

UNIVERSIDAD DE CANTABRIA

DEPARTAMENTO DE INGENIERÍA DE COMUNICACIONES



TESIS DOCTORAL

**Contribución a la mejora de
las prestaciones en redes de acceso
inalámbricas no convencionales**

Autor: *Ramón Agüero Calvo*
Director: *Luis Muñoz Gutiérrez*

Santander, noviembre de 2007

Resumen

La presencia de topologías multi-salto en comunicaciones inalámbricas de todo tipo es cada vez más apreciable, esperándose además que esta tendencia se mantenga en un futuro cercano. A pesar de que inicialmente fueran concebidos para solventar la falta de infraestructura subyacente en ciertos escenarios concretos, estos despliegues han acaparado el interés de diferentes actores del ámbito de las comunicaciones (incluyendo los operadores), con lo que es razonable pensar que su relevancia irá creciendo paulatinamente. De hecho, existen diversas iniciativas en algunos foros de estandarización que de alguna manera corroboran este hecho. Hay que tener en cuenta, por otro lado, otros factores adicionales (como la eclosión que se ha producido en el campo de las redes de sensores inalámbricos) que seguramente fomentarán el uso de estas topologías.

A pesar de la creciente actividad en el ámbito de los despliegues multi-salto, sigue siendo necesario establecer, de manera cuantitativa, cuáles son sus posibles beneficios, tanto para los usuarios finales de los sistemas de comunicación, como para los operadores, especialmente teniendo en cuenta el elevado grado de heterogeneidad que también caracterizará las redes inalámbricas.

Por otro lado, en lo que se refiere a los algoritmos y protocolos a ser empleados sobre este tipo de topologías, y a pesar de la intensa labor de investigación que sobre ellos se ha realizado recientemente, queda aún un número relevante de aspectos a analizar. En primer lugar, el mero hecho de que sus requerimientos y retos iniciales hayan variado de manera sustancial puede, y debe, influenciar sus principios básicos. Además, es necesario acometer verificaciones de los mismos sobre plataformas reales y, así mismo, asegurar que las evaluaciones que se realicen con técnicas de simulación utilicen modelos reales que permitan reflejar de manera fidedigna las condiciones que se dan en la realidad.

Esta Tesis afronta, en primer lugar, la evaluación cuantitativa de la mejora que es posible alcanzar al utilizar topologías inalámbricas multi-salto para extender despliegues de red más tradicionales. Un primer aspecto que es razonable considerar es la ampliación de la cobertura que se consigue; en este caso se ha realizado un análisis que sigue un doble enfoque, analítico y mediante técnicas de simulación, para determinar es la ganancia que se logra. Se ha partido de dos modelos de red complementarios entre sí, asumiendo en el primero de ellos una falta total de planificación previa, mientras que en el segundo se utiliza un emplazamiento óptimo de los elementos de conexión a la red. Se ha comprobado que, a pesar de sus características claramente antagónicas, los resultados obtenidos con ambos escenarios son similares entre sí. Además, se concluye que, a pesar de que la ampliación de la cobertura que se alcanza es muy relevante, es posible establecer un límite razonable para el número máximo de saltos a emplear, ya que la mejoría adicional al incrementar la longitud de la ruta deja de ser apreciable a partir del mismo. Este aspecto se podría aprovechar para influir en el diseño de las técnicas

de encaminamiento a emplear sobre este tipo de topologías.

Se analizan también otras mejoras adicionales, utilizando un escenario en el que predomina sobremanera la heterogeneidad de los elementos de conexión a la red, e integrando las extensiones multi-salto con un algoritmo de selección de acceso genérico, que permite modular el peso que tienen las diferentes entidades (tanto el terminal de usuario como la propia red), así como diversos parámetros y restricciones a considerar, a la hora de determinar la alternativa de conexión óptima. Se comprueba que, tanto para los usuarios, gracias a la mejora de la calidad del servicio que perciben, como para la red, que incrementa el tráfico que es capaz de cursar, el uso de comunicaciones multi-salto puede resultar altamente atractivo.

En segundo lugar, también se afronta la mejora de las técnicas de encaminamiento que tradicionalmente se emplean sobre las redes multi-salto, basadas en minimizar el número de saltos entre los dos extremos de la comunicación. Para ello, y utilizando el paradigma de *Cross-Layer Optimisation*, se propone una versión mejorada del protocolo DSR, denominada *SADSR*, que emplea la información relativa a la calidad de los enlaces subyacentes para modular el algoritmo de selección de ruta. Destacar que se acomete una verificación experimental de dicha propuesta, contestando, de este modo, a una de las reivindicaciones más importantes en este campo. Los resultados obtenidos permiten inferir que las prestaciones de la propuesta realizada en el marco de esta Tesis son superiores a los de la versión original del DSR.

A pesar del evidente valor que las validaciones empíricas aportan, tienen la limitación de que es complicado establecer topologías con un número elevado de nodos, o acometer experimentos con una pauta repetitiva para determinar un comportamiento promedio. Es por ello que también se acomete un análisis mediante técnicas de simulación, en el que se compara *SADSR* con la versión original del DSR, así como con otras propuestas que han acaparado el interés por parte de la comunidad científica. Los resultados que se derivan a raíz de la evaluación llevada a cabo no hacen sino corroborar lo que ya adelanta la verificación experimental, ya que las prestaciones del *SADSR* son muy superiores a las del resto de alternativas analizadas.

Para llevar a cabo el análisis anterior es fundamental el uso de un modelo de canal que refleje, con el mayor grado de exactitud posible, un comportamiento realista. Para ello, en la Tesis se afronta el diseño, implementación y posterior integración en la plataforma *Network Simulator* de *BEAR*, un modelo de canal basado en filtrado auto-regresivo, que se caracteriza principalmente por emular la aparición de errores *a ráfagas* que se observa en entornos reales. En ese sentido, se parte de un extenso conjunto de medidas que permite corroborar el correcto funcionamiento de la propuesta.

Abstract

The presence of multi-hop topologies within all types of wireless communications is becoming more and more common, and this tendency is expected to be maintained in the near future. Although they were originally conceived to compensate the lack of subjacent infrastructure in certain scenarios, these deployments have attracted the interest of different actors in the wireless communications value chain (including network operators) and thus it is logical to think that their relevance will gradually increase. In fact, there already exist some standardization initiatives which corroborate this point to some extent. Furthermore, other additional factors, such as the rapid growth which has been seen in wireless sensor technologies, also strengthen the use of these topologies..

In spite of the growing activity in the multi-hop deployment field, it is still necessary to establish, in a quantitative way, their potential benefits, both for the end-users of the communication systems, as well as for the operators, considering, in addition, the high degree of heterogeneity which will characterize wireless networks in the future.

On the other hand, as far as algorithms and protocols to be used over this type of topology are concerned, and despite the intense research which has been conducted into them, there is still a large number of issues to be tackled. First, the simple fact that their initial requirements and challenges have been modified can, and must, influence their basic principles. In addition, it becomes necessary to address their validation on real platforms and, on the other hand, to ensure that simulation-based evaluations of their performance make use of realistic models which accurately reflect the conditions which are observed in real scenarios.

This dissertation tackles, on the one hand, the quantitative evaluation of the improvements which are achievable when using multi-hop topologies to extend legacy network deployments. One first aspect which is logical to consider is the increase in the coverage which is brought about. In this sense, a two-fold approach has been followed, employing both an analytical as well as a simulation-based analysis, to establish what the gain is. Two network models have been used, being complementary to each other; the first one assumes a complete lack of network planning for the deployment of the access elements, while the second one assumes an optimum distribution of them. Although their characteristics are completely different, the results are somehow similar for both cases. Furthermore, it can be concluded that, despite the coverage extension which can be obtained, it is indeed possible to establish a reasonable limit on the maximum number of hops to be used, since the improvement becomes less relevant for higher values. This aspect could influence the design of routing techniques to be used over this type of topology.

Furthermore, other additional benefits have been also analyzed, using a network deployment in which the presence of heterogeneity (multi-access) is evident. The multi-hop ex-

tensions have been integrated within a generic access selection algorithm which enables the modification of the weights which are assigned to the different entities (both the end-user terminals and the network) as well as to the set of parameters and constraints to be considered when selecting the most appropriate access alternative. It is concluded that for both the end-users, who improve their perception of the quality of service, and the network, which is able to increase the overall amount of traffic possible to be handled, multi-hop extensions are certainly beneficial.

In addition, the dissertation also tackles the improvement of the routing techniques which are traditionally employed over multi-hop networks, which are based on minimizing the number of hops between the two sides of the communication. To accomplish this, and using the *Cross-Layer Optimisation* paradigm, an improved version of the DSR protocol is proposed, namely *SADSR*. It uses information about the subjacent link qualities to modulate the route selection algorithm. It is worth highlighting that a fully empirical (on a real platform) validation has been conducted, addressing one of the most pressing demands within this field. The results obtained allow us to infer that the proposal made in the framework of this dissertation is clearly outperforming the original DSR version.

Although the added value provided by empirical validations is unquestionable, they also have some limitations. First, they normally do not favour the establishment of large topologies, or to undertake repetitive experiments aimed at finding an average behaviour. In this sense, a simulation-based analysis is also used so as to compare the *SADSR* with the original DSR version as well as with other proposals which have recently attracted interest from the scientific community. The results obtained by the validation carried out on a real platform are confirmed, since the performance brought about by the *SADSR* is somewhat higher than that of the other strategies.

In order to perform the previous analysis the use of a realistic channel model, able to capture with a high degree of accuracy the behaviour exhibited on real platforms, is mandatory. To fulfil this requirement, the dissertation also tackles the design, implementation, and integration within the *Network Simulator* platform of *BEAR*, a channel model based on autoregressive filtering. It is mainly characterized by being able to emulate the *bursty* presence of errors which is observed over real channels. The design is based on an extensive set of measurements which is used to assess the validity of the proposal.

Índice

1. Introducción y objetivos de la Tesis	1
1.1. Motivación y objetivos	2
1.2. Estructura de la Tesis	4
2. Análisis de la cobertura de extensiones multi-salto	7
2.1. Modelo de red y distribución de las distancias a los elementos de conexión . .	8
2.1.1. Modelo de la topología de red	8
2.1.2. Distancias a los puntos de acceso	9
2.2. Extensión de la cobertura con dos saltos	18
2.2.1. Distribución aleatoria de los puntos de acceso	18
2.2.2. Distribución matricial de los puntos de acceso	22
2.3. Análisis mediante técnicas de simulación	25
2.3.1. Distribución aleatoria de los puntos de acceso	25
2.3.2. Distribución matricial de los puntos de acceso	31
2.4. Conclusiones	36
3. Protocolos de encaminamiento para redes multi-salto	39
3.1. Introducción a las redes multi-salto	39
3.2. Clasificación de los protocolos de encaminamiento multi-salto	40
3.2.1. Protocolos preventivos	41
3.2.2. Protocolos reactivos	41
3.2.3. Comparación	42
3.2.4. Protocolos jerárquicos	42
3.3. Estandarización: MANET	43
3.3.1. Evolución histórica	43
3.3.2. Protocolos preventivos en el ámbito de MANET	45
3.3.3. Protocolos reactivos en el ámbito de MANET	49
3.4. Aspectos adicionales en MANET	52
3.4.1. Formato genérico para paquetes de control en redes MANET	53
3.4.2. Esquema de difusión simplificado para redes MANET	53

3.4.3.	Protocolo de descubrimiento de vecinos para redes MANET	55
3.4.4.	Arquitectura de redes MANET	56
3.5.	Retos en el ámbito de las redes multi-salto	56
4.	Múltiples interfaces y modelo de canal a ráfagas en <i>ns</i>	59
4.1.	Introducción al simulador <i>Network Simulator</i>	60
4.1.1.	Dualidad de <i>ns</i>	60
4.1.2.	Comunicaciones inalámbricas en <i>ns</i>	61
4.2.	Incorporación de múltiples interfaces en <i>ns</i>	63
4.2.1.	Arquitectura de múltiples interfaces en <i>ns</i>	64
4.3.	Incorporación de un modelo de error a ráfagas en <i>ns</i>	66
4.3.1.	Modelado de canal en <i>ns</i>	66
4.3.2.	Caracterización empírica del comportamiento de canales 802.11b	70
4.3.3.	Modelo de canal	81
4.3.4.	Análisis del comportamiento del modelo de canal	87
4.4.	Conclusiones	116
5.	Mejora del enrutamiento fuente mediante <i>Cross-Layer Optimization</i>	119
5.1.	Introducción y planteamiento del problema	120
5.2.	Dynamic Source Routing: DSR	122
5.2.1.	Descubrimiento de ruta	123
5.2.2.	Mantenimiento de ruta	124
5.2.3.	Mecanismos Adicionales	124
5.2.4.	Especificación del protocolo	126
5.3.	SNR Aware DSR	132
5.3.1.	Del DSR al SADSR	132
5.3.2.	Descubrimiento de ruta	133
5.3.3.	Mantenimiento de ruta	134
5.3.4.	Cambios en las estructuras de almacenamiento	134
5.3.5.	Especificación del protocolo	137
5.4.	Evaluación experimental de las prestaciones de DSR y SADSR	140
5.4.1.	Estructura de la implementación del DSR	140
5.4.2.	Incorporación del módulo DSR en la capa de protocolos IP	141
5.4.3.	Descubrimiento de ruta	142
5.4.4.	Mantenimiento de ruta	143
5.4.5.	Interfaces	145
5.4.6.	Plataforma empleada durante la campaña de medidas	147
5.4.7.	Prestaciones de DSR y SADSR	148
5.5.	Evaluación mediante técnicas de simulación del protocolo SADSR	160

5.5.1.	Análisis de la calidad de los enlaces radio mediante diferentes métricas	160
5.5.2.	Análisis en escenarios lineales	173
5.5.3.	Análisis en escenarios bidimensionales	193
5.6.	Conclusiones	198
6.	Extensiones multi-salto en despliegues de red heterogéneos	201
6.1.	Sistemas multi-acceso	202
6.2.	La Filosofía de <i>Ambient Networks</i>	203
6.3.	Arquitectura multi-acceso en <i>Ambient Networks</i>	204
6.3.1.	Capa de enlace genérica	204
6.3.2.	Gestión de recursos radio heterogéneos	206
6.3.3.	Otras entidades funcionales	206
6.3.4.	Funciones y procedimientos multi-acceso	207
6.4.	Evaluación de la arquitectura multi-acceso de <i>Ambient Networks</i>	210
6.4.1.	Algoritmo genérico de selección de acceso	211
6.4.2.	Escenario y configuración del simulador	212
6.4.3.	Resultados	214
6.5.	Conclusiones	231
7.	Conclusiones	233
7.1.	Aportaciones	234
7.2.	Líneas futuras de investigación	236
A.	Distancias a los AP en la distribución matricial	239
A.1.	Distancia al AP más cercano	239
A.2.	Distancia al segundo AP más cercano	242
A.3.	Distancia al tercer AP más cercano	244
A.4.	Distancia al cuarto AP más cercano	247
A.5.	Cálculo de la función de densidad de probabilidad de las distancias a APs conjunta	249
B.	Intersección de tres círculos	253
C.	Coordenadas toroidales	257
D.	SNR instantánea en el canal real	259
E.	Duración temporal de las ráfagas de tramas	265
E.1.	Sobrecarga del protocolo IEEE 802.11b	265
E.2.	Duración de ráfagas de tramas	267

F. Entorno de implementación	271
F.1. Disponibilidad de implementaciones de DSR	271
F.2. Dispositivo de red virtual Vs. Netfilter	272
F.2.1. Dispositivo de red virtual	273
F.2.2. Netfilter	274
F.3. Interfaces de comunicación del módulo	276
F.3.1. Interfaz con el espacio de usuario	276
F.3.2. Interfaz con otros módulos del kernel	276
G. Evaluación de la métrica SADSR	279
G.1. Efecto de la simetría del canal y del procedimiento de histéresis	279
G.2. Efecto de las variaciones lentas del canal	283
G.3. Efecto de las variaciones rápidas del canal	287
H. Evaluación de la métrica ETX	291
H.1. Efecto de la simetría del canal y de las <i>Gray Zones</i>	291
H.2. Efecto de las variaciones lentas del canal	296
H.3. Efecto de las variaciones rápidas del canal	300
I. Publicaciones	305
I.1. Capítulos de libros	305
I.2. Revistas internacionales	305
I.3. Revistas nacionales	306
I.4. Conferencias internacionales	306
I.5. Conferencias nacionales	310
I.6. Otros	311

Índice de figuras

2.1. Modelo de red para las extensiones multi-salto	9
2.2. Distribución matricial de los puntos de acceso	12
2.3. Distancia al AP más cercano en el escenario matricial	14
2.4. Distancia al cuarto AP más cercano en el escenario matricial	16
2.5. Dominio de $f_{D_1, D_4}(d_1, d_4)$	18
2.6. Ruta de dos saltos para conectarse con un AP en el escenario aleatorio	19
2.7. Probabilidad de no conexión en el escenario aleatorio con rutas de dos saltos	22
2.8. Probabilidad de no conexión en el escenario matricial con rutas de dos saltos	24
2.9. Probabilidad de no conexión en el escenario aleatorio para diferentes valores de α en función de la densidad de usuarios	26
2.10. Probabilidad de no conexión en el escenario aleatorio para diferentes valores de α en función de la densidad de APs	27
2.11. Número de saltos necesarios para alcanzar el AP más cercano en el escenario aleatorio para diferentes valores de α	28
2.12. Probabilidad de no conexión en el escenario aleatorio para diferentes longitudes de ruta en función de la densidad de usuarios	29
2.13. Probabilidad de no conexión en el escenario aleatorio para diferentes longitudes de ruta en función de la densidad de APs	30
2.14. Probabilidad de no conexión en el escenario aleatorio en función de α	31
2.15. Probabilidad de no conexión en el escenario matricial para diferentes valores de α en función de la densidad de usuarios	32
2.16. Probabilidad de no conexión en el escenario matricial para diferentes valores de α en función de la semi-distancia entre APs	33
2.17. Número de saltos necesarios para alcanzar el AP más cercano en el escenario matricial para diferentes valores de α	34
2.18. Probabilidad de no conexión en el escenario matricial para diferentes longitudes de ruta en función de la densidad de usuarios	35
2.19. Probabilidad de no conexión en el escenario matricial para diferentes longitudes de ruta en función de la semi-distancia entre APs	36
2.20. Probabilidad de no conexión en el escenario matricial en función de α	37
3.1. Evolución histórica del grupo de trabajo MANET del IETF	45

3.2. Selección de MPRs en OLSR	46
3.3. Creación de árboles en TBRPF	48
3.4. Proceso de descubrimiento de ruta en AODV	50
3.5. Arquitectura lógica del protocolo SMF	54
4.1. Arquitectura de un nodo inalámbrico (<i>MobileNode</i>) en <i>ns</i>	61
4.2. Arquitectura de un nodo inalámbrico con encaminamiento fuente (<i>SRNode</i>) en <i>ns</i>	63
4.3. Uso de canales diferentes en una comunicación multi-salto	64
4.4. Arquitectura de un nodo inalámbrico (<i>MobileNode</i>) con múltiples interfaces	66
4.5. Modelo de <i>Gilbert Elliot</i>	70
4.6. Escenario de la campaña de medidas	71
4.7. Caracterización del canal en la <i>posición mala</i>	75
4.8. Comparación del canal en la <i>posición mala</i> a 11 y 2 Mbps	75
4.9. Comparación del canal en las posiciones <i>mala</i> y <i>media</i>	76
4.10. Comportamiento temporal de conexiones TCP sobre un canal 802.11 en la <i>posición mala</i>	79
4.11. Evolución del RTT de conexiones TCP sobre un canal 802.11 en la <i>posición mala</i>	80
4.12. Comportamiento del canal para los reconocimientos TCP en la <i>posición mala</i>	81
4.13. Descomposición de la SNR instantánea en la <i>posición mala</i>	83
4.14. Coeficientes del filtro AR obtenidos a partir de las medidas reales	84
4.15. Arquitectura del modelo de canal <i>BEAR</i>	87
4.16. Evolución instantánea de la SNR para diferentes modelos de propagación	88
4.17. Comparación del rendimiento UDP para los diferentes modelos de canal	89
4.18. Comparación de la FER obtenida utilizando tráfico UDP para los diferentes modelos de canal	90
4.19. Comparación de la PER obtenida utilizando tráfico UDP para los diferentes modelos de canal	90
4.20. Comparación de la EFB media obtenida utilizando tráfico UDP para los diferentes modelos de canal	91
4.21. Comparación de la EPB media obtenida usando tráfico UDP para los diferentes modelos de canal	92
4.22. Longitudes máximas EFB y EPB obtenidas usando tráfico UDP para los diferentes modelos de canal	92
4.23. Relación entre la PER y la FER para los canales <i>Shadowing</i> y <i>BEAR</i>	93
4.24. Memoria en el modelo de canal <i>BEAR</i>	94
4.25. Relación entre la FER y la distancia para el canal <i>Shadowing</i>	95
4.26. Rendimiento UDP en función de la FER para los canales <i>Shadowing</i> y <i>BEAR</i>	95
4.27. EFB y CFB medias para los canales <i>Shadowing</i> y <i>BEAR</i>	96
4.28. Función de probabilidad del rendimiento UDP en función de la distancia	97

4.29. Función de probabilidad de la FER en función de la distancia usando tráfico UDP	98
4.30. Función de probabilidad de la PER en función de la distancia usando tráfico UDP	98
4.31. Comparación de la FER obtenida utilizando tráfico TCP para los diferentes modelos de canal	100
4.32. Comparación de la PER obtenida utilizando tráfico TCP para los diferentes modelos de canal	101
4.33. Comparación de la EFB media obtenida utilizando tráfico TCP para los diferentes modelos de canal	102
4.34. Comparación del rendimiento TCP para los diferentes modelos de canal	103
4.35. Comparación del número de Triple ACKs recibidos para los diferentes modelos de canal	104
4.36. Comparación de las retransmisiones TCP realizadas con los diferentes modelos de canal	105
4.37. Comparación del periodo máximo de inactividad de las conexiones TCP para los diferentes modelos de canal	106
4.38. Rendimiento TCP en función de la FER para diferentes modelos de canal	107
4.39. Rendimiento TCP en función de la PER para diferentes modelos de canal	109
4.40. Porcentaje de retransmisiones total y disparadas por <i>Fast Retrasnmit</i> para diferentes modelos de canal	109
4.41. Retransmisiones máximas del mismo segmento frente a la EFB máxima para diferentes modelos de canal	110
4.42. Evolución temporal y del RTT de dos conexiones TCP para el canal <i>Shadowing</i>	111
4.43. Evolución temporal y del RTT de dos conexiones TCP para el canal basado en <i>Markov</i>	112
4.44. Evolución temporal y del RTT de dos conexiones TCP para el canal <i>BEAR</i>	113
4.45. Función de probabilidad del rendimiento TCP en función de la distancia	114
4.46. Función de probabilidad de las retransmisiones TCP en función de la distancia	115
4.47. Función de probabilidad de la inactividad máxima TCP en función de la distancia	116
5.1. Parte Fija de la cabecera DSR	127
5.2. Opción RREQ en DSR	128
5.3. Opción RREP en DSR	128
5.4. Opción RERR en DSR	129
5.5. Opción ACKREQ en DSR	130
5.6. Opción ACK en DSR	131
5.7. Opción Ruta Fuente en DSR	131
5.8. Opción RREQ en SADSR	137
5.9. Opción RREP en SADSR	138
5.10. Opción RERR en SADSR	139

5.11. Opción RSNR en SADSR	139
5.12. Estructura de la implementación del módulo DSR	140
5.13. Topologías de red definidas en la recomendación IEEE 802.11	148
5.14. Escenarios empleados para caracterizar la sobrecarga del protocolo DSR	149
5.15. Rendimiento instantáneo con el protocolo DSR para rutas de uno, dos y tres saltos	149
5.16. Comportamiento del protocolo UDP sobre rutas de uno, dos y tres saltos inalámbricos 802.11b <i>libres de errores</i>	150
5.17. Comportamiento del protocolo TCP sobre rutas de uno, dos y tres saltos inalámbricos 802.11b <i>libres de errores</i>	151
5.18. Escenarios empleados para caracterizar la influencia del <i>Gateway</i>	151
5.19. Efecto de la presencia del <i>Gateway</i> en el comportamiento del protocolo DSR	152
5.20. Rendimiento instantáneo con el protocolo SADSR para rutas de uno, dos y tres enlaces inalámbricos 802.11b <i>libres de errores</i>	153
5.21. Escenario canónico 1	153
5.22. Comportamiento de los protocolos DSR y SADSR en el escenario canónico 1	154
5.23. Escenario canónico 2	155
5.24. Comportamiento de los protocolos DSR y SADSR en el escenario canónico 2	155
5.25. Escenario canónico 3	157
5.26. Comportamiento de los protocolos DSR y SADSR en el escenario canónico 3	157
5.27. Escenario canónico 4	158
5.28. Comportamiento de los protocolos DSR y SADSR en el escenario canónico 4	158
5.29. Comportamiento de los protocolos DSR y SADSR en el escenario canónico 4, deshabilitando la capacidad de detectar vecinos en el DSR	159
5.30. Intercambio de paquetes de <i>Hello</i> en el protocolo SADSR	161
5.31. Estados para la métrica SADSR	162
5.32. Procedimiento de histéresis para determinar la métrica SADSR	163
5.33. Calidades SADSR de los enlaces directo e inverso con histéresis y con canal simétrico	163
5.34. Calidades SADSR de los enlaces directo e inverso con histéresis y con canal asimétrico	164
5.35. Evolución de la métrica SADSR en función de la distancia	165
5.36. Probabilidad de cambio entre estados, utilizando la métrica SADSR	166
5.37. Tasas de entrega de los enlaces directo e inverso con <i>Gray Zones</i> y canal simétrico	169
5.38. Tasas de entrega de los enlaces directo e inverso sin <i>Gray Zones</i> y canal simétrico	170
5.39. Evolución de la métrica ETX en función de la distancia	171
5.40. Probabilidad de cambio entre estados, utilizando la métrica ETX	172
5.41. Número medio de saltos en el escenario de encaminamiento oportunista	174
5.42. Función de probabilidad para el número de saltos en el escenario de encaminamiento oportunista	175

5.43. Probabilidad de pérdida en el escenario de encaminamiento oportunista . . .	176
5.44. Función de probabilidad para la probabilidad de pérdida en el escenario de encaminamiento oportunista	177
5.45. Rendimiento TCP en el escenario de encaminamiento oportunista	178
5.46. Función de probabilidad para el rendimiento TCP en el escenario de encaminamiento oportunista	179
5.47. Número medio de saltos en el escenario canónico 2	181
5.48. Probabilidad de pérdida en el escenario canónico 2	182
5.49. Rendimiento TCP en el escenario canónico 2	184
5.50. Número medio de saltos en el escenario canónico 3	185
5.51. Probabilidad de pérdida en el escenario canónico 3	186
5.52. Rendimiento TCP en el escenario canónico 3	188
5.53. Número medio de saltos en el escenario canónico 4	189
5.54. Probabilidad de pérdida en el escenario canónico 4	190
5.55. Rendimiento TCP en el escenario canónico 4	192
5.56. Número medio de saltos en el escenario bidimensional	193
5.57. Función de probabilidad para el número medio de saltos en el escenario bidimensional	194
5.58. Probabilidad de pérdida en el escenario bidimensional	195
5.59. Función de probabilidad para la pérdida de datagramas en el escenario bidimensional	196
5.60. Rendimiento TCP en el escenario bidimensional	197
5.61. Función de probabilidad para el rendimiento TCP en el escenario bidimensional	197
6.1. Arquitectura del <i>Ambient Control Space</i>	203
6.2. Arquitectura multi-acceso desarrollada en el marco de <i>Ambient Networks</i> . .	205
6.3. Mecanismos de abstracción proporcionados por la GLL	205
6.4. Elementos de información gestionados por la MRRM durante los procesos de establecimiento de comunicación	208
6.5. Diagrama de flujo empleado durante la evaluación de la arquitectura multi-acceso	211
6.6. Despliegue de estaciones base empleado durante la evaluación de la arquitectura multi-acceso	215
6.7. Probabilidad de rechazo con la estrategia <i>Terminal Centric</i>	216
6.8. Probabilidad de terminación anómala con la estrategia <i>Terminal Centric</i> . . .	216
6.9. Número medio de traspasos con la estrategia <i>Terminal Centric</i> para un servicio	217
6.10. Número medio de traspasos con la estrategia <i>Terminal Centric</i> para dos servicios	218
6.11. Carga relativa por RAT con la estrategia <i>Terminal Centric</i>	219
6.12. Tráfico total en la red con la estrategia <i>Terminal Centric</i>	219
6.13. Probabilidad de rechazo con la estrategia <i>Network Centric</i>	220
6.14. Probabilidad de terminación anómala con la estrategia <i>Network Centric</i> . . .	221

6.15. Número medio de trasposos con la estrategia <i>Network Centric</i> para un servicio	221
6.16. Número medio de trasposos con la estrategia <i>Network Centric</i> para dos servicios	222
6.17. Carga relativa por RAT con la estrategia <i>Network Centric</i>	223
6.18. Tráfico total en la red con la estrategia <i>Network Centric</i>	223
6.19. Probabilidad de rechazo con la estrategia <i>Mixta</i>	224
6.20. Probabilidad de terminación anómala con la estrategia <i>Mixta</i>	225
6.21. Número medio de trasposos con la estrategia <i>Mixta</i> para un servicio	225
6.22. Número medio de trasposos con la estrategia <i>Mixta</i> para dos servicios	226
6.23. Carga relativa por RAT con la estrategia <i>Mixed</i>	227
6.24. Tráfico total en la red con la estrategia <i>Mixta</i>	227
6.25. Probabilidad de rechazo con las tres estrategias de selección de acceso	228
6.26. Probabilidad de terminación anómala con las tres estrategias de selección de acceso	229
6.27. Número medio de trasposos por servicio las tres estrategias de selección de acceso	230
6.28. Tráfico total en la red con las tres estrategias de selección de acceso	231
A.1. Áreas para el cálculo de las distancias a los cuatro AP más cercanos en el escenario matricial	240
A.2. Distancia al AP más cercano en el escenario matricial	241
A.3. Distancia al segundo AP más cercano en el escenario matricial	243
A.4. Distancia al tercer AP más cercano en el escenario matricial	245
A.5. Distancia al cuarto AP más cercano en el escenario matricial	248
A.6. Dominio de $f_{D_1, D_4}(d_1, d_4)$	250
B.1. Intersección de 3 círculos	253
B.2. Cálculo de los ángulos φ_0, φ_i y φ_j	255
D.1. Descomposición de la SNR instantánea en la <i>posición mala</i> (1/2)	260
D.2. Descomposición de la SNR instantánea en la <i>posición mala</i> (2/2)	261
D.3. Descomposición de la SNR instantánea en la <i>posición media</i> (1/2)	262
D.4. Descomposición de la SNR instantánea en la <i>posición media</i> (2/2)	263
E.1. Esquema de acceso al medio DCF, empleado por IEEE 802.11	266
E.2. Formato de las tramas en IEEE 802.11	267
E.3. Longitudes medias de ráfagas medidas en el canal real	268
F.1. Arquitectura Netfilter IPv4	275
G.1. Calidades SADSR de los enlaces directo e inverso sin histéresis y con canal asimétrico	280
G.2. Correlación entre las calidades SADSR de los dos sentidos de un canal radio	281

G.3. Funciones de probabilidad de cada uno de los estados para la métrica SADSR	282
G.4. Evolución de la métrica SADSR en función de la variación temporal lenta del canal	283
G.5. Variación de la correlación entre las métricas SADSR de los dos sentidos de un canal inalámbrico en función de la variación temporal lenta	284
G.6. Evolución de la probabilidad de cambio de la métrica SADSR en función de la variación temporal lenta del canal	286
G.7. Evolución de la métrica SADSR en función de la variación temporal rápida del canal	287
G.8. Variación de la correlación entre las métricas SADSR de los dos sentidos de un canal inalámbrico en función de la variación temporal rápida	288
G.9. Variación de la probabilidad de cambio de la métrica SADSR en función de la variación temporal rápida del canal	289
H.1. Tasas de entrega de los enlaces directo e inverso con <i>Gray Zones</i> y canal asimétrico	292
H.2. Correlación entre las tasas de entrega de los dos sentidos de un canal radio .	293
H.3. Funciones de probabilidad de cada uno de los estados para la métrica ETX (con <i>Gray Zones</i>)	294
H.4. Funciones de probabilidad de cada uno de los estados para la métrica ETX (sin <i>Gray Zones</i>)	295
H.5. Evolución de la métrica ETX en función de variación temporal lenta (con <i>Gray Zones</i>)	296
H.6. Evolución de la métrica ETX en función de variación temporal lenta (sin <i>Gray Zones</i>)	297
H.7. Variación de la correlación entre las tasas de entrega de los dos sentidos de un canal inalámbrico en función de la variación temporal lenta	298
H.8. Variación de la probabilidad de cambio de la métrica ETX en función de la variación temporal lenta del canal	299
H.9. Evolución de la métrica ETX en función de la variación temporal rápida del canal, con <i>Gray Zones</i>	300
H.10. Evolución de la métrica ETX en función de la variación temporal rápida del canal, sin <i>Gray Zones</i>	301
H.11. Evoluación de la correlación entre las tasas de entrega de los dos sentidos de un canal inalámbrico en función de la variación temporal rápida	302
H.12. Evolución de la probabilidad de cambio de la métrica ETX en función de la variación temporal rápida	303

Índice de tablas

3.1. Comparativa entre los protocolos preventivos y reactivos	42
3.2. Comparativa entre los protocolos preventivos de MANET	49
3.3. Comparativa entre los protocolos reactivos de MANET	52
4.1. Comportamiento del protocolo UDP sobre un canal 802.11b <i>malo</i>	73
4.2. Comportamiento del protocolo UDP sobre un canal 802.11b <i>medio</i>	74
4.3. Comportamiento del protocolo TCP sobre un canal 802.11b <i>malo</i>	77
4.4. Duración temporal de las ráfagas medias de tramas correctas e incorrectas, obtenidas con tráfico UDP sobre un canal 802.11b <i>malo</i>	99
5.1. Valores de la métrica ETX, en función de la estimación de las tasas de entrega directa e inversa	168
5.2. Número medio de saltos en el escenario de encaminamiento oportunista . . .	176
5.3. Probabilidad de pérdida en el escenario de encaminamiento oportunista . . .	178
5.4. Rendimiento TCP obtenido el escenario de encaminamiento oportunista . . .	180
5.5. Número medio de saltos en el escenario canónico 2	182
5.6. Probabilidad de pérdida en el escenario canónico 2	183
5.7. Rendimiento TCP en el escenario canónico 2	184
5.8. Número medio de saltos en el escenario canónico 3	186
5.9. Probabilidad de pérdida en el escenario canónico 3	187
5.10. Rendimiento TCP en el escenario canónico 3	188
5.11. Número medio de saltos en el escenario canónico 4	190
5.12. Probabilidad de pérdida en el escenario canónico 4	191
5.13. Rendimiento TCP en el escenario canónico 4	192
6.1. Tecnologías de acceso empleadas durante el análisis del mecanismo de selección de acceso	213
6.2. Características de los servicios usados por los usuarios durante el análisis del mecanismo de selección de acceso	213
E.1. Parámetros definidos en el estándar 802.11b	267

E.2. Duración temporal de las ráfagas medias de tramas correctas e incorrectas, obtenidas con tráfico UDP sobre un canal 802.11b <i>malo</i>	269
--	-----

Capítulo 1

Introducción y objetivos de la Tesis

¿Cómo serán las comunicaciones inalámbricas del futuro? El dar una contestación cerrada y concreta a esta pregunta parece a día de hoy un reto cuanto menos complicado de acometer. Se ha producido (y de hecho, se sigue produciendo) un relevante número de cambios que permiten intuir unos escenarios sensiblemente alejados de los que existen en la actualidad. Hay diferentes motivos detrás de este hecho, pero la revolución que han originado las comunicaciones de todo tipo desde finales del siglo pasado en todos los ámbitos de la sociedad sea posiblemente el que en mayor medida pueda justificarlo, dado el interés que suscitan. Hay que tener en cuenta, además, los avances que se están produciendo en un campo tan íntimamente relacionado, como es el de la electrónica, que de hecho aparece como gran catalizadora de la eclosión de las nuevas tecnologías que permiten llevar a cabo la evolución en las comunicaciones antes mencionada. El brote masivo de novedosas alternativas de acceso deriva en escenarios en los que el usuario, que se convierte claramente en el *elemento central*, tiene a su disposición un elevado conjunto de posibilidades de comunicación, que tendrán que ser gestionadas, de manera transparente, de modo que siempre ofrezcan unas prestaciones óptimas en función de un conjunto más o menos elevado de parámetros.

A nadie le sorprende ya la presencia, cada vez más cotidiana, de diferentes dispositivos de comunicación inalámbrica. A principios de los años 90, sin embargo, la situación era claramente diferente, e incluso los teléfonos móviles estaban al alcance de muy pocos. La revolución que supuso la llegada de la telefonía celular, especialmente la de segunda generación (*Global System for Mobile communications*, GSM) cambió radicalmente la concepción que de las comunicaciones se tenía hasta el momento y el uso de tecnologías inalámbricas se convirtió en un elemento más de la vida cotidiana. Así, por ejemplo, en la mayoría de los países europeos, en los que la densidad de usuarios de telefonía móvil superó a la de los de la fija a principios del siglo XXI, la penetración actual está incluso por encima del 100%, triplicando, en España, la de terminales convencionales. El revés que se derivó de la implantación, lejos de sus expectativas iniciales, de la tercera generación de comunicaciones móviles (*Universal Mobile Telecommunications System*, UMTS) se ha superado claramente, y las cifras actuales en lo que se refiere a la venta de dispositivos hacen ver que es un mercado muy vivo aún.

En paralelo, se ha producido la eclosión de otro tipo de tecnologías, las redes de área local inalámbricas (*Wireless Local Area Network* o WLAN), conocidas comúnmente como redes *WiFi*. Su irrupción ha supuesto un gran cambio en la manera en la que los usuarios se conectan a Internet, dando lugar a la aparición de nuevos modelos de negocio (como los

hot-spots) y favoreciendo la aparición de un interés, cada vez mayor, en tratar de integrar los dos tipos de tecnologías, claramente diferentes en sus características más básicas. De hecho, es posible ya encontrar dispositivos que son capaces de emplear ambas, aunque su uso está aún dictaminado por el empleo de políticas muy estáticas requiriendo, incluso, la intervención directa del usuario final.

A todo esto hay que añadir la reciente aparición de tecnologías adicionales, como IEEE 802.16 (o *Wimax*), lo que no hace más que refrendar el hecho de que una de las características más plausibles en lo que se refiere a los escenarios de comunicación en el futuro será la elevada heterogeneidad de los mismos.

Evidentemente es complicado prever la evolución del ámbito de las comunicaciones, especialmente las inalámbricas, como se corrobora a la vista del gran vuelco que se ha producido en el mismo en un margen temporal de menos de 15 años. En ese sentido, esta Tesis se enmarca en alguno de los múltiples puntos que presumiblemente jugarán un papel relevante en un futuro no muy lejano. Principalmente se centra en los llamados despliegues multi-salto. Las topologías de este tipo, que tradicionalmente se les ha denominado redes *ad hoc*, se caracterizaron originalmente por permitir el establecimiento de comunicaciones en aquellas situaciones en las que la presencia de una infraestructura subyacente no estuviera garantizada, siendo ejemplos típicos escenarios bélicos o situaciones tras un desastre natural. A raíz de la aparición del interés en este tipo de arquitecturas, comenzó una frenética labor de investigación, en el marco de un grupo de trabajo del *Internet Engineering Task Force*, del que surgieron numerosos protocolos (y sus algoritmos correspondientes) para llevar a cabo el encaminamiento en las mismas. Sin embargo, se ha producido recientemente un giro importante en las consideraciones que inicialmente se hicieron para este tipo de topologías, pues la aparición de intereses por parte de los operadores de red en beneficiarse de sus posibilidades, ha despertado nuevamente el interés en las mismas, acuñando el término de red mallada (o *meshed*). El auge de las redes multi-salto también se debe en parte a las necesidades intrínsecas de otro tipo de tecnologías, como las redes de sensores inalámbricos, que hacen uso de las comunicaciones multi-salto para contrarrestar su escaso alcance, o las redes entre vehículos, que comienzan a acaparar un gran interés, debido al gran conjunto de servicios que podrían aparecer derivados de ellas.

Dentro del renovado interés que están suscitando este tipo de redes recientemente, en la presente Tesis se destaca su papel como extensión a las tecnologías de acceso más tradicionales, que hasta ahora se han basado en el paradigma del *último salto* inalámbrico. En esta línea, es necesario además tener en cuenta la cada vez mayor presencia de escenarios en los que las alternativas de acceso se caracterizan por una heterogeneidad relevante, no sólo en cuanto a las tecnologías disponibles (como se ha mencionado previamente), sino también teniendo en cuenta el importante aumento de entidades que ofrecen servicios de comunicación.

1.1. Motivación y objetivos

Dentro del marco que se ha bosquejado previamente, aparecen dos aspectos diferenciados que podrían destacarse como los pilares sobre los que se articula el resto de desarrollos llevados a cabo.

El primero de ellos se centra en los algoritmos básicos para acometer el encaminamiento en redes inalámbricas multi-salto. La alternativa más habitual hasta el momento ha sido

utilizar el criterio de minimizar el número de saltos a la hora de establecer la ruta entre dos terminales. Sin embargo, existen diferentes trabajos en la literatura que, especialmente debido a las características hostiles del canal de comunicaciones inalámbrico, postulan que esta aproximación podría no ser óptima en ciertas situaciones. Se ha convertido por tanto en caballo de batalla proponer y analizar diferentes estrategias que permitan alcanzar un comportamiento óptimo. Por ello, se plantea la doble necesidad de, primero, analizar en detalle, y bajo condiciones realistas, aquellas propuestas que hayan acaparado un mayor interés y, además, proponer alternativas que permitan mejorar las prestaciones de las mismas.

En segundo lugar, se hace fundamental acometer un análisis profundo y crítico de cuáles son los beneficios *reales* que los despliegues de redes *multi-salto* pueden aportar. En este caso, es necesario analizar de manera exhaustiva cuáles son las ventajas, tanto desde el punto de vista de los usuarios finales como de los propios operadores, que estas topologías pueden aportar, especialmente teniendo en cuenta las características de los escenarios de comunicaciones inalámbricas de un futuro no muy lejano.

Evidentemente, a la hora de desarrollar ambos puntos, surgen una serie de objetivos más concretos, entre los que se podrían destacar los que aparecen a continuación.

- Diseñar, implementar, validar y evaluar un protocolo de encaminamiento para redes inalámbricas multi-salto, que pueda basar su estrategia de selección de rutas en diferentes parámetros, dando inicialmente mayor importancia a aquellos que puedan dar idea de la calidad de los enlaces radio.
- Comparar las prestaciones de dicha propuesta con otras alternativas existentes en la literatura.
- Diseñar e implementar un modelo de canal realista, que pueda mimetizar el comportamiento observado en entornos reales y que pueda usarse, por tanto, para acometer el proceso de evaluación mencionado previamente.
- Analizar las posibles mejoras que las extensiones multi-salto pueden aportar, desde el punto de vista de la ampliación de cobertura, frente a alternativas más tradicionales para el despliegue de redes de acceso.
- Incorporar las extensiones multi-salto en un marco de selección de acceso más amplio, para evaluar las posibles mejoras que pueden derivarse de su uso, complementarias a la más evidente de la correspondiente ampliación de cobertura.

Además, hay que tener en cuenta que algunos de los desarrollos que se han realizado a lo largo de la Tesis, se enmarcan en diferentes iniciativas de investigación a nivel europeo. En concreto, parte de las tareas de implementación de protocolos de encaminamiento multi-salto fueron empleadas en los proyectos *Power Aware Communications for Wireless OptiMised personal Area Network* (PACWOMAN) [1–4] y *Protocols for Heterogeneous Multi-Hop Wireless IPv6 Networks* (6HOP) [5, 6], pues en ambos el papel de este tipo de topologías es muy relevante. Además, el análisis de la aplicación de extensiones multi-salto sobre redes heterogéneas se sitúa dentro de las actividades desarrolladas en el ámbito del proyecto europeo *Ambient Networks*, en concreto como parte de la arquitectura desarrollada en el mismo para gestionar adecuadamente despliegues de red heterogéneos.

1.2. Estructura de la Tesis

Para cubrir adecuadamente los objetivos enumerados previamente, este documento se ha estructurado tal y como se describe a continuación.

- El Capítulo 2 realiza un amplio análisis del beneficio que las extensiones multi-salto ofrecen, concretamente en términos de la ampliación de cobertura, en despliegues de red más tradicionales, con el objetivo de proporcionar una justificación cuantitativa del interés de las topologías en las que se centra el resto del documento. El estudio se ha realizado siguiendo una doble vertiente; por un lado se ha llevado a cabo un análisis matemático, que únicamente cubre rutas de hasta dos saltos inalámbricos para acceder a la red y que se valida (primero) y extiende (posteriormente) con un simulador desarrollado a tal efecto. Con objeto de reflejar las características de un abanico relevante de despliegues de red diferentes, se utilizaron dos topologías extremas; en la primera se asume que no hay ninguna planificación previa y que, por tanto, los elementos de acceso se distribuyen de manera completamente aleatoria; por su parte, en el segundo de los escenarios se considera un despliegue óptimo de los puntos de conexión, que se sitúan según una disposición matricial.
- En el Capítulo 3 se presentan las principales actividades que se han llevado a cabo en el ámbito de las redes inalámbricas multi-salto, concediendo cierta importancia a las que se han auspiciado en el marco del grupo de trabajo correspondiente del IETF, así como a los diferentes matices que se han potenciado a lo largo de su historia. Se definen los dos grandes grupos de protocolos que se han venido empleando para realizar el encaminamiento en este tipo de topologías, describiendo la evolución que han seguido. Se analizan brevemente los protocolos y técnicas que mayor interés han acaparado para proporcionar, asimismo, una visión de cuáles son los principales retos y aspectos a potenciar en el futuro.
- Como se ha dicho, uno de los principales objetivos de la presente Tesis es evaluar exhaustivamente las prestaciones de diferentes estrategias de encaminamiento, empleando diversas métricas. Debido a las limitaciones intrínsecas de las evaluaciones experimentales (que son fundamentales, por otra parte, para validar los desarrollos sobre plataformas reales), se optó por complementarlos con un análisis basado en simulación. Para que fuera lo más realista posible, fue necesario diseñar, implementar e integrar en la plataforma de simulación *Network Simulator* un modelo de canal que fuera capaz de emular las características observadas en un entorno real, especialmente en lo que se refiere a su comportamiento *a ráfagas*. Partiendo de un extenso conjunto de medidas, realizadas sobre un escenario típico de interiores y la tecnología IEEE 802.11b, el Capítulo 4 presenta el diseño llevado a cabo para dicho modelo de canal, validándolo y comparándolo, en sus prestaciones, con otras alternativas que se han venido utilizando tradicionalmente.
- El Capítulo 5 presenta el diseño de un protocolo de encaminamiento para redes multi-salto, que busca romper con el tradicional criterio de minimizar el número de saltos a la hora de seleccionar las rutas entre dos nodos. Se parte con el requerimiento inicial de que el diseño sea flexible, para poder incorporar varias métricas al mismo, aunque la validación experimental que se realiza ha de tener en cuenta necesariamente las posibilidades de la tecnología existente, por lo que inicialmente se hace uso de la relación

señal a ruido para corroborar el correcto funcionamiento de la propuesta. Por otro lado, teniendo en cuenta que la validación experimental presenta ciertas limitaciones a la hora de evaluar de manera exhaustiva las prestaciones alcanzadas, se hace uso del modelo de canal mencionado anteriormente para valorar los beneficios que la estrategia diseñada puede aportar frente a otras alternativas.

- Para analizar beneficios adicionales a la más evidente ampliación de cobertura que las extensiones multi-salto pueden aportar, el Capítulo 6 presenta los resultados que se derivan de aplicarlas en una arquitectura de red heterogénea, fruto del trabajo llevado a cabo en el ámbito del proyecto europeo *Ambient Networks*. Se discuten brevemente las características principales de dicha propuesta, para posteriormente, utilizando un escenario caracterizado por presentar un elevado nivel de heterogeneidad, analizar cuáles son las mejoras que el hecho de emplear rutas de más de un salto para alcanzar a un elemento de conexión a la red puede aportar a diferentes estrategias de selección de acceso (centrando la decisión bien en la red, bien en el propio terminal de usuario).
- Finalmente, el Capítulo 7 concluye el documento, resumiendo las principales aportaciones de la Tesis y estableciendo ciertas líneas de investigación que quedan abiertas a raíz del trabajo llevado a cabo.

Capítulo 2

Análisis de la cobertura de extensiones multi-salto

Las topologías multi-salto o, como más comúnmente se las conoce en la literatura, redes *ad hoc*, han estado acaparando el interés de la comunidad científica en los últimos años. La justificación que tradicionalmente se le ha dado a este tipo de despliegues se limita normalmente a situaciones en las que la presencia de una red subyacente no pueda asegurarse, como podría suceder tras un desastre natural o en entornos bélicos. Este tipo de escenarios es el que mayormente se ha empleado para justificar el desarrollo de diversas técnicas y protocolos, principalmente de encaminamiento, adaptados para su empleo en redes multi-salto. Dentro de esta actividad, el principal papel lo ha venido jugando el grupo *Mobile Ad-Hoc Networks* (MANET), perteneciente al IETF. Algunos de los protocolos desarrollados en el marco de este grupo serán objeto de análisis a lo largo de esta Tesis.

Hay que tener en cuenta, sin embargo, que recientemente han aparecido una serie de escenarios adicionales, en los que el uso de topologías multi-salto puede llegar a tener una gran relevancia. Un ejemplo claro viene dado por las redes de sensores inalámbricos, en las que, principalmente debido al escaso alcance de las tecnologías radio que se emplean en las mismas, el uso de comunicaciones multi-salto se hace necesario. Por otra parte, y desde una perspectiva completamente diferente, ahora que la tercera generación de comunicaciones móviles está comenzando a tener una presencia considerable a nivel comercial, se están empezando a bosquejar las líneas maestras de lo que serán las próximas arquitecturas, en las que conceptos como el de la *Red Personal* cobrarán una gran importancia. Parece plausible pensar que los usuarios van a estar rodeados de una serie de redes, con diferentes tecnologías, de diversos operadores, y que serán capaces de elegir aquel acceso que mejores características presente, en función de una serie de parámetros, que irán variando en función de las circunstancias particulares en cada caso. Es incluso razonable pensar que algunos usuarios podrán hacer uso de las capacidades de comunicación de otros, que se encuentren en su cercanía, para acceder a la red; esto, unido al hecho de que algunos operadores hayan empezado a valorar la posibilidad de aumentar su cobertura mediante estaciones intermedias, que reenvíen el tráfico de/hacia los usuarios finales, para aumentar la capacidad y reducir los costes en sus despliegues, hace que la utilización de comunicaciones multi-salto tenga una naturaleza sensiblemente diferente a la que se asumió originalmente [7, 8]. De hecho, están apareciendo actividades dentro de los principales grupos de estandarización en esa línea, como el IEEE 802.16 [9, 10] (*WiMax*) o la

ampliación para redes malladas (*mesh*) [11,12] en la que se está trabajando en el grupo IEEE 802.11s [13].

Uno de los posibles beneficios que las redes multi-salto pueden aportar es el de la extensión del alcance que diferentes despliegues de red pueden tener, al hacer uso de este tipo de topologías [14–17]. En este capítulo se presenta un análisis de esta mejora, en términos de aumento de la conectividad, o disminución de la probabilidad de no conexión, que se puede llegar a alcanzar cuando se permite el uso de comunicaciones multi-salto para acceder a los elementos de conexión a la red.

2.1. Modelo de red y distribución de las distancias a los elementos de conexión

En esta sección se presenta el modelo de red que se ha empleado a lo largo de todo el análisis, y se discuten los dos escenarios que se han analizado, en los que se derivan las distribuciones de las distancias a los elementos de acceso a la red.

2.1.1. Modelo de la topología de red

Se considera una población de usuarios dispuestos de manera aleatoria en un área cuadrada con superficie A . La distribución de dichos usuarios sigue una ley de Poisson de tasa ξ (en nodos por unidad de área). Dicha distribución asume áreas infinitas, pero se puede aproximar con nodos distribuidos aleatoriamente, según sendas variables aleatorias uniformes en un plano finito¹. Para facilitar el acceso a los servicios de red, se disponen en el mismo área una serie de puntos de acceso (AP, *Access Points*), según una de las dos estrategias de despliegue siguientes:

- Los AP también se distribuyen según un proceso de Poisson, aunque de intensidad μ .
- Los AP se distribuyen en una formación matricial regular, con una semi-distancia entre elementos consecutivos igual a δ .

Como se aprecia, con estas dos distribuciones se pretende cubrir los dos posibles escenarios límite en cuanto a la planificación previa de la red. En el primero de ellos, ésta es inexistente, pues los APs se despliegan aleatoriamente, lo que claramente representa el peor de los casos posibles. Sin embargo, en el segundo de los modelos considerados, la distribución de los puntos de acceso se puede considerar como óptima, ya que cubre la mayor superficie posible con el menor número de elementos.

Teniendo en cuenta que lo que se pretende es analizar la cobertura del sistema, en términos de la probabilidad de que un nodo pueda conectarse con un elemento de acceso cualquiera, se ha considerado un modelo de propagación ideal, según el cual dos nodos establecerán comunicación sólo si la distancia entre ellos es menor o igual al alcance de la tecnología subyacente². Como se ha dicho anteriormente, se trata de estudiar la probabilidad de no

¹Más adelante se discute la manera en la que se ha corregido el efecto de esta aproximación, aplicando coordenadas *toroidales*.

²A pesar de tratarse de una aproximación, extrapolar los resultados a modelos de canal más complejos no sería complicado, si se considerara el alcance promedio en cada caso.

conexión, esto es, de que un usuario no puede acceder a un elemento de acceso a la red. Dicho acceso puede ser directo, cuando exista conectividad entre el usuario y un AP, o bien a través de elementos intermedios, terminales de otros usuarios que pueden ser usados para acceder a los puntos de acceso, cuando la conexión directa no sea posible, utilizando por tanto una ampliación multi-salto de la cobertura de los APs. Con el fin de proporcionar un análisis lo más genérico posible, se considerará que no todos los usuarios están dispuestos a participar en dicha extensión; de esta manera, cada terminal participará en las comunicaciones multi-salto con una probabilidad α . Este modelo de red se recoge en la Figura 2.1; se puede ver que hay dos usuarios (UT_0 y UT_1) que son capaces de conectarse directamente con un punto de acceso, ya que se encuentran dentro de su área de cobertura. Además, uno de ellos (UT_0) tiene capacidad de reenvío (*Forwarding Node*), por lo que extiende el área cubierta por el punto de acceso. Gracias a esto, otro usuario (UT_2) es capaz de comunicarse con el AP, lo que no sería posible si las extensiones multi-salto no estuvieran habilitadas. Se puede ver asimismo la presencia de otro usuario (UT_3) que, a pesar de encontrarse en el área de cobertura de UT_1 , que está conectado con el punto de acceso, no puede acceder al mismo, ya que aquél no dispone de capacidad de reenvío de datagramas e, incluso habilitando las extensiones multi-salto, quedaría desconectado. De alguna manera, con el parámetro α se pretende modelar la disposición que cada usuario podría tener de reenviar o no tráfico, por ejemplo, para reducir el consumo energético. En este sentido, el protocolo de enrutamiento *Optimised Link State Routing Protocol* (OLSR) [18] define un parámetro similar, *willingness*, que da idea de la predisposición de un nodo a tomar un papel más activo en las tareas de enrutamiento, como se describirá en el Capítulo 3.

2.1.2. Distancias a los puntos de acceso

Distribución uniforme de los AP

En este caso, el escenario puede verse, de manera global, como un proceso de Poisson, abarcando tanto los usuarios como los puntos de acceso, de intensidad total $\rho = \xi + \mu$, donde

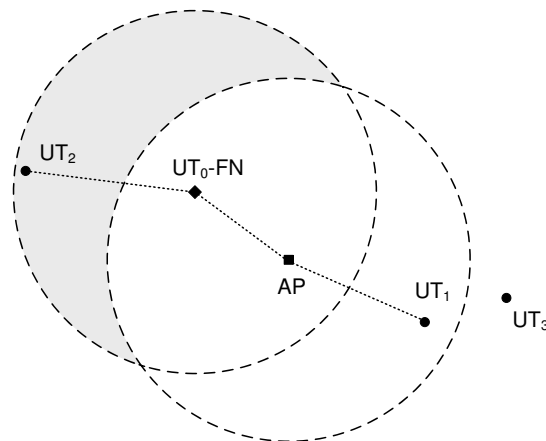


Figura 2.1: Modelo de red para las extensiones multi-salto

Capítulo 2. Análisis de la cobertura de extensiones multi-salto

se puede fácilmente obtener la probabilidad de que un nodo cualquiera sea un AP, ya que éstos se despliegan de manera independiente:

$$p_{AP} = \frac{\mu}{\rho} = \frac{\mu}{\xi + \mu} \quad (2.1)$$

En estas condiciones, la función de densidad de probabilidad de la distancia de un nodo (bien usuario, bien punto de acceso) a su vecino k -ésimo (que es el nodo k si se ordenaran en relación a la distancia, de menor a mayor) se puede calcular a partir de la siguiente expresión [19]:

$$f_{D_k}(d) = \frac{2}{(k-1)!} (\pi\rho)^k d^{2k-1} e^{-\pi\rho d_k^2} \quad (2.2)$$

Además, se define la variable aleatoria X como el resultado de que el nodo l -ésimo sea, además, el AP más cercano, pudiéndose expresar como:

$$\begin{aligned} X = l \text{ si el vecino } l\text{-ésimo es el AP más cercano} \\ P(X = l) = (1 - p_{AP})^{l-1} p_{AP} \end{aligned} \quad (2.3)$$

donde p_{AP} es la probabilidad de que un nodo sea un AP (2.1).

Teniendo en cuenta la independencia estadística entre ambas variables aleatorias, la densidad de probabilidad conjunta de la distancia a un nodo cualquiera y de que ese nodo sea, además, un AP, se puede derivar, simplemente, a partir del producto de (2.2) y (2.3).

$$f_{D_k, X}(d, X = k) = \frac{(1 - p_{AP})^{k-1} p_{AP}}{(k-1)!} 2 (\pi\rho)^k d^{2k-1} e^{-\pi\rho d_k^2} \quad (2.4)$$

A partir de la ecuación anterior, y sumando para todos los posibles valores de k , se obtiene la función de densidad de probabilidad marginal de la distancia al punto de acceso más cercano, $f(d_1)$:

$$\begin{aligned} f(d_1) &= \sum_{k=1}^{\infty} f_{D_k, X}(d_k, X = k) = \sum_{k=1}^{\infty} \frac{(1 - p_{AP})^{k-1} p_{AP}}{(k-1)!} 2 (\pi\rho)^k d^{2k-1} e^{-\pi\rho d_k^2} = \\ &= \frac{2p_{AP}}{(1 - p_{AP})d} e^{-\pi\rho d^2} \sum_{k=1}^{\infty} \frac{t^k}{(k-1)!} = \frac{2p_{AP}}{(1 - p_{AP})d} e^{-\pi\rho d^2} t e^{-t} \end{aligned} \quad (2.5)$$

donde $t = \pi\rho d^2 (1 - p_{AP})$, con lo que al final se tiene:

$$f(d_1) = 2p_{AP}\pi\rho d_1 e^{-\pi\rho p_{AP} d_1^2} \quad (2.6)$$

Para derivar la distancia al punto de acceso n -ésimo se sigue un proceso muy similar al anterior, aunque en este caso se define una nueva variable aleatoria Y , que se define como el evento de que el vecino l -ésimo sea, en este caso, el AP n -ésimo (claramente $n \leq l$).

$$Y = l \text{ si el vecino } l\text{-ésimo es el AP } n\text{-ésimo}$$

$$P(X = l) = \binom{l-1}{n-1} (1 - p_{AP})^{l-n} p_{AP}^n \quad (2.7)$$

Si se multiplica por la función de densidad de probabilidad de la distancia al nodo k -ésimo (2.2), se obtiene la función de densidad de probabilidad conjunta, ya que, de nuevo, ambas variables aleatorias son independientes entre sí. Al igual que se hizo anteriormente, al sumar para todos los posibles valores de k , se puede derivar la función de densidad de probabilidad marginal de la distancia al AP n -ésimo:

$$\begin{aligned} f(d_n) &= \sum_{k=n}^{\infty} f_{D_k, Y}(d_k, Y = k) = \sum_{k=n}^{\infty} \frac{2(\pi\rho)^k d^{2k-1}}{(k-1)!} e^{-\pi\rho d^2} \binom{k-1}{n-1} (1 - p_{AP})^{k-n} p_{AP}^n = \\ &= \frac{e^{-\pi\rho d^2}}{(n-1)!} \frac{2p_{AP}^n}{(1 - p_{AP})^n d} \sum_{k=n}^{\infty} \frac{t^k}{(k-n)!} = \frac{1}{(n-1)!} \frac{2p_{AP}^n}{(1 - p_{AP})^n d} e^{-\pi\rho d^2} t^n e^{-t} \end{aligned} \quad (2.8)$$

teniendo en cuenta que $t = \pi\rho d_k^2 (1 - p_{AP})$, se puede escribir:

$$f(d_n) = \frac{2}{(n-1)!} (\pi\rho p_{AP})^n d_n^{2n-1} e^{-\pi\rho p_{AP} d_n^2} \quad (2.9)$$

La expresión anterior es similar a la función de densidad de probabilidad de la distancia al nodo (usuario o AP) k -ésimo (2.2), aunque cambiando la intensidad del proceso de Poisson subyacente, que es ahora igual a ρp_{AP} ; si se substituyera el valor de p_{AP} (2.1), se obtendría que dicha densidad es igual a μ . Por tanto, se deduce que, salvo en su parámetro característico, la distribución es idéntica a la empleada para obtener (2.2), por lo que se puede usar la expresión derivada en [20] para la función de densidad de probabilidad conjunta de las distancias a un grupo de APs (hasta el n -ésimo):

$$f(d_1, d_2 \dots d_n) = (2\pi\mu)^n \left(\prod_{i=1}^n d_i \right) e^{-\pi\mu d_n^2} \quad (2.10)$$

Distribución matricial de los puntos de acceso

En este caso, los usuarios se siguen distribuyendo de manera uniforme, según un proceso de Poisson de intensidad ξ , aunque en este caso los puntos de acceso se despliegan según una malla regular, caracterizada por una semi-distancia entre elementos contiguos δ , tal y como se ve en la Figura 2.2(a). El área bajo análisis queda dividida, por tanto, en un conjunto de cuadrados de lado 2δ . Teniendo en cuenta las características de la distribución de los usuarios en toda la superficie, la probabilidad de que uno esté dentro de uno de estos cuadrados es igual para todos ellos y, además, debido a sus propiedades geométricas, la función de distribución de la distancia al AP más cercano, condicionada a que el usuario esté en un cuadrado determinado, es también la misma para todos los casos, con lo que se puede expresar la función de distribución de la distancia al AP más cercano como sigue:

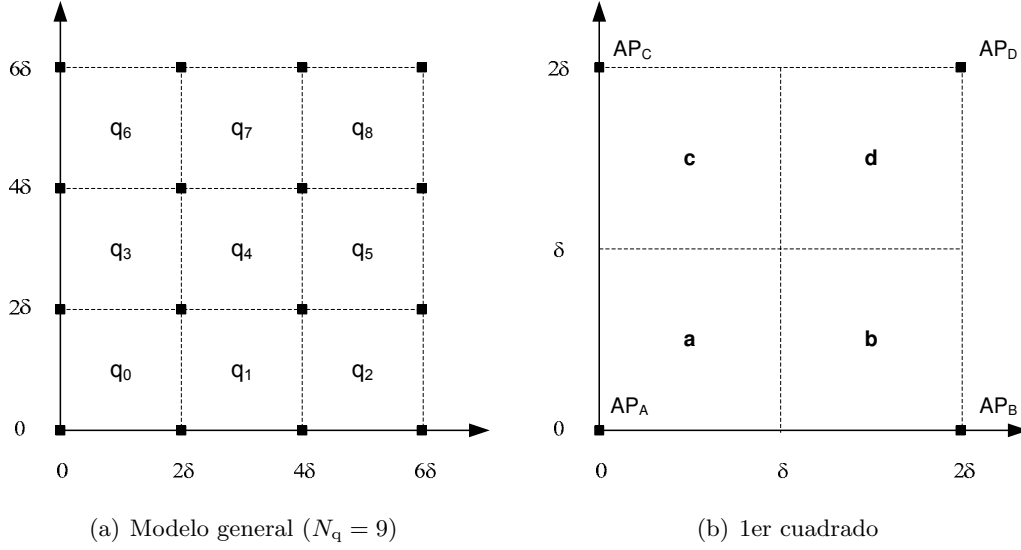


Figura 2.2: Distribución matricial de los puntos de acceso

$$\begin{aligned}
 F(d_1) &= \sum_{i=0}^{N_q-1} F(d_1|UT \in q_i) \cdot P(UT \in q_i) = F(d_1|UT \in q_0)P(UT \in q_0) \sum_{i=0}^{N_q-1} 1 = \\
 &= F(d_1|UT \in q_0) \frac{1}{N_q} N_q = F(d_1|UT \in q_0) \quad (2.11)
 \end{aligned}$$

donde N_q es el número total de cuadrados en los que queda dividida el área, mientras que q_i se refiere al cuadrado i -ésimo.

Como se desprende de la anterior expresión, será suficiente realizar el análisis en un único cuadrado; la función de densidad de la posición de un usuario (x, y) , condicionada a que pertenezca al primero de ellos sigue una distribución uniforme para ambas dimensiones:

$$f(x|UT \in q_0) = f_{X|0 \leq X \leq 2\delta}(x|0 \leq x \leq 2\delta) = f(y|UT \in q_0) = \begin{cases} \frac{1}{2\delta} & x, y \in [0, 2\delta] \\ 0 & x, y \notin [0, 2\delta] \end{cases} \quad (2.12)$$

Tal y como se ve en la Figura 2.2(b), este primer cuadrado se puede dividir, a su vez, en cuatro cuadrantes (a, b, c, d) . En cada uno de ellos, el AP más cercano es diferente, con lo que se puede derivar la función de distribución de probabilidad de la distancia a este elemento, $F(d_1)$, como sigue:

$$F(d_1) = F(d_a|A)P(A) + F(d_b|B)P(B) + F(d_c|C)P(C) + F(d_d|D)P(D) \quad (2.13)$$

donde A, B, C, D se corresponden con los sucesos de que la posición del usuario esté en cada uno de los cuatro cuadrantes en los que se ha dividido el área de análisis (q_0) y d_a, d_b, d_c, d_d

son las distancias al AP más próximo para cada una de las cuatro regiones a, b, c, d . Teniendo en cuenta, de nuevo, la simetría de dicha superficie, así como la distribución de los puntos en la misma, se puede demostrar fácilmente, siguiendo un procedimiento similar al anteriormente empleado en (2.11), que:

$$F(d_1) = F(d_A|A) \quad (2.14)$$

Por lo tanto, la función de densidad de probabilidad de la distancia al AP más cercano en el escenario matricial se puede expresar como la correspondiente a la del AP situado en el origen de coordenadas, condicionada al hecho de que el usuario se encuentre situado en el cuadrante a , esto es, $x \leq \delta, y \leq \delta$. Nuevamente, las variables aleatorias X e Y son en este caso uniformes entre 0 y δ . Además, teniendo en cuenta que ambas son independientes entre sí, la función de densidad de probabilidad conjunta es simplemente su producto:

$$f_{X,Y}(x, y) = f_X(x)f_Y(y) = \frac{1}{\delta^2} \quad (2.15)$$

La distancia (z) entre cualquier punto del primer cuadrante y la posición del AP_A (0, 0) viene dada por:

$$z = \sqrt{x^2 + y^2} \quad (2.16)$$

Teniendo en cuenta todo lo anterior, se puede finalmente expresar la función distribución de probabilidad de la distancia al AP del origen de coordenadas, condicionada a la presencia del usuario en el primer cuadrante como:

$$F(d_A|A) = P(z < d_A|A) = \iint_{\substack{(x,y) \\ z < d_A}} f(x, y) dx dy = \iint_{\substack{(x,y) \\ z < d_A}} \frac{1}{\delta^2} dx dy \quad (2.17)$$

Como se puede ver en la Figura 2.3 se pueden distinguir dos casos diferentes:

1. Si $0 \leq d_A \leq \delta$, la integral se reduce al cálculo del área del sector circular correspondiente.
2. Cuando, por el contrario $\delta < d_A \leq \delta\sqrt{2}$, se tiene que integrar la función de densidad de probabilidad conjunta, $f(x, y)$, en el área que aparece resaltada en la Figura 2.3(b).

En el primero de los casos ($0 \leq d_A \leq \delta$):

$$F(d_A|A) = \frac{1}{\delta^2} \frac{\pi d_A^2}{4} \quad (2.18)$$

Mientras que en el segundo ($\delta < d_A \leq \delta\sqrt{2}$):

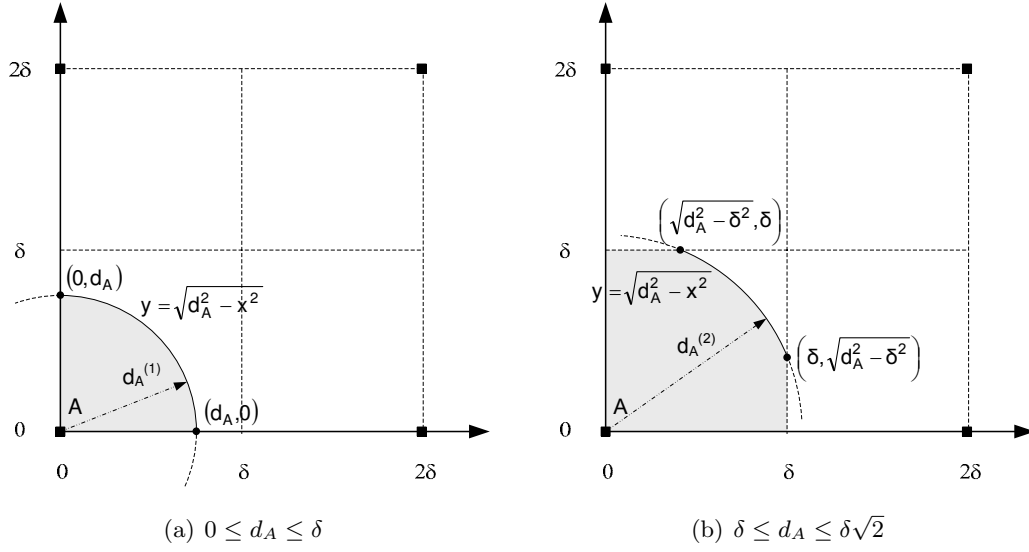


Figura 2.3: Distancia al AP más cercano en el escenario matricial

$$\begin{aligned}
 F(d_A|A) &= \int_0^\delta \int_0^{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}} f(x, y) dx dy + \int_{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}}^\delta \int_0^{\sqrt{d_A^2 - x^2}} f(x, y) dy dx = \\
 &= \frac{1}{\delta^2} \left\{ \delta \sqrt{d_A^2 - \delta^2} + \int_{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}}^\delta \sqrt{d_A^2 - x^2} dx \right\} = \\
 &= \frac{1}{\delta^2} \left\{ \delta \sqrt{d_A^2 - \delta^2} + \frac{d_A^2}{2} \left[\arctan \left(\frac{\delta}{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}} \right) - \arctan \left(\frac{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}}{\delta} \right) \right] \right\} \quad (2.19)
 \end{aligned}$$

Finalmente, se puede expresar la función distribución de probabilidad de la distancia al AP más cercano, independientemente de la posición del usuario, $F(d_1)$, como:

$$\begin{aligned}
 F(d_1) &= \\
 &\bullet \frac{1}{\delta^2} \frac{\pi d_1^2}{4} \quad d_1 \in [0, \delta] \\
 &\bullet \frac{1}{\delta^2} \left\{ \delta \sqrt{d_1^2 - \delta^2} + \frac{d_1^2}{2} \left[\arctan \left(\frac{\delta}{\sqrt{d_1^2 - \delta^2}} \right) - \arctan \left(\frac{\sqrt{d_1^2 - \delta^2}}{\delta} \right) \right] \right\} \quad d_1 \in [\delta, \delta\sqrt{2}]
 \end{aligned} \quad (2.20)$$

Y la función de densidad de probabilidad correspondiente se obtiene directamente derivando la anterior:

$$\begin{aligned}
 f(d_1) = & \\
 & \bullet \frac{1}{\delta^2} \frac{\pi d_1}{2} \quad d_1 \in [0, \delta] \\
 & \bullet \frac{1}{\delta^2} d_1 \left[\arctan \left(\frac{\delta}{\sqrt{d_1^2 - \delta^2}} \right) - \arctan \left(\frac{\sqrt{d_1^2 - \delta^2}}{\delta} \right) \right] \quad d_1 \in [\delta, \delta\sqrt{2}]
 \end{aligned} \tag{2.21}$$

En este despliegue también se requerirá más adelante la función de densidad de probabilidad conjunta de las distancias a todos los APs. Se define, para ello, un vector aleatorio, $\mathbf{d}_{\mathbf{AP}} = [d_1, d_2, \dots, d_i, \dots]$, a partir de las correspondientes variables aleatorias, donde d_i es la distancia al AP i -ésimo en términos de la distancia con el usuario. La diferencia con el escenario anterior es que, en este caso, todas las variables aleatorias pueden expresarse en función únicamente de X e Y (que indican la posición del terminal), por lo que es posible expresar cualquiera de ellas en función de un par (d_l, d_m) , con $l \neq m$. Ya se ha calculado la distancia al AP más cercano. Se derivará a continuación la correspondiente al cuarto AP, ya que, como se puede comprobar en el Anexo A, las correspondientes al segundo y al tercer APs son expresiones sensiblemente más complejas, lo que haría el cálculo posterior más difícil.

Para derivar la función distribución de probabilidad al cuarto AP se seguirá un proceso similar al empleado previamente en el caso del más cercano. En esta ocasión, se puede asegurar que la función buscada se puede calcular como la distancia al AP que se encuentra el origen de coordenadas, condicionada a que el usuario esté situado en el cuadrante d del área de análisis (ver Figura 2.2(b)).

$$F(d_A) = F(d_A|D) \tag{2.22}$$

Asimismo, como se muestra en la Figura 2.4, se distinguen dos casos diferentes, que establecen los límites de integración necesarios para obtener la función buscada:

En el primer caso ($\delta\sqrt{2} \leq d_A < \delta\sqrt{5}$):

$$\begin{aligned}
 F(d_A|D) &= \int_{\delta}^{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}} \int_{\delta}^{\sqrt{d_A^2 - x^2}} f(x, y) dy dx = \\
 &= \frac{1}{\delta^2} \left\{ \frac{d_A^2}{2} \left[\arctan \left(\frac{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}}{\delta} \right) - \arctan \left(\frac{\delta}{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}} \right) \right] - \delta\sqrt{d_A^2 - \delta^2} + \delta^2 \right\}
 \end{aligned} \tag{2.23}$$

En el segundo caso ($\delta\sqrt{5} \leq d_A < \delta 2\sqrt{2}$), se puede escribir que:

$$\begin{aligned}
 F(d_A|D) &= \int_{\delta}^{\sqrt{d_A^2 - (2\delta)^2}} \int_{\delta}^{2\delta} f(x, y) dy dx + \int_{\sqrt{d_A^2 - (2\delta)^2}}^{2\delta} \int_{\delta}^{\sqrt{d_A^2 - x^2}} f(x, y) dx dy = \\
 &= \frac{1}{\delta^2} \left\{ \delta\sqrt{d_A^2 - \delta^2} + \frac{d_A^2}{2} \left[\arctan \left(\frac{\delta}{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}} \right) - \arctan \left(\frac{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}}{\delta} \right) \right] \right\}
 \end{aligned} \tag{2.24}$$

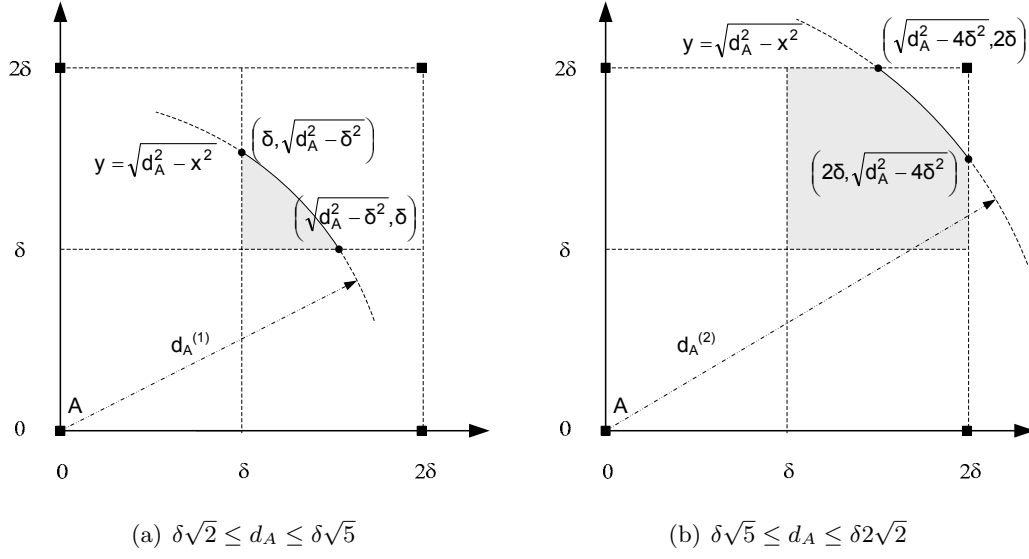


Figura 2.4: Distancia al cuarto AP más cercano en el escenario matricial

Finalmente, se puede expresar la función de distribución de probabilidad de la distancia al cuarto AP más cercano como:

$$\begin{aligned}
 F_{D_4}(d_4) = & \\
 & \bullet \frac{1}{\delta^2} \left\{ \frac{d_4^2}{2} \left[\arctan \left(\frac{\sqrt{d_4^2 - \delta^2}}{\delta} \right) - \arctan \left(\frac{\delta}{\sqrt{d_4^2 - \delta^2}} \right) \right] - \right. \\
 & \quad \left. - \delta \sqrt{d_4^2 - \delta^2} + \delta^2 \right\} \quad d_4 \in [\delta\sqrt{2}, \delta\sqrt{5}] \\
 & \bullet \frac{1}{\delta^2} \left\{ \frac{d_4^2}{2} \left[\arctan \left(\frac{2\delta}{\sqrt{d_4^2 - 4\delta^2}} \right) - \arctan \left(\frac{\sqrt{d_4^2 - 4\delta^2}}{2\delta} \right) \right] + \right. \\
 & \quad \left. + 2\delta \sqrt{d_4^2 - 4\delta^2} - 3\delta^2 \right\} \quad d_4 \in [\delta\sqrt{5}, 2\sqrt{2}\delta] \quad (2.25)
 \end{aligned}$$

Por lo que la función de densidad de probabilidad se puede calcular derivando la anterior:

$$\begin{aligned}
 f_{D_4}(d_4) = & \\
 & \bullet \frac{1}{\delta^2} d_4 \left[\arctan \left(\frac{\sqrt{d_4^2 - \delta^2}}{\delta} \right) - \arctan \left(\frac{\delta}{\sqrt{d_4^2 - \delta^2}} \right) \right] \quad d_4 \in [\delta\sqrt{2}, \delta\sqrt{5}] \\
 & \bullet \frac{1}{\delta^2} d_4 \left[\arctan \left(\frac{2\delta}{\sqrt{d_4^2 - 4\delta^2}} \right) - \arctan \left(\frac{\sqrt{d_4^2 - 4\delta^2}}{2\delta} \right) \right] \quad d_4 \in [\delta\sqrt{5}, 2\sqrt{2}\delta] \quad (2.26)
 \end{aligned}$$

Una vez conocidas las funciones de densidad de probabilidad individuales se puede derivar

la conjunta, a partir de las correspondientes a la posición del usuario (X e Y). Según [21] se puede escribir que:

$$f_{D_1 D_4}(d_1, d_4) = \sum_{i=0}^N \frac{f_{X,Y}(d_1, d_4)}{|J(x_i, y_i)|} \quad (2.27)$$

donde $J(x, y)$ es el *Jacobiano* de la transformación correspondiente:

$$J(x, y) = \begin{vmatrix} \frac{\partial d_1}{\partial x} & \frac{\partial d_1}{\partial y} \\ \frac{\partial d_4}{\partial x} & \frac{\partial d_4}{\partial y} \end{vmatrix} = \begin{vmatrix} \frac{\partial x}{\partial d_1} & \frac{\partial x}{\partial d_4} \\ \frac{\partial y}{\partial d_1} & \frac{\partial y}{\partial d_4} \end{vmatrix}^{-1} \quad (2.28)$$

y (x_i, y_i) son las raíces reales del siguiente sistema de ecuaciones (se ha asumido que el usuario se encuentra en el primer cuadrante):

$$\begin{aligned} d_1^2 &= x^2 + y^2 \\ d_4^2 &= (2\delta - x)^2 + (2\delta - y)^2 \end{aligned} \quad (2.29)$$

Tras cierto álgebra, se derivan los siguientes valores para x e y :

$$\begin{aligned} x_{(1,2)} &= \frac{1}{8\delta} \left\{ d_1^2 + 8\delta^2 - d_4^2 \mp \sqrt{-64\delta^4 + 16\delta^2 d_1^2 + 16\delta^2 d_4^2 - d_1^4 + 2d_1^2 d_4^2 - d_4^4} \right\} \\ y_{(1,2)} &= \frac{1}{8\delta} \left\{ d_1^2 + 8\delta^2 - d_4^2 \pm \sqrt{-64\delta^4 + 16\delta^2 d_1^2 + 16\delta^2 d_4^2 - d_1^4 + 2d_1^2 d_4^2 - d_4^4} \right\} \end{aligned} \quad (2.30)$$

a partir de las que se obtienen las soluciones para el *Jacobiano*, que aparecen a continuación.

$$J(x_1, y_1) = -J(x_2, y_2) = \frac{2d_1 d_4}{\sqrt{-64\delta^4 + 16\delta^2 d_1^2 + 16\delta^2 d_4^2 - d_1^4 + 2d_1^2 d_4^2 - d_4^4}} \quad (2.31)$$

Y finalmente, substituyendo $f(x, y) = \delta^{-2}$ y (2.31) en (2.27) se obtiene la función densidad de probabilidad conjunta buscada:

$$f_{D_1 D_4}(d_1, d_4) = \frac{4}{\delta^2} \frac{d_1 d_4}{\sqrt{-64\delta^4 + 16\delta^2 d_1^2 + 16\delta^2 d_4^2 - d_1^4 + 2d_1^2 d_4^2 - d_4^4}} \quad (2.32)$$

La ecuación anterior es válida en la región que se muestra en la Figura 2.5. Como se demuestra en el Anexo A, integrando para todos los valores de d_1 o d_4 se obtienen las funciones de densidad de probabilidad marginales $f_{D_1}(d_1)$ (2.21) y $f_{D_4}(d_4)$ (2.26), respectivamente, validando, por tanto, el resultado anterior.

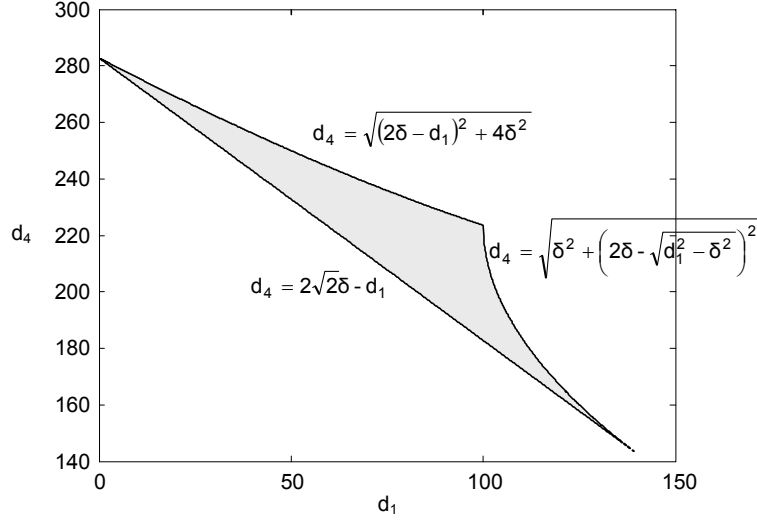


Figura 2.5: Dominio de $f_{D_1, D_4}(d_1, d_4)$, cuando la semi-distancia entre APs sea $\delta = 100$ metros

2.2. Extensión de la cobertura con dos saltos

En esta sección se usarán las expresiones derivadas anteriormente (la función de densidad de probabilidad conjunta de las distancias a los AP), para obtener, de manera completamente analítica, la probabilidad de que un usuario pueda conectarse, al menos, a un AP, bajo dos supuestos diferentes:

1. No se permiten conexiones multi-salto, por lo que el usuario debe conectarse de manera directa con un AP para acceder a la red.
2. En caso de no poder hacerlo directamente, se podrá utilizar otro nodo, si es que está dispuesto a ello, para acceder a algún AP, a través de una ruta de dos saltos. En este caso, este nodo reenviaría la información desde/hacia el elemento de conexión a la red.

El análisis se hará para los dos escenarios descritos anteriormente, esto es cuando los APs se distribuyen aleatoriamente, o cuando lo hacen de manera óptima, según una distribución matricial.

2.2.1. Distribución aleatoria de los puntos de acceso

En caso de que las extensiones multi-salto no puedan ser utilizadas, la probabilidad de desconexión coincide con la de que la distancia al AP más cercano sea mayor que R (el alcance de la tecnología radio subyacente), que puede calcularse integrando la función de densidad de probabilidad correspondiente entre R e ∞ , como se puede ver a continuación:

$$P_{\text{No conexión}}(1 \text{ salto}) = \int_R^\infty f(d_1) dd_1 = e^{-\pi \rho p_{AP} R^2} \quad (2.33)$$

En el segundo supuesto se supone que es posible utilizar algún otro nodo para alcanzar a un AP y que, además, $\alpha \neq 0$, esto es, existen terminales que pueden reenviar información hacia/desde el punto de acceso. En este caso, a pesar de que un usuario no pueda establecer una conexión directa (de un salto) con algún AP, podría acceder a la red, si existiera otro nodo, con capacidad de reenvío, entre él mismo y un elemento de conexión a la red. Este hecho se puede formular, de manera más precisa, como la existencia de, al menos, un nodo con capacidad de reenvío en la intersección entre las áreas de cobertura del usuario y algún AP. De manera más rigurosa, este área tiene que abarcar a todos los APs y no sólo el más cercano, tal y como se pondrá de manifiesto posteriormente. Por tanto, será necesario encontrar el área de intersección total (A_{in}), que se puede calcular, de manera aproximada, tal y como sigue:

$$\overline{A_{in}(\mathbf{d}_{AP})} = \sum_{i=1}^{\infty} A_{in_2}(d_i) - \sum_{i=2}^{\infty} \overline{A_{in_3}(d_1, d_i)} \dots - \sum_{i=n+1}^{\infty} \overline{A_{in_3}(d_n, d_i)} + \dots + O(A_{in_4}) \quad (2.34)$$

donde \mathbf{d}_{AP} es el vector de las distancias de un usuario (UT) a todos los APs que le rodean, ordenados de manera ascendente según las separaciones correspondientes; A_{in_2} y A_{in_3} son por otro lado las áreas de intersección de dos y tres círculos, respectivamente. Como puede verse, el área total se corresponde con un valor medio ($\overline{A_{in}}$), ya que hay cierta componente aleatoria en la misma, como se verá más adelante. Además, no es suficiente considerar únicamente intersecciones de dos círculos (el centrado en la posición del usuario final, con cada uno de los que se sitúan en las posiciones de los diferentes AP), sino que se tiene que tener en cuenta el efecto de la intersección de tres círculos (el que se corresponde con la cobertura del usuario, con otros dos, situados en las posiciones de un par de APs - AP_i, AP_j), tal y como se pone de manifiesto en la Figura 2.6. Hay que tener en cuenta que este área de intersección no sólo depende de las distancias con los APs correspondientes (d_i, d_j), sino que también lo hace del ángulo entre los segmentos que unen las posiciones de los AP con aquella del usuario. Destacar, asimismo, que en la anterior expresión, se han despreciado las áreas de intersección, cuando abarcan a más de tres círculos ($O(A_{in_4})$), por considerarlas mucho menores que las otras dos contribuciones.

El primer término de la ecuación (2.34) viene dado por la intersección de dos círculos, cuyos centros estén separados d_i , coincidiendo sus radios con el alcance de la tecnología inalámbrica empleada, R . Este área se puede calcular como [22]:

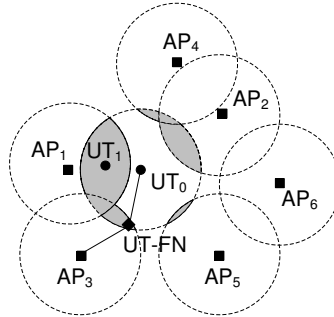


Figura 2.6: Conexión con un AP a través de una ruta de dos saltos en el escenario aleatorio

$$A_{in_2}(d_i) = d_i^2 \arccos\left(\frac{d_i}{2R}\right) - \frac{1}{2}d_i\sqrt{4R^2 - d_i^2} \quad (2.35)$$

El resto de los términos tienen en cuenta las intersecciones potenciales de tres círculos (el centrado en el usuario final con aquellos que lo hacen en cada par de puntos de acceso). De manera genérica, para cada AP (AP_k), se considerarán las intersecciones con el resto de APs, ($AP_i \quad \forall i > k$). Como se ha comentado anteriormente este área depende, además de las distancias correspondientes, del ángulo entre los segmentos que unen la posición del usuario con la de los dos APs correspondientes. Se puede escribir, por tanto que:

$$\overline{A_{in_3}(d_i, d_j)} = \int_{\phi_{min}}^{\phi_{max}} A_{in_3}(d_i, d_j, \phi_{i,j})\Lambda(\phi)d\phi = 2 \int_{\phi_{min}(d_i, d_j)}^0 A_{in_3}(d_i, d_j, \phi_{i,j})\Lambda(\phi)d\phi \quad (2.36)$$

donde $\Lambda(\phi)$ es la función de densidad de probabilidad de dicho ángulo (entre los segmentos $\overline{UTAP_i}$ y $\overline{UTAP_j}$). Esta variable aleatoria, ϕ , es la diferencia de las correspondientes a los ángulos de los dos segmentos anteriores, uniformemente distribuidas entre 0 y 2π . Por tanto seguirá una distribución triangular, entre -2π y 2π :

$$\Lambda(\phi) = \begin{cases} \frac{1}{2\pi} \left(1 + \frac{\phi}{2\pi}\right) & \phi \in [-2\pi, 0] \\ \frac{1}{2\pi} \left(1 - \frac{\phi}{2\pi}\right) & \phi \in [0, -2\pi] \\ 0 & \phi \notin [-2\pi, 2\pi] \end{cases} \quad (2.37)$$

Por otro lado, no existe una expresión cerrada para calcular el área de intersección de tres círculos. En el Anexo B se discute la manera de obtener dicha superficie, en función de los parámetros correspondientes.

Una de las características que presenta la distribución de Poisson en el plano, es que la probabilidad de tener m nodos en una superficie concreta S viene dada por la expresión:

$$P(m, S) = \frac{(\beta S)^m}{m!} e^{-\beta S} \quad (2.38)$$

siendo β la intensidad del proceso.

De ahí que la probabilidad de existir *al menos* un nodo en una superficie S se puede calcular como la correspondiente al suceso inverso a que no haya ninguno, o, lo que es lo mismo, $1 - P(0, S)$.

Con todo lo anterior, y teniendo en cuenta que la densidad de los nodos que pueden participar en las extensiones multi-salto es igual a $\alpha\xi$, la probabilidad de que un usuario se conecte, a través de una ruta de dos saltos a un AP, se puede calcular como sigue:

$$P_{\text{Conexión}}(2 \text{ saltos}) = \int \dots \int f(d_1, d_2 \dots d_n) \left(1 - e^{-\xi \alpha \overline{A_{in}}(\mathbf{d}_{\text{AP}})}\right) dd_1 dd_2 \dots dd_n \quad (2.39)$$

Substituyendo las ecuaciones correspondientes en la anterior integral, y seleccionando los límites de integración apropiados, se podría calcular (utilizando métodos numéricos), la

probabilidad de estar conectados mediante una ruta de dos saltos. De esta manera, d_1 tiene que integrarse entre R y $2R$, ya que si la distancia al AP más cercano es menor que R , el usuario se conectaría directamente con el mismo y, si fuera mayor que $2R$, todas las intersecciones tendrían un área nula, por lo que la conexión a través de una ruta de dos saltos sería imposible; d_2 se integraría entre d_1 e ∞ , d_3 desde d_2 a ∞ , y así sucesivamente, ya que, para un d_i en particular, $d_j \geq d_i \quad \forall j > i$.

Por tanto, la probabilidad de no poder establecer una conexión en estas condiciones será la correspondiente a que el usuario no pueda establecer una conexión ni directa, ni de dos saltos, con ningún AP.

$$\begin{aligned} P_{\text{No conexión}}(2 \text{ saltos}) &= 1 - P_{\text{Conexión}}(1 \text{ salto}) - P_{\text{Conexión}}(2 \text{ saltos}) = \\ &= e^{-\pi\rho p_{AP}R^2} - P_{\text{Conexión}}(2 \text{ saltos}) \quad (2.40) \end{aligned}$$

Para situaciones de mayor número de saltos no es posible determinar, de manera analítica, la probabilidad de que un usuario se conecte a un AP, por lo que se tendrán que utilizar técnicas de simulación. En la siguiente sección se analizarán con detalle resultados obtenidos para situaciones en las que se puedan emplear más de dos saltos.

La Figura 2.7 muestra los resultados para el escenario aleatorio cuando el número máximo de saltos permitidos en una ruta se fija a dos. Se representa la probabilidad de no poder acceder a ningún AP ($P_{\text{no conexión}}$), para diferentes valores de α , cuando la densidad de los usuarios (ξ) varía entre $1 \cdot 10^{-4}$ y $5 \cdot 10^{-2} \text{ m}^{-2}$. En todos los casos, la densidad de los puntos de acceso (μ), que se distribuyen uniformemente en el área de simulación, toma un valor de $5 \cdot 10^{-5} \text{ m}^{-2}$. Por otra parte, el alcance de la tecnología inalámbrica empleada se ha asumido de 75 metros. Con el fin de corroborar la exactitud del análisis llevado a cabo, se realizó un conjunto extenso de simulaciones (la siguiente sección proporciona un mayor nivel de detalle acerca del proceso llevado a cabo) y, como se puede comprobar, prácticamente no se observa diferencia entre los valores calculados analíticamente y los que se obtienen mediante simulación, lo que valida el proceso anterior. Se tiene que destacar que el caso en el que α es nulo, esto es, no hay ningún usuario que participe en las extensiones multi-salto, se corresponde con la situación en las que éstas no estuvieran permitidas, por lo que los usuarios tendrían que estar en la zona de cobertura de algún AP para poder acceder a la red.

A partir de los resultados que se presentan en la figura, se puede decir que, en zonas con poca densidad de usuarios, los beneficios de las extensiones multi-salto sólo son relevantes cuando todos los nodos participan en las mismas (esto es, cuando $\alpha = 1$). Sin embargo, a medida que la densidad de usuarios crece, la ganancia se va haciendo más relevante y, además, la mejora adicional que aporta por la mayor presencia de nodos con capacidad de reenvío es menos evidente. Así, por ejemplo, cuando $\xi = 10^{-2} \text{ m}^{-2}$, no hay prácticamente diferencia entre los casos en los que α vale 0.1 y 1. De alguna manera, esta es una observación importante, ya que participar en el reenvío de datagramas puede suponer para un terminal un consumo energético considerable. Por otra parte, también se observa que cuando la densidad de los nodos es elevada el beneficio de las extensiones multi-salto es apreciable, incluso cuando sólo el 1% de los usuarios participa en las mismas.

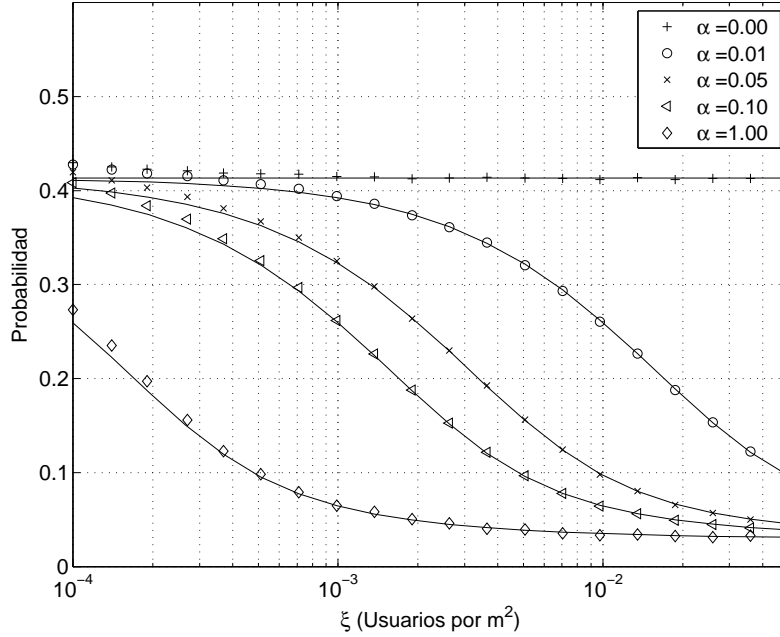


Figura 2.7: Probabilidad de no conexión en el escenario aleatorio con rutas de dos saltos. Las líneas son los resultados analíticos, y los marcadores se han obtenido mediante simulación. La densidad de APs (μ) se ha fijado a $5 \cdot 10^{-5} \text{ m}^{-2}$ para todos los casos.

2.2.2. Distribución matricial de los puntos de acceso

En este caso, la probabilidad de que un usuario no pueda acceder a ningún punto de acceso, cuando es necesaria una comunicación directa, se puede obtener a partir de la función distribución de la probabilidad de la distancia al AP más cercano. Destacar que, a partir de este momento, se supondrá que $R < \delta$, por lo que:

$$P_{\text{No conexión}}(1 \text{ salto}) = 1 - F_{D_1}(R) = 1 - \frac{1}{\delta^2} \frac{\pi R^2}{4} \quad (2.41)$$

Si fuera posible utilizar rutas de dos saltos para alcanzar a algún AP, se tendrían que tener en cuenta los potenciales nodos intermedios (usuarios con capacidad de reenvío) que estuvieran dentro de la intersección entre las zonas de cobertura del propio usuario y de los APs que se encuentran alrededor. En este caso, a diferencia de lo que sucedía anteriormente, y teniendo en cuenta que se ha considerado que $R < \delta$, no se producirán intersecciones entre más de dos círculos, lo que facilita de alguna manera el análisis. Además, se pueden tener en cuenta únicamente los cuatro APs más cercanos, ya que la distancia al quinto, debido a que $R < \delta$, será, en cualquier caso, mayor de $2R$.

Se sigue asumiendo una distribución de Poisson para los nodos con capacidad de participar en las extensiones multi-salto, con intensidad $\alpha\xi$, y, por tanto, la probabilidad de que haya, *al menos* un terminal con capacidad de reenvío en una superficie S se puede calcular con la expresión vista anteriormente (2.38). De esta manera, el problema se convierte, de nuevo, en el cálculo del área de intersección total que, como se ha dicho previamente, sólo tiene que

incluir los cuatro APs más cercanos; además sólo es necesario considerar las intersecciones de dos círculos, por lo que se puede escribir:

$$A_{in}(\mathbf{d}_{AP}) = \sum_{i=1}^4 A_{in_2}(d_i) \quad (2.42)$$

Teniendo en cuenta lo anterior, así como la ecuación (2.39), se puede calcular la probabilidad de estar conectado con un punto de acceso a través de una ruta de dos saltos, integrando la función de densidad de probabilidad conjunta $f_{D_1, D_4}(d_1, d_4)$ para todos los posibles valores de d_1 y d_4 (ver Figura 2.5), siempre que d_1 sea mayor de R , ya que en otro caso no sería necesaria una ruta de 2 saltos:

$$\begin{aligned} P_{\text{Conexión}}(2 \text{ saltos}) &= \int_R^\delta \int_{2\sqrt{2}\delta-d_1}^{\sqrt{(2\delta-d_1)^2+4\delta^2}} f(d_1, d_4) \left(1 - e^{-\xi\alpha A_{in}(d_1, d_4)}\right) dd_4 dd_1 + \\ &+ \int_\delta^{\sqrt{2}\delta} \int_{2\sqrt{2}\delta-d_1}^{\sqrt{\delta^2+2\delta-\sqrt{d_1^2-\delta^2}}^2} f(d_1, d_4) \left(1 - e^{-\xi\alpha A_{in}(d_1, d_4)}\right) dd_4 dd_1 \end{aligned} \quad (2.43)$$

En la expresión anterior, $A_{in}(d_1, d_4)$ es la intersección de las áreas de cobertura del usuario con cada una de los cuatro APs más cercanos:

$$A_{in}(d_1, d_4) = A_{in_2}(d_1) + A_{in_2}(d_2(d_1, d_4)) + A_{in_2}(d_3(d_1, d_4)) + A_{in_2}(d_4) \quad (2.44)$$

donde $A_{in_2}(d_i)$, la intersección de los círculos situados en las posiciones del usuario y del AP i -ésimo, viene dada por la expresión 2.35 (cuando $d_i < 2R$ y 0 en otro caso), y d_2 y d_3 se pueden calcular en función de d_1 y d_4 , tal como sigue:

$$d_2 = \frac{1}{\sqrt{2}} \left[\sqrt{d_1^2 + d_4^2 - \sqrt{-64\delta^4 + 16\delta^2 d_1^2 + 16\delta^2 d_4^2 - d_1^4 + 2d_1^2 d_4^2 - d_4^4}} \right] \quad (2.45)$$

$$d_3 = \frac{1}{\sqrt{2}} \left[\sqrt{d_1^2 + d_4^2 + \sqrt{-64\delta^4 + 16\delta^2 d_1^2 + 16\delta^2 d_4^2 - d_1^4 + 2d_1^2 d_4^2 - d_4^4}} \right] \quad (2.46)$$

La probabilidad de no conexión es igual a la de que un usuario concreto no pueda acceder, ni directamente, ni a través de una ruta de dos saltos, a ningún punto de acceso:

$$\begin{aligned} P_{\text{No conexión}}(2 \text{ saltos}) &= 1 - P_{\text{Conexión}}(1 \text{ salto}) - P_{\text{Conexión}}(2 \text{ saltos}) = \\ &= 1 - \frac{1}{\delta^2} \frac{\pi R^2}{4} - P_{\text{Conexión}}(2 \text{ saltos}) \end{aligned} \quad (2.47)$$

Como sucedía anteriormente, no es posible resolver las integrales anteriores de manera analítica, por lo que se tienen que utilizar métodos numéricos. Por otra parte, tampoco es posible extender el análisis para rutas de más de dos saltos, por lo que la siguiente sección complementará los resultados, empleando técnicas de simulación.

Capítulo 2. Análisis de la cobertura de extensiones multi-salto

En la Figura 2.8 se pueden ver las probabilidades de no conexión obtenidas para diferentes valores de α , cuando la densidad de los usuarios ξ varía desde $1 \cdot 10^{-4}$ a $5 \cdot 10^{-2} \text{ m}^{-2}$. Para todos los casos, la semi-distancia entre APs (δ) se ha fijado a 100 metros; además, al igual que en el escenario anterior, la cobertura del interfaz empleado es de 75 metros. Para poder validar el desarrollo llevado a cabo, se muestran asimismo los resultados obtenidos mediante simulación y, como también se vio anteriormente, no hay prácticamente diferencia entre los valores analíticos y éstos (marcadores en la figura), asegurando la validez de todo el proceso. Recordar nuevamente que el caso en el que $\alpha = 0$ se corresponde con aquel en el que las extensiones multi-salto no estuvieran permitidas, en el que el usuario necesita conectarse directamente con el AP más cercano para poder acceder a la red.

Comparando los resultados con los que se obtuvieron con la distribución aleatoria de los APs, se puede observar que la probabilidad de no poder conectarse con la red sigue la misma tendencia en ambos casos. La reducción es más abrupta en este escenario (las gráficas presentan una pendiente mayor). Es especialmente relevante el caso en el que todos los nodos participan de las extensiones multi-salto ($\alpha = 1.0$), ya que la distribución *óptima* de los APs asegura que el área cubierta por los nodos que participan en el reenvío sea mayor. De esta manera, se observa que para un valor de $\xi = 2 \cdot 10^{-3} \text{ m}^{-2}$ se consigue la cobertura total, lo que no sucedía en el escenario anterior para ningún valor de densidad de usuarios, ya que las gráficas correspondientes tendían asintóticamente a un valor ligeramente superior a 0. También se observa que, en este caso, la ganancia de emplear un α mayor es más apreciable, especialmente cuando la densidad de usuarios no es elevada, volviéndose prácticamente inapreciable cuando ξ crece. Otro efecto que es interesante destacar es que, bajo las condiciones

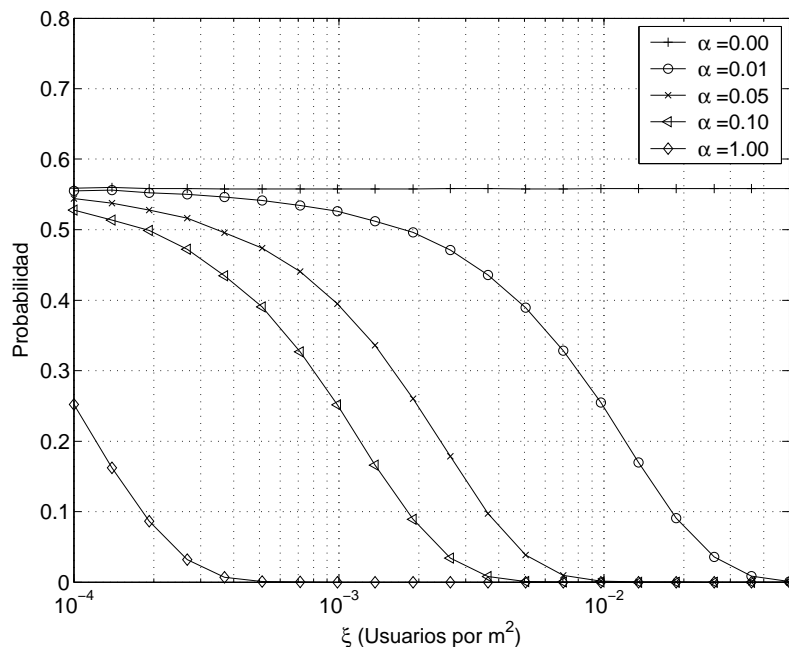


Figura 2.8: Probabilidad de no conexión en el escenario matricial con rutas de dos saltos. Las líneas son los resultados analíticos, y los marcadores se han obtenido mediante simulación. La semi-distancia entre APs (δ) se ha fijado a 100 m para todos los casos.

anteriores, el comportamiento de la red, cuando no se permiten extensiones multi-salto es peor en este caso que en el anterior, aunque hay que tener en cuenta que el número de APs desplegado en este escenario es sensiblemente más reducido que en el anterior.

2.3. Análisis mediante técnicas de simulación

Para complementar los resultados que se han obtenido de manera analítica en la sección anterior, se ha llevado a cabo un extenso conjunto de simulaciones. Hay que tener en cuenta que las expresiones que se han derivado no se pueden extender a situaciones en las que las rutas hacia un AP puedan ser de más de dos saltos. Por ello se desarrolló un simulador propietario, para poder obtener la probabilidad de no conexión en escenarios en los que los usuarios puedan utilizar más de dos saltos para conectarse con un punto de acceso.

El simulador permite configurar diferentes parámetros de entrada, llevando a cabo un procedimiento de *Monte Carlo*, en el que cada ejecución de la simulación se repite, para un escenario concreto, hasta 2000 veces, promediando los resultados posteriormente, asegurando de este modo un intervalo de confianza reducido. El área de análisis es de geometría cuadrada, de 500 metros de lado³, mientras que el alcance del interfaz inalámbrico empleado es siempre de 75 metros. Además, para eliminar los efectos *borde*, se utilizaron coordenadas *toroidales* [23] (ver Anexo C) a lo largo de todo el análisis.

Como se ha venido haciendo hasta este punto, primeramente se analizará el escenario aleatorio, para después pasar a estudiar la situación en la que los APs se distribuyen óptimamente, según una estructura matricial. Se analizará la influencia del parámetro α , así como la del máximo número de saltos que se podrían emplear para alcanzar a algún punto de acceso, modificando tanto la densidad de los usuarios como el número total de APs en el escenario.

Además, para escenarios concretos, se estudiará el efecto de aumentar la probabilidad de que un usuario participe en las extensiones multi-salto (α), así como el número de saltos que sería necesario en cada caso para alcanzar a un AP, sin poner límite alguno a los mismos, para lo que se utilizó una versión modificada del Algoritmo de *Dijkstra* [24]. El objetivo sería analizar los beneficios concretos de aumentar el máximo número de saltos y la disposición de los usuarios a participar en las extensiones sobre la conectividad en el sistema, y poder así justificar la elección de un valor para ambos parámetros.

2.3.1. Distribución aleatoria de los puntos de acceso

En primer lugar se analizarán los resultados en el caso en el que los APs se distribuyan aleatoriamente en el área de análisis, siguiendo un proceso de Poisson.

La Figura 2.9 muestra los resultados obtenidos para diferentes valores de α , modificando además en cada caso el número máximo de saltos que se puede emplear para acceder a algún AP. La densidad de usuarios ξ varía entre 10^{-4} y $5 \cdot 10^{-2} \text{ m}^{-2}$, mientras que la densidad de puntos de acceso μ permanece constante en todos los casos a $5 \cdot 10^{-5} \text{ m}^{-2}$.

Como puede verse, el punto en el que las ventajas de las extensiones multi-salto empiezan a ser relevantes depende tanto de las características particulares de cada escenario como del

³Hay que destacar, que en el caso de la distribución matricial de APs, las dimensiones finales del área de simulación pueden variar ligeramente, dependiendo del valor del parámetro δ .

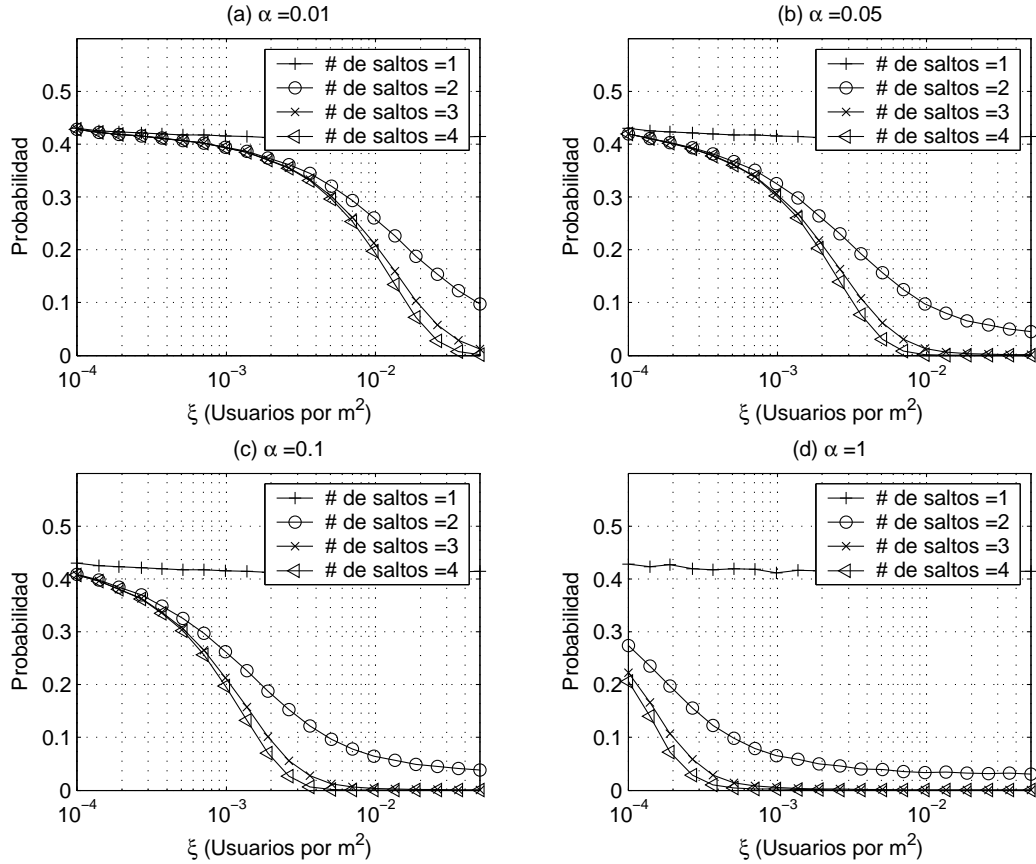


Figura 2.9: Probabilidad de no conexión en el escenario aleatorio para diferentes valores de α . La densidad de APs (μ) se ha fijado a $5 \cdot 10^{-5} \text{ m}^{-2}$ para todos los casos.

número total de usuarios que estén dispuestos a participar en el proceso de reenvío; así, por ejemplo, cuando el parámetro α es pequeño, se necesita que la densidad de terminales sea considerable, para que el número de nodos que participan en las rutas hacia los puntos de acceso sea lo suficientemente relevante para que haya una mejoría evidente, mientras que si α crece, la ganancia se vuelve más apreciable, incluso con valores no demasiado elevados de densidad de usuarios. Por otra parte, se puede extraer una conclusión interesante, y que además es común para todos los escenarios: a la vista de los resultados obtenidos, los beneficios del uso de las las extensiones multi-salto son muy evidentes cuando el número máximo de saltos aumenta de uno (situación tradicional) a dos, pero la ganancia es sensiblemente menor ($< 10\%$) cuando este parámetro sigue incrementando. Así, por ejemplo, la mejora no es tan relevante al aumentar de dos a tres saltos, y se vuelve prácticamente inapreciable al permitir cuatro saltos. Se puede ver asimismo que, en todos los casos, el uso de dos saltos no garantiza una cobertura total, ya que debido a la distribución aleatoria de los puntos de acceso, siempre hay, en media, un número de usuarios que permanecen desconectados.

La Figura 2.10 usa los mismos parámetros que la anterior, aunque en este caso la densidad de usuarios se mantiene fija ($\xi = 10^{-3} \text{ m}^{-2}$), mientras que la de APs aumenta desde $\mu = 5 \cdot 10^{-6}$ hasta $\mu = 5 \cdot 10^{-4} \text{ m}^{-2}$. Como el número de usuarios que se ha empleado no es excesivo,

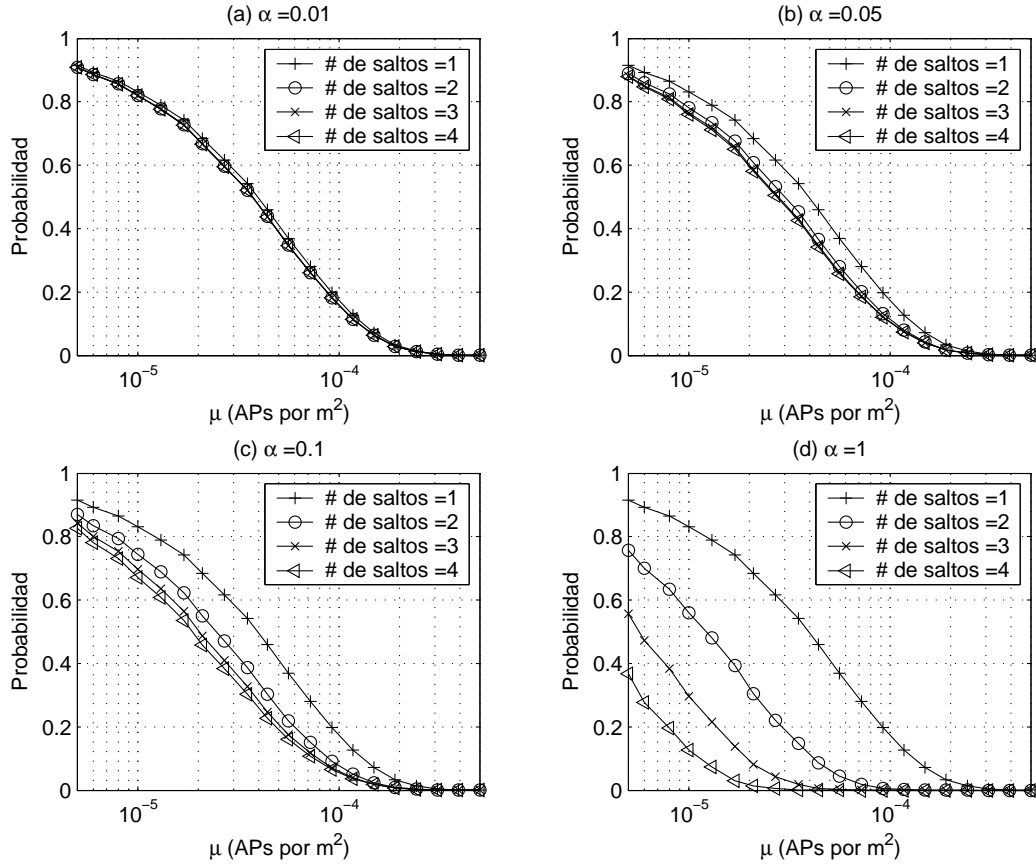


Figura 2.10: Probabilidad de no conexión en el escenario aleatorio para diferentes valores de α . La densidad de usuarios (ξ) se ha fijado a $10^{-3} m^{-2}$ para todos los casos.

la ganancia, en términos de la probabilidad de no conexión, al emplear las extensiones multi-salto, no es muy relevante cuando los valores de α se mantiene en valores bajos, siendo el beneficio adicional al aumentar el número de saltos prácticamente inapreciable cuando este parámetro es mayor de dos. Además, cuando $\alpha = 1$, y a la vista de los resultados obtenidos, podría parecer razonable el uso de rutas con un elevado número de saltos (4) en aquellas situaciones en las que la densidad de AP es pequeña ($\mu < 2 \cdot 10^{-5} m^{-2}$, aunque hay que tener en cuenta que estos son casos bastante extremos, ya que la probabilidad de *no conexión* que se obtendría sin extensiones multi-salto sería, bajo estas condiciones, muy elevada (> 0.7).

Posiblemente, la más importante de las conclusiones que se puede extraer de los resultados presentados hasta ahora en el escenario aleatorio es que el número de saltos máximo que es razonable utilizar para alcanzar a un punto de acceso no tiene porqué ser muy elevado, ya que el beneficio adicional que se obtendría al incrementar este parámetro no es relevante; sólo en algunos casos particulares, cuando la densidad de puntos de acceso sea elevada o el número de usuarios que participan de dichas extensiones sea considerable, se pone de manifiesto una disminución relevante en la probabilidad de desconexión. De alguna manera, esto debería reflejarse en que, a pesar de que no se establecieran límites en el número de saltos por ruta, la mayoría de las conexiones se llevarían a cabo sobre rutas con un número de saltos bajo.

Capítulo 2. Análisis de la cobertura de extensiones multi-salto

Para corroborar la afirmación anterior, se configura el simulador para que un usuario pueda acceder a un punto de acceso, sin ningún límite en lo que a número de saltos se refiere, y siempre escogiendo el punto de acceso que esté a una distancia menor (en términos del número de saltos necesarios), para lo que se hace uso del algoritmo de *Dijkstra* [24].

La Figura 2.11 muestra los resultados obtenidos, en los que se observa que, para densidades de usuarios y de puntos de acceso medias ($10^{-3} m^{-2}$ y $5 \cdot 10^{-5} m^{-2}$, respectivamente), la mayoría de las conexiones se realizan sobre uno y dos saltos, con lo que la mejoría adicional que se obtendría al aumentar el número de saltos es poco relevante. Como se puede ver, este hecho se da independientemente del valor de α ; cuando éste es pequeño, es poco probable encontrar rutas, especialmente de más de dos saltos, mientras que, por el contrario, cuando α crece, la mayoría de las rutas son de uno o dos saltos, ya que hay un número elevado de nodos con capacidad de reenvío, que hacen que la probabilidad de encontrar caminos de dos saltos sea elevada. En ese sentido, se comprueba que su presencia aumenta considerablemente al incrementar el valor del parámetro α , hasta casi un 40 %, lo que no ocurre para aquellas con un mayor número de saltos.

Hasta ahora se ha analizado la variación de la probabilidad de desconexión para diferentes valores de α , variando en cada caso el máximo número de saltos por ruta. También sería in-

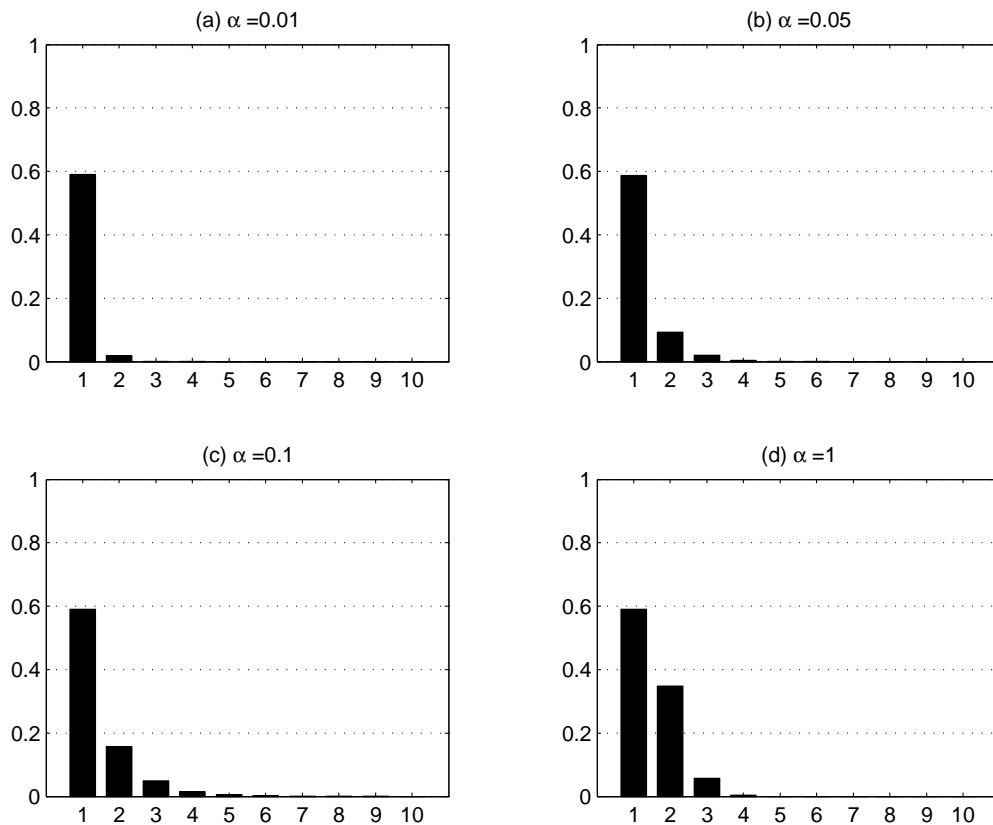


Figura 2.11: Histograma del número de saltos necesarios para alcanzar el AP más cercano en el escenario aleatorio para diferentes valores de α . La densidad de usuarios (ξ) se ha fijado a $10^{-3} m^{-2}$ y la de APs (μ) a $5 \cdot 10^{-5} m^{-2}$ para todos los casos.

interesante estudiar cuál es el beneficio adicional de aumentar el valor del parámetro α , para un mismo número máximo de saltos; con este objetivo, la Figura 2.12 representa las probabilidades de no conexión para cuatro escenarios diferentes, en los que el máximo número de saltos que sería posible utilizar para alcanzar al punto de acceso más cercano aumenta de uno a cuatro, representando en cada caso los resultados que se obtendrían para diferentes valores de α . Además, la densidad de usuarios (ξ) varía entre 10^{-4} y $5 \cdot 10^{-2} \text{ m}^{-2}$, manteniéndose constante la de APs (μ) a $5 \cdot 10^{-5} \text{ m}^{-2}$. Como se puede comprobar, para el mismo número de saltos, sí que se observa la mejora adicional que aporta la mayor presencia de usuarios participando en las extensiones multi-salto; sin embargo, hay que tener en cuenta la energía adicional que supone para un terminal reenviar tráfico desde otros nodos hacia algún punto de acceso o viceversa, con lo que se debería llegar a un compromiso entre ambos parámetros de diseño. Además, como ya se dijo anteriormente, a medida que la densidad de los usuarios crece, la diferencia se vuelve menos relevante. Se observa, además, que la forma de todas las gráficas es similar, y que el número de saltos que se emplea determina, de alguna manera, la velocidad de disminución (pendiente) de las curvas, que crece a medida que el máximo número de saltos aumenta.

Finalmente, se ve que la diferencia entre las curvas con diferentes α empieza siendo prácti-

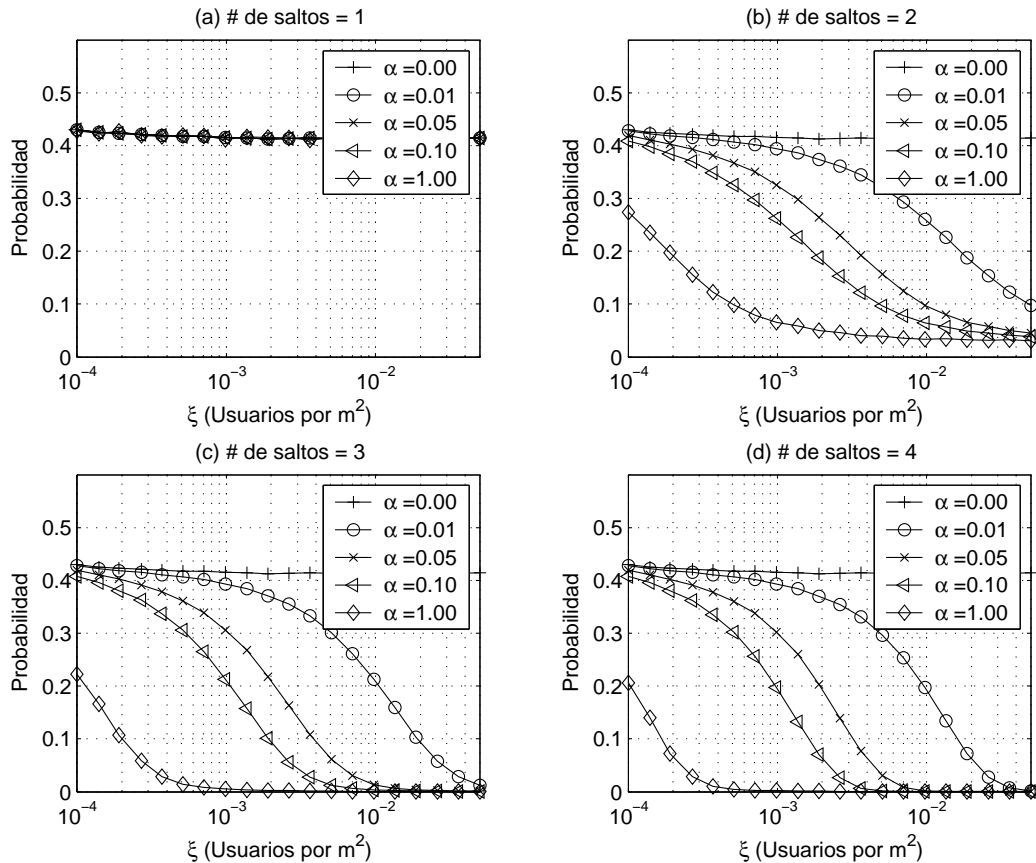


Figura 2.12: Probabilidad de no conexión en el escenario aleatorio para diferentes longitudes de ruta. La densidad de APs (μ) se ha fijado a $5 \cdot 10^{-5} \text{ m}^{-2}$ para todos los casos.

Capítulo 2. Análisis de la cobertura de extensiones multi-salto

camente inapreciable para valores de ξ pequeños; después se estabiliza, y vuelve a anularse al aumentar la densidad de los usuarios. Evidentemente, cuando las extensiones multi-salto no están permitidas ($\#$ de saltos = 1), la probabilidad de desconexión se mantiene constante, independientemente del valor de α .

Por otra parte, la Figura 2.13 permite analizar el efecto del parámetro α cuando se varía la densidad de puntos de acceso en el escenario. En este caso, teniendo en cuenta que la de usuarios (ξ) se mantiene fija, los beneficios de ampliar el porcentaje de los mismos que participan en las extensiones multi-salto (α) no es tan relevante. Efectivamente, las curvas para diferentes valores de α siempre tienen la misma pendiente, pues el tener más puntos de acceso no tiene una relevancia tan clara en la probabilidad de no conexión como la que se vio al incrementar la presencia de usuarios, ya que el número de nodos que participan en el reenvío de información es constante para cualquier valor de μ .

Finalmente, la Figura 2.14 pone de manifiesto lo que las dos anteriores ya han adelantado; en un escenario con valores intermedios de densidades tanto de usuarios (ξ) como de puntos de acceso (μ), 10^{-3} m^{-2} y $5 \cdot 10^{-5} \text{ m}^{-2}$, respectivamente, el impacto de ampliar el valor de α sobre la conectividad se va haciendo menos relevante rápidamente. Así, por ejemplo, en el caso de permitir un máximo de dos saltos para alcanzar un punto de acceso, es necesario que el

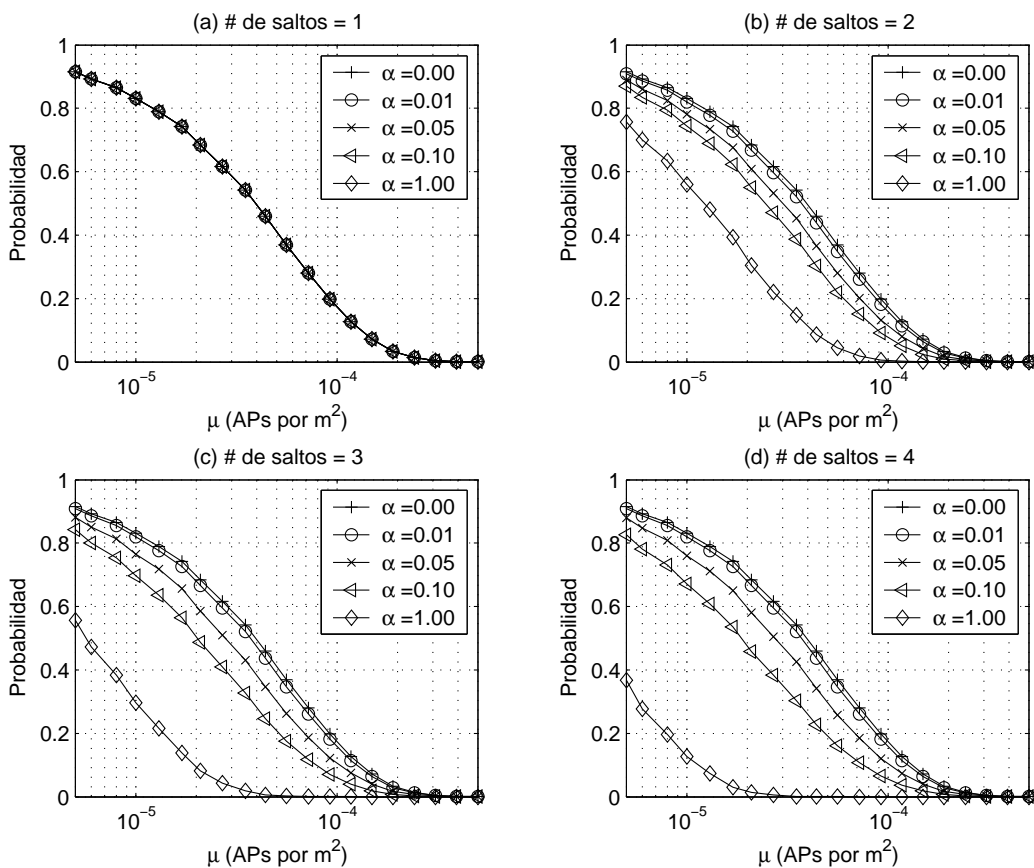


Figura 2.13: Probabilidad de no conexión en el escenario aleatorio para diferentes longitudes de ruta. La densidad de usuarios (ξ) se ha fijado a 10^{-3} m^{-2} para todos los casos.

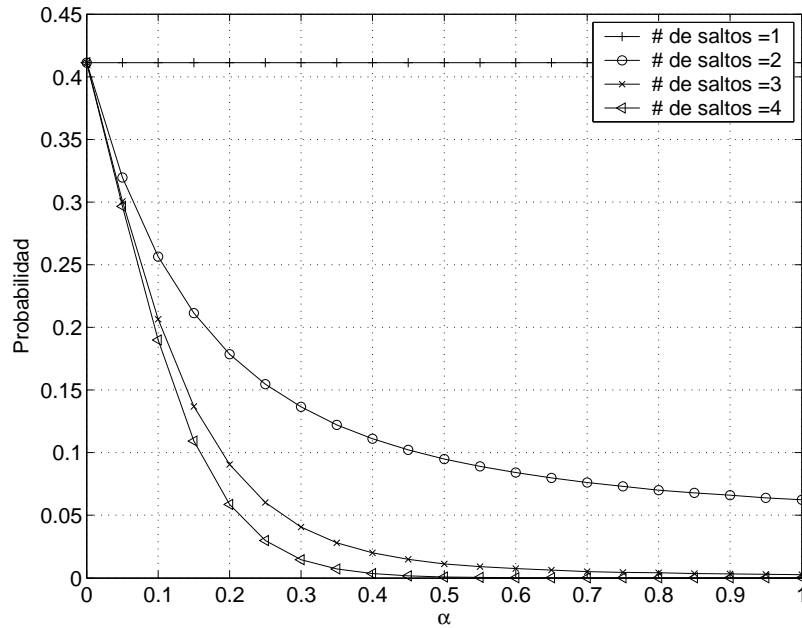


Figura 2.14: Probabilidad de no conexión en el escenario aleatorio en función de α . Las densidades de usuarios (ξ) y de APs (μ) se han fijado a 10^{-3} m^{-2} y a $5 \cdot 10^{-5} \text{ m}^{-5}$, respectivamente, en todos los casos.

porcentaje de usuarios que quieran participar en las extensiones multi-salto aumente un 60% (desde 0.4 a 1.0) para que se produzca una ganancia únicamente del 5% en la probabilidad de no conexión. Este hecho es, si cabe, más relevante en el caso de tres y cuatro saltos, en donde el incremento de α tiene que ser, aproximadamente, del 70 y el 80%, respectivamente, para lograr la misma reducción del 5% en la probabilidad de no conexión. Sin embargo, como se puede comprobar, el beneficio de que un mayor número de nodos participen en las extensiones multi-salto sí que aumenta considerablemente para valores pequeños de α . Por ejemplo, incrementando α un 15% (de 0 a 0.15) se obtienen ganancias en términos de conectividad del 20% para dos saltos y cercanos al 30% para tres y cuatro saltos.

2.3.2. Distribución matricial de los puntos de acceso

En este caso, los APs se despliegan en el área de simulación de manera óptima, utilizando una distribución matricial, tal y como se ha descrito anteriormente. La Figura 2.15 muestra la probabilidad de no poder conectarse a ningún AP, para diferentes valores de α , variando en cada caso el máximo número de saltos que es posible utilizar para alcanzar los puntos de acceso. La densidad de usuarios varía entre 10^{-4} y $5 \cdot 10^{-2} \text{ m}^{-2}$, mientras que la semi-distancia entre APs (δ) se fija a 100 m en todos los casos.

Como se puede comprobar, el comportamiento es muy similar al observado en el caso de la distribución aleatoria de los APs. La ganancia que se produce al incrementar el máximo número de saltos es sólo relevante cuando se pasa de uno a dos, siendo prácticamente inapreciable al aumentar de tres a cuatro; ésta es menor incluso que la que se observó en el escenario aleatorio. Otro aspecto a destacar es que, gracias al hecho de tener una distribución óptima

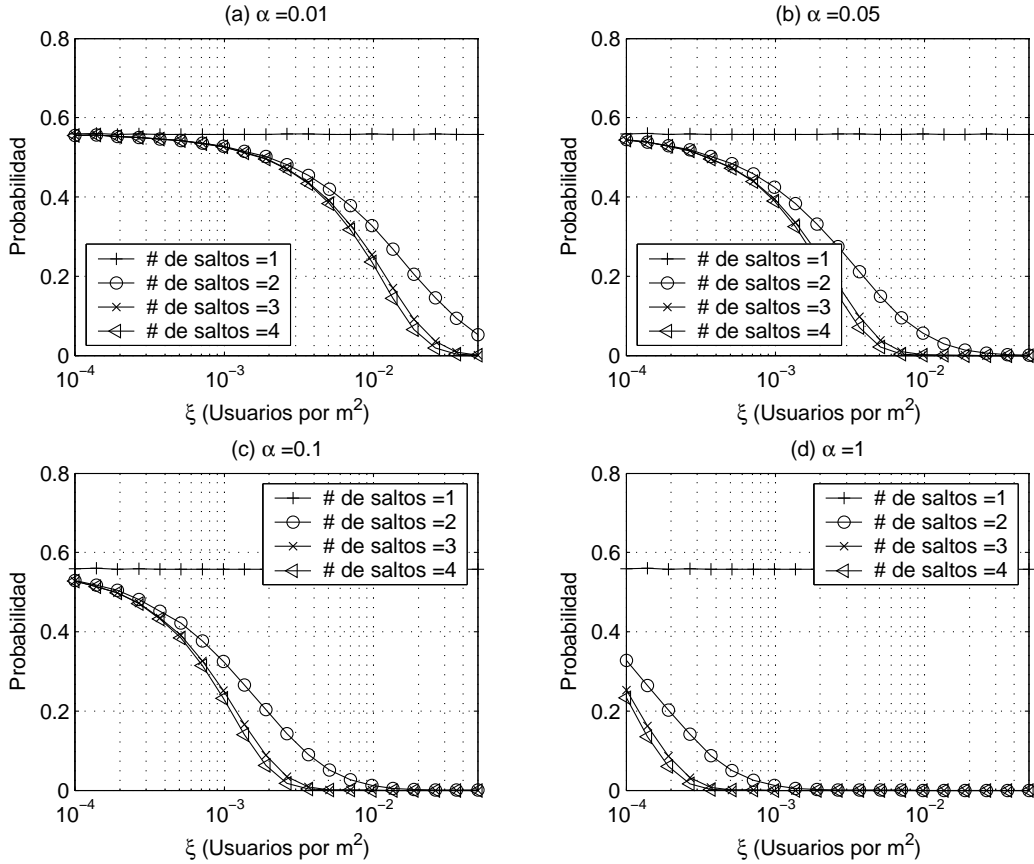


Figura 2.15: Probabilidad de no conexión en el escenario matricial para diferentes valores de α . La semi-distancia entre APs (δ) se ha fijado a 100 m para todos los casos.

de los puntos de acceso, la probabilidad de no conexión se anula, en todos los casos, para densidades de usuarios (ξ) menores que en el escenario anterior, a pesar de que el número total de APs es sensiblemente menor en este caso. Por otro lado, para rutas de dos saltos, es asimismo posible alcanzar la conectividad global para todos los valores de α , menos para el primero de ellos, al contrario de lo que pasaba en el escenario anterior, en el que, por ejemplo, para $\alpha = 1$, esta probabilidad tiende asintóticamente a $\sim 3\%$. Si se comparan estas gráficas con las obtenidas cuando los puntos de acceso se despliegan aleatoriamente, también se puede apreciar que las respectivas pendientes son mayores que en aquel caso, como consecuencia de la distribución óptima de los puntos de acceso. En definitiva, se observa que un incremento en el número de nodos intermedios se hace más relevante en este escenario, ya que al cubrir los APs un área mayor, el beneficio de las extensiones multi-salto es también más apreciable.

Por otro lado, la Figura 2.16 analiza la probabilidad de desconexión cuando lo que se modifica es la semi-distancia entre los APs (entre 50 y 240 metros), manteniendo la densidad de usuarios constante ($\xi = 10^{-3} m^{-2}$) para todos los casos. Como se pone de manifiesto, el beneficio que se obtiene al incrementar el número máximo de saltos que pueden usarse para alcanzar un punto de acceso, son más relevantes que en el escenario aleatorio, especialmente cuando se aumenta de uno a dos saltos; esto se debe a la distribución óptima de los puntos

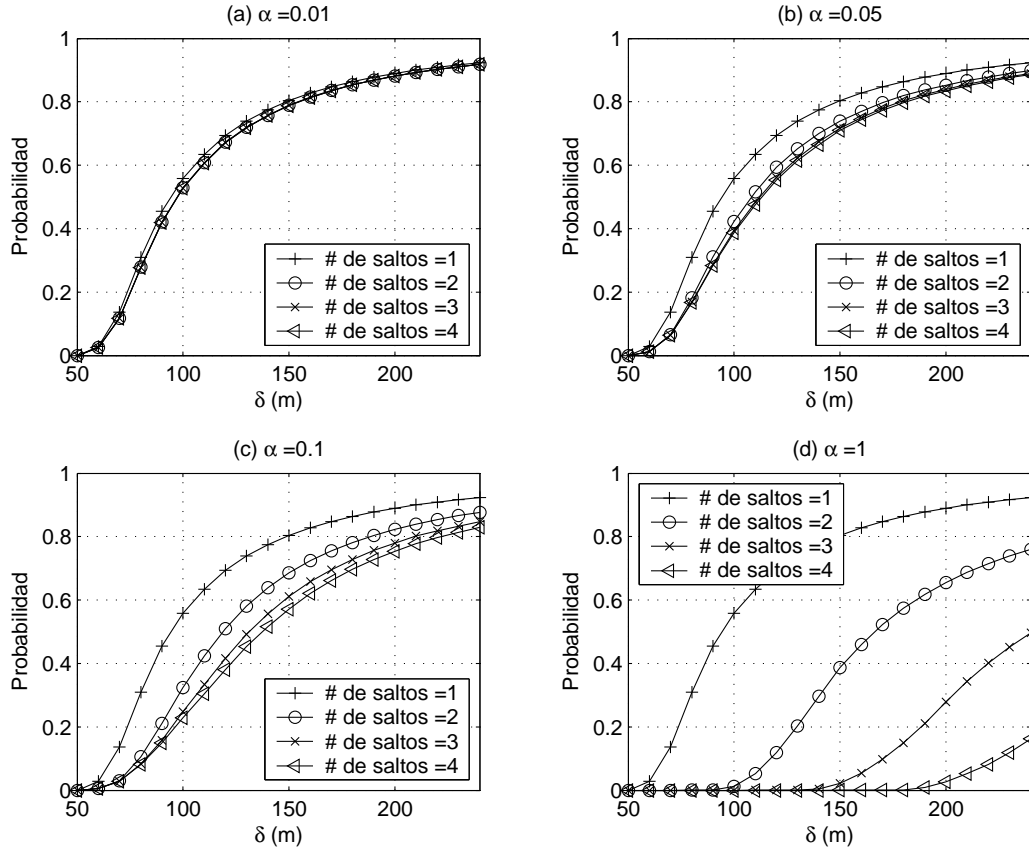


Figura 2.16: Probabilidad de no conexión en el escenario matricial para diferentes valores de α . La densidad de usuarios (ξ) se ha fijado a $10^{-3} m^{-2}$ para todos los casos.

de acceso, pues disminuyendo ligeramente la distancia entre ellos, se logra cubrir un área notablemente mayor. Por esta razón, cuando todos los usuarios participan en las extensiones multi-salto ($\alpha = 1$), la diferencia es, si cabe, más relevante. Sin embargo, y tal como sucedía anteriormente, sería complicado justificar el uso de rutas de más de tres saltos, ya que la ganancia empieza a ser apreciable únicamente cuando $\delta > 150$ metros, situaciones en las que la probabilidad de no conexión que se hubiera obtenido sin las extensiones multi-salto habría sido inaceptable (> 0.8).

Un denominador común en ambos escenarios es que el aumento del máximo número de saltos que es posible utilizar para llegar a un AP deja de ser relevante a partir de dos. De alguna manera, esto debería traducirse en el hecho de que la mayoría de las conexiones se producen a través de rutas de uno y dos saltos también para este despliegue. En ese sentido, y como se ha hecho en el caso del escenario aleatorio, la Figura 2.17 analiza el beneficio adicional que se obtendría al aumentar el número de saltos en una configuración concreta, para lo que se representa un histograma con las probabilidades de que un usuario cualquiera esté conectado con un punto de acceso a través de una ruta de x saltos, sin establecer límite alguno en este parámetro. Se ha fijado una densidad de usuarios media, $\xi = 10^{-3} m^{-2}$, y una semi-distancia ente puntos de acceso $\delta = 100$ m. Hay alguna diferencia con el escenario aleatorio que debe

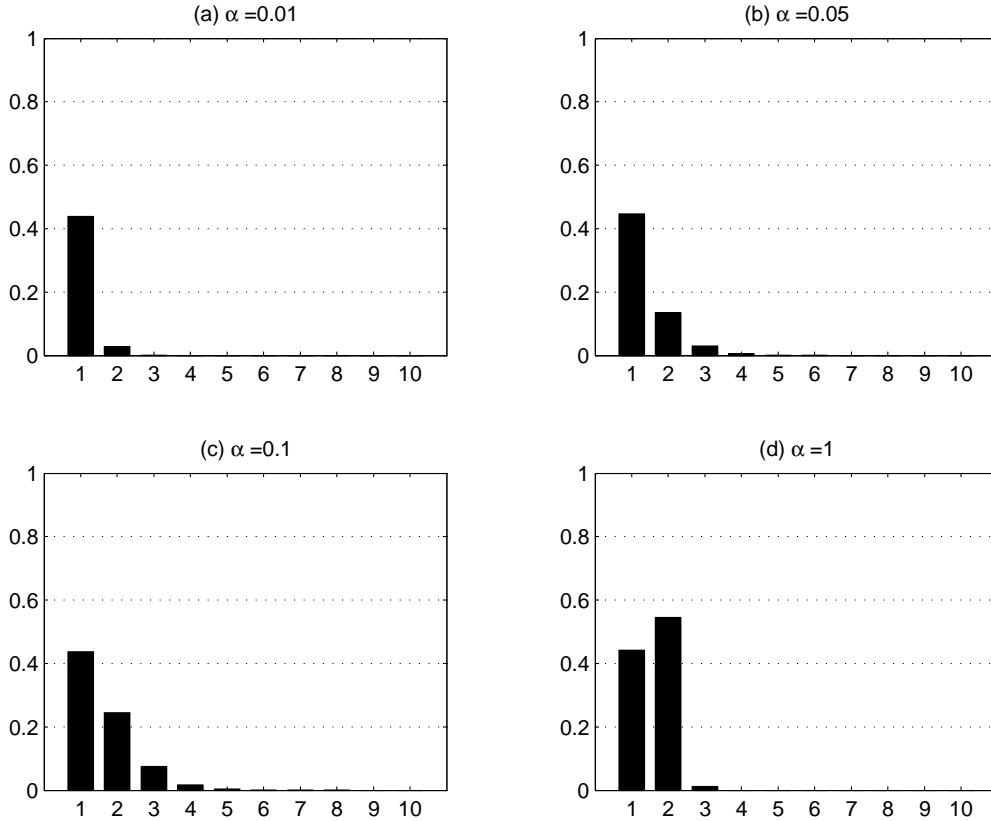


Figura 2.17: Histograma del número de saltos necesario para alcanzar el AP más cercano en el escenario matricial para diferentes valores de α . La densidad de usuarios (ξ) se ha fijado a $10^{-3} m^{-2}$ y la semi-distancia entre APs (δ) a 100 m para todos los casos.

ser destacada; en primer lugar se aprecia que el aumento de las conexiones de dos saltos, con estos parámetros en particular, es más apreciable que en el caso anterior, llegando incluso a superar a las conexiones con rutas de un único salto, cuando $\alpha = 1$. Además, el hecho de que la probabilidad de una conexión de dos saltos sea tan elevada ocasiona, de alguna forma, que las conexiones a través de rutas con mayor número de saltos sean mucho menos relevantes (la probabilidad de la conexión con rutas de tres saltos es mayor cuando α es 0.1 que cuando vale 1.0). Por último, y teniendo en cuenta la distribución óptima de los puntos de acceso, nunca es necesario utilizar conexiones de más de cuatro saltos, siendo éstas además muy poco probables.

Una vez estudiado el efecto de las longitudes de ruta sobre la probabilidad de no conexión, a continuación se analizará la influencia del parámetro α en la conectividad. Para ello, como ya se hizo para el escenario aleatorio, se utilizarán diferentes valores del máximo número de saltos que es posible utilizar por ruta, modificando en cada caso el valor del parámetro α .

En la Figura 2.18 se puede ver la evolución de la probabilidad de no conexión en función de la densidad de los usuarios, manteniendo la semi-distancia entre puntos de acceso constante en 100 metros. La tendencia de la probabilidad de no conexión es muy similar a la que se observó en el escenario aleatorio (ver Figura 2.12), aunque, debido a la situación óptima de los

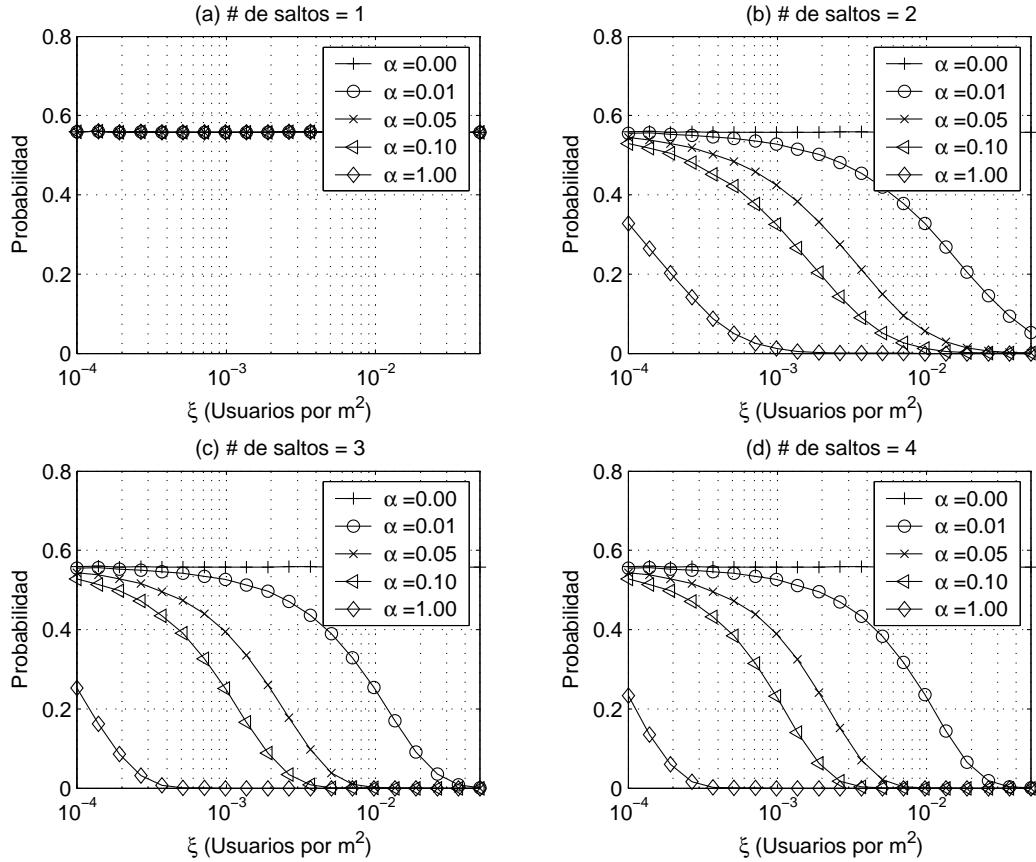


Figura 2.18: Probabilidad de no conexión en el escenario matricial para diferentes longitudes de ruta. La semi-distancia entre APs (δ) se ha fijado a 100 m para todos los casos.

puntos de acceso, el efecto de incrementar el valor de α es más relevante, siendo la diferencia entre las curvas mayor en todos los casos. Por otro lado, la pendiente de la probabilidad de no conexión es asimismo más elevada para todos los valores de α , independientemente del máximo número de saltos que es posible usar.

De manera complementaria, la Figura 2.19 estudia la misma evolución, pero variando en esta ocasión la semi-distancia entre puntos de acceso. Se vuelve a poner de manifiesto que la pendiente de todas las curvas es constante (como sucedía en el escenario aleatorio), ya que el número de usuarios que participan en las extensiones multi-salto es igual en todos los casos. Se ve que cuando todos los nodos reenvían información de/hacia los APs ($\alpha = 1$) hay una mejora relevante en términos de conectividad, especialmente si el número de saltos es elevado y hay pocos puntos de acceso, ya que el papel de los nodos intermedios adquiere una gran relevancia.

Finalmente, la Figura 2.20 resume lo ya adelantado por las dos anteriores. Como se puede ver, al fijar la densidad de usuarios y la semi-distancia entre APs a $10^{-3} m^{-2}$ y 100 m, respectivamente, se observa la misma tendencia que en el caso del despliegue aleatorio de APs, y la ganancia adicional, en términos de conectividad, que se puede llegar a conseguir

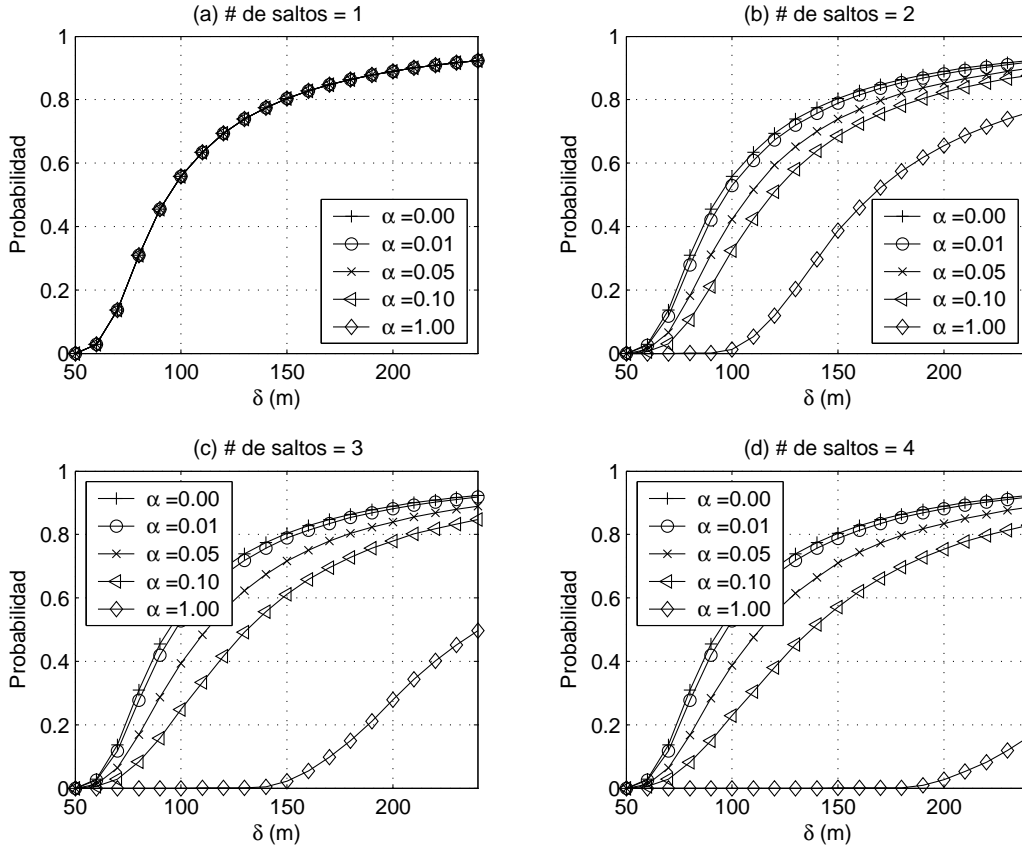


Figura 2.19: Probabilidad de no conexión en el escenario matricial para diferentes longitudes de ruta. La densidad de usuarios (ξ) se ha fijado a $10^{-3} m^{-2}$ para todos los casos.

aumentando el porcentaje de usuarios que participan en las extensiones multi-salto sólo es relevante para valores pequeños de α . Además, se vuelve a poner de manifiesto los mejores resultados que se obtienen con un despliegue de este tipo (la conectividad total se alcanza prácticamente con rutas de dos saltos), así como la escasa diferencia que hay entre permitir rutas de tres o cuatro saltos, siempre menor del 2%.

2.4. Conclusiones

Es innegable el gran interés que las comunicaciones inalámbricas multi-salto han suscitado en los últimos tiempos. La intensa labor investigadora, marcada por las directrices que se han venido fijando desde el grupo de trabajo MANET es una prueba clara de la relevancia que tienen este tipo de despliegues de red. Sin embargo, y tal y como se verá posteriormente, lo que sí ha variado sensiblemente, especialmente en los últimos tiempos es el entorno de aplicación de las mismas; si bien al principio se bosquejaban situaciones en las que no se podía asegurar la presencia de una infraestructura de red subyacente, es cada vez más evidente la importancia del concepto de red *mallada* (o *mesh network*), como alternativa para aumentar de manera flexible y rápida la cobertura de despliegues de red más tradicionales, y en la que incluso los

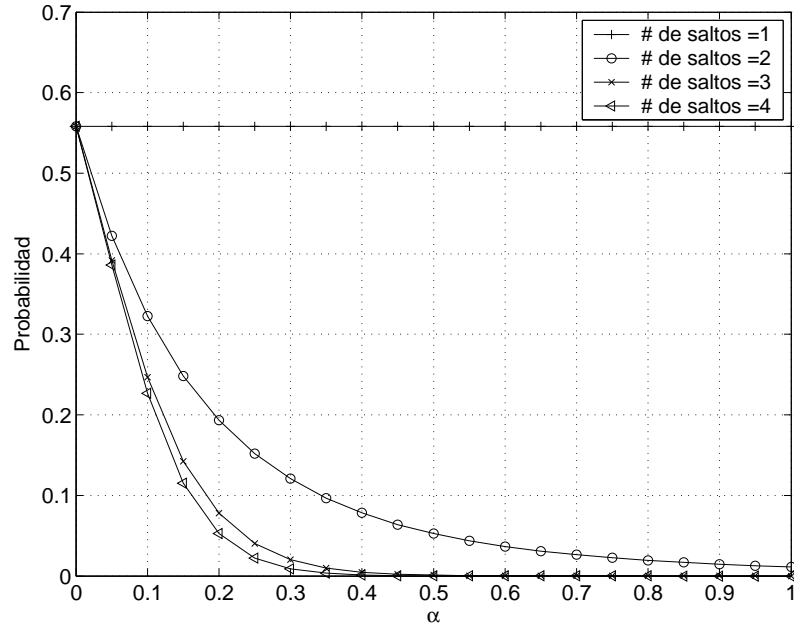


Figura 2.20: Probabilidad de no conexión en el escenario matricial en función de α . La densidad de usuarios (ξ) se ha fijado a 10^{-3} m^{-2} y la semi-distancia entre APs (δ) a 100 m para todos los casos.

terminales de los usuarios pueden contribuir a la extensión del alcance de puntos de acceso y/o estaciones base. Otro ejemplo claro de escenario de aplicación que está actualmente renovando el interés en las topologías multi-salto es la eclosión que actualmente se está produciendo en dispositivos con capacidades limitadas (como son los sensores inalámbricos) que, por sus características intrínsecas, tienen un alcance muy reducido, por lo que normalmente necesitan emplear topologías de múltiples saltos para poder cubrir áreas de un tamaño razonable.

En el primero de los escenarios que se han bosquejado previamente, la ampliación de la cobertura de despliegues tradicionales de red, hay dos parámetros que tienen un impacto relevante, como son el número de saltos que es posible emplear para acceder a un elemento de conexión o el conjunto de terminales que participan, activamente, en las labores de reenvío de paquetes y, por tanto, en dichas extensiones. Ambos, además de influir en la ganancia (en términos de conectividad) que se puede alcanzar con las extensiones multi-salto, también repercuten en los algoritmos y protocolos, especialmente de encaminamiento, que se tendrían que emplear sobre las correspondientes redes.

Teniendo en cuenta lo anterior, en este capítulo de la Tesis se ha presentado un completo análisis, realizado sobre sendos escenarios concretos, que de alguna manera plasman las dos situaciones extremas en cuanto a la estrategia en el despliegue de red tradicional cuya cobertura se pretende extender: primeramente se ha asumido una distribución completamente aleatoria de los elementos de acceso, siendo este el peor caso posible, ya que no hay ninguna planificación previa; por otro lado, también se ha estudiado la que se correspondería con la configuración óptima, en la que los elementos de acceso a la red maximizan la cobertura, situándose según una distribución matricial. En ambos casos, se ha llevado a cabo el análisis

Capítulo 2. Análisis de la cobertura de extensiones multi-salto

con una doble vertiente, realizando en primer lugar un estudio analítico, cuya validez se asegura gracias a los resultados obtenidos mediante una herramienta de simulación propietaria, que sirvió posteriormente, para extender el estudio a escenarios más complejos, ya que el análisis teórico era sólo posible para rutas de dos saltos hasta el punto de acceso.

En los dos despliegues de red analizados, sin embargo, las conclusiones generales que se han obtenido son bastante similares y, de alguna manera, permiten establecer un límite tanto en el número de saltos máximo que es sensato utilizar, como en el porcentaje de usuarios que deberían participar en las extensiones multi-salto. Se ha puesto de manifiesto el gran beneficio, en términos de conectividad, que éstas pueden proporcionar, pero, también se ha comprobado que el aumentar el número de terminales con capacidad de reenvío o el número de saltos máximos que puede utilizarse no siempre tiene como consecuencia una ganancia elevada lo que, teniendo en cuenta los aspectos de complejidad de los algoritmos de encaminamiento subyacentes y el efecto en el consumo energético de los propios terminales, podría utilizarse para marcar unos límites a ambas métricas, en función de las características particulares de cada escenario [25].

Capítulo 3

Protocolos de encaminamiento para redes multi-salto

Como ya ha sido adelantado previamente, el principal hilo conductor de la presente Tesis lo constituyen las redes multi-salto, habitualmente denominadas *ad hoc* en la literatura. Este área ha acaparado el interés por parte de la comunidad científica en los últimos años, especialmente desde el grupo de trabajo MANET, como ya se ha mencionado en el capítulo anterior. El trabajo llevado a cabo por dicho grupo, que principalmente se centra en el diseño de técnicas de encaminamiento apropiadas para las características de las topologías multi-salto, ha ido variando, principalmente desde el punto de vista de su enfoque, a lo largo de su tiempo de vida (desde 1998).

Por otra lado, la justificación que se ha dado al despliegue de este tipo de topologías de red también ha evolucionado sensiblemente a lo largo de los últimos años. Mientras que en los albores de su definición se relacionaba el uso de estas redes con situaciones en las que una infraestructura subyacente no pudiera asegurarse, ya se ha adelantado en el Capítulo 2 que es cada vez mayor el interés que suscitan como componentes relevantes dentro de la arquitectura de lo que se ha venido a denominar como *B3G (Beyond 3G)*, sistemas de comunicación inalámbrica de nueva generación.

En este capítulo se presentan las principales características y retos que presentan las redes multi-salto. Se llevará a cabo un análisis de los protocolos, de nivel de red, que tienen que emplearse para asegurar las comunicaciones en este tipo de redes, proporcionando una clasificación de los mismos. También se describe, históricamente, la labor llevada a cabo por el grupo de trabajo MANET, en lo que se refiere, principalmente, al desarrollo de técnicas y protocolos de encaminamiento para este tipo de redes; este recorrido, además de proporcionar una visión general acerca de la problemática existente dentro de este tipo de redes, servirá de introducción para acometer la descripción de aquellos protocolos que han conseguido acaparar un mayor interés por parte del citado grupo de trabajo.

3.1. Introducción a las redes multi-salto

Una red multi-salto (o *ad hoc*) se puede definir, de manera genérica, como un conjunto de nodos autónomos, que se agrupan de manera dinámica, sin que tenga que existir un ele-

mento centralizador ni una infraestructura subyacente [26,27]. Las comunicaciones entre los diferentes componentes de la red se llevan a cabo mediante enlaces inalámbricos. Los nodos, además, tienen la capacidad de moverse libremente y de manera arbitraria, con lo que la topología de la red puede variar sustancialmente, de manera poco predecible.

Aunque no sea estrictamente necesario, es posible que las redes *ad hoc* puedan estar conectadas a redes más extensas (por ejemplo, *Internet*) a través de elementos que proporcionen dicha conexión, tal y como se ha analizado en el Capítulo 2. Además, de manera general, se puede asegurar que las rutas entre dos nodos cualesquiera de una red *ad hoc* pueden estar formadas por más de un salto inalámbrico.

A continuación se enumeran un conjunto de características que pueden asociarse con las redes *ad hoc*; algunas de ellas son comunes a cualquier sistema de comunicaciones inalámbricas, pero otras sí que son exclusivas de las topologías multi-salto:

- **Inalámbricas.** Los nodos se comunican a través del mismo medio compartido, habitualmente el canal radio.
- **Espontaneidad.** Las redes son generalmente espontáneas, pues se establecen de manera dinámica, sin ninguna planificación previa.
- **Autonomía.** Este tipo de despliegues no dependen para su buen funcionamiento de la existencia de una infraestructura subyacente, sino que cada nodo opera de manera distribuida, actúa como enrutador y genera, de manera independiente, tráfico.
- **Encaminamiento multi-salto.** No son necesarios dispositivos dedicados al proceso de enrutamiento, sino que todos los nodos de la red participan en el mismo.
- **Movilidad.** Los terminales de una red *ad hoc* pueden, generalmente, moverse libremente, incluso mientras están comunicándose con otros nodos. Esto hace que la topología de la red sea dinámica por naturaleza.

3.2. Clasificación de los protocolos de encaminamiento multi-salto

Hay diversos criterios que permiten establecer diferentes clasificaciones para los protocolos de encaminamiento para redes multi-salto. El más importante atiende al modo de funcionamiento básico de los mismos, pudiendo distinguirse entre *preventivos* o *reactivos*.

Así, los protocolos denominados como *preventivos* se basan en el hecho de que los terminales disponen en todo momento de una información completa y actualizada acerca de la topología de la red, para lo que se requiere la transmisión periódica de un conjunto de mensajes de control. Por su parte, en los protocolos *reactivos* los nodos sólo buscan una ruta hacia un destino bajo demanda, es decir, cuando sea necesario. Hay que mencionar además que también han aparecido propuestas de soluciones con características de ambos grupos, los conocidos como protocolos *híbridos*.

Por otro lado, también es posible clasificar las diferentes técnicas de encaminamiento para redes *ad hoc* atendiendo al papel que desempeñan los propios nodos en la red o, de manera equivalente, en función de la estructura que se establece en la misma. De esta manera, ha

habido propuestas que se basan en el establecimiento de una jerarquía en la red, en la que algunos de los nodos cumplen un papel más relevante que otros. Evidentemente, esta es una clasificación ortogonal a la anterior y, por tanto, existen protocolos jerárquicos que pertenecen a cualquiera de las dos familias mencionadas con anterioridad.

Se han citado los que, posiblemente, son los dos principales ejes para clasificar este tipo de técnicas de encaminamiento. No es por ello menos cierto que existen protocolos que, por sus características, se encuadran en grupos mucho más particulares, como pueden ser aquellos que tratan de optimizar el consumo de energía (normalmente están pensados para redes de sensores inalámbricos), los que habilitan comunicaciones *multicast* o los que se basan en información geográfica (es decir, en la posición en el que se sitúan los diferentes terminales).

3.2.1. Protocolos preventivos

Como se ha dicho anteriormente, en los protocolos preventivos cada terminal mantiene información actualizada acerca de la topología de la red. Para ello, es necesario que todos los nodos participen en el envío periódico, y posterior procesado, de mensajes de control. La mayor ventaja de este tipo de soluciones es que un nodo, cuando quiera comunicarse con un destino en particular, no tiene más que chequear la información topológica de la que dispone para encontrar una ruta válida al mismo, por lo que no incurre en ningún tipo de latencia inicial. Sin embargo, el uso de mensajes de control puede hacer que la carga de la red incremente, con el consecuente gasto, tanto en ancho de banda como en consumo energético.

Los protocolos preventivos presentan un comportamiento que se parece más al de los mecanismos de encaminamiento que se han venido empleando habitualmente en redes tradicionales cableadas, y pueden distinguirse dos familias: los basados en *vector-distancia* y los que lo hacen en el estado del enlace (*link-state*) [28].

- **Vector-distancia.** Cada nodo posee en su tabla información acerca de la distancia (habitualmente en número de saltos) hacia los posibles destinos, junto con el siguiente nodo para alcanzar a cada uno de ellos. Para mantener la información actualizada, se emiten mensajes *broadcast* cada vez que se detecte un cambio en alguno de los enlaces, aunque también pueden propagarse de manera periódica.
- **Link-state.** Cada uno de los nodos de la red mantiene la topología de la misma, incluyendo los costes asociados a todos sus enlaces. A la hora de determinar la ruta a un destino, se emplea un algoritmo de búsqueda de camino con coste mínimo. Para mantener la información actualizada, cada nodo emite, bien sea de manera periódica o bien tras la detección de un cambio significativo en la topología de red, mensajes *broadcast*.

3.2.2. Protocolos reactivos

Es este caso, los terminales no mantienen información topológica acerca de la red. Cuando quieren establecer una comunicación con otro nodo, suponiendo que no dispusieran de una ruta válida al mismo, iniciarían un procedimiento de *Descubrimiento de Ruta*. La mayor ventaja que presentan frente a los preventivos es que no incurren en todos los mensajes de señalización necesarios en aquellos. Sólo se mantienen aquellas rutas que se estén usando puntualmente, por lo que, teóricamente, estos protocolos presentan ciertas ventajas desde el punto de vista

de consumo de energía, de ahorro en ancho de banda y de recursos de almacenamiento. Al contrario, debido a los procesos de descubrimiento de ruta, pueden llevar asociada una mayor latencia que los anteriores.

3.2.3. Comparación

En la Tabla 3.1 se resumen las diferencias más importantes entre las dos grandes familias de protocolos de encaminamiento para redes multi-salto. Se puede decir, aunque es complicado establecer un criterio genérico, que las alternativas reactivas se comportan mejor en situaciones con menor tráfico (menos nodos participando activamente en las comunicaciones), mientras que, por otro lado, los procedimientos preventivos controlan mejor el rendimiento en situaciones de elevada dinamicidad de la topología en la red.

3.2.4. Protocolos jerárquicos

Si bien es cierto que la división de los protocolos de encaminamiento en términos de la familia (reactiva o preventiva) a la que pertenecen es la más habitual, también han suscitado un cierto interés aquellas soluciones que fomenten cierta estructura jerárquica en la red. Una de las grandes ventajas que ofrecen este tipo de técnicas frente a aquellas que no lo

Tabla 3.1: Comparativa entre los protocolos preventivos y reactivos

	Protocolos preventivos	Protocolos reactivos
<i>Ventajas</i>	<ul style="list-style-type: none">– La ruta al destino está disponible en todo momento, minimizándose la latencia– Cada nodo tiene una visión completa de la topología de la red– Más apropiados para la aplicación de técnicas de <i>QoS</i>	<ul style="list-style-type: none">– Establecimiento de ruta bajo demanda– Menor tráfico de señalización, con lo que se reduce el consumo de ancho de banda y energía– Menores requerimientos de almacenamiento
<i>Desventajas</i>	<ul style="list-style-type: none">– Actualización frecuente de la topología completa de la red, lo que incurre en un mayor consumo energético y ancho de banda	<ul style="list-style-type: none">– Retardo, consumo de energía y ancho de banda introducidos por el algoritmo de búsqueda de ruta (utiliza inundación)– Menos apropiados para la aplicación de técnicas de <i>QoS</i>

son es que su escalabilidad es sensiblemente mejor, lo que aporta un valor añadido a estas soluciones cuando la densidad de nodos sea elevada. Además, teniendo en cuenta que una de las tendencias que hay en la actualidad es hacia la integración de configuraciones *ad hoc* en redes con una infraestructura subyacente, la utilización de niveles jerárquicos puede ayudar a favorecer dicha combinación de manera más natural.

En este campo, además, queda un largo camino por recorrer desde el punto de vista investigador. Las propuestas que ha habido de protocolos que se basen en estructuras jerárquicas se basan en la agrupación de nodos en *clusters* [29, 30], destacando entre ellos el protocolo *Cluster Based Routing Protocol* (CBRP) [31]. La jerarquía de estas soluciones es débil, ya que simplemente selecciona a uno de los dispositivos del *cluster* para que asuma una responsabilidad mayor. La estructura que se establece en la red se emplea para construir tablas de encaminamiento, permitiendo a los nodos comunicarse entre sí. Además, estos algoritmos han suscitado un interés renovado recientemente por el gran auge de las redes de sensores inalámbricos.

Finalmente, en posibles escenarios de aplicación futuros de las topologías multi-salto, el establecimiento de ciertos niveles de jerarquía se podría aprovechar para acometer la optimización de las diferentes funcionalidades de gestión que pudieran necesitarse, como por ejemplo la movilidad, cuando un conjunto de nodos se mueve de manera conjunta [32, 33].

3.3. Estandarización: MANET

Como se ha dicho anteriormente, la evolución de los protocolos de encaminamiento para redes *ad hoc* ha sido vertiginosa en los últimos tiempos. La labor de estandarización de los mismos se está realizando dentro del grupo de trabajo *Mobile Ad-hoc Networks*, perteneciente al IETF. De manera paralela a la aparición de las diferentes propuestas, el alcance, así como los objetivos, de este grupo de trabajo también ha ido variando paulatinamente.

Hay que tener en cuenta las condiciones de contorno en las que se desarrolla el trabajo de MANET; en primer lugar es incontestable el gran interés que han suscitado las redes multi-salto, lo que ha favorecido la aparición de diferentes soluciones, algoritmos y protocolos para acometer el encaminamiento en estas topologías, muchas de las cuales no han gozado de ninguna continuidad. En este sentido, el propio grupo de trabajo ha decidido apostar por algunas de las propuestas que, por diferentes razones, han gozado de una mayor relevancia o han acaparado un mayor interés.

En esta sección se revisarán, de manera más detallada, cuáles son las características de aquellos protocolos a los que MANET ha concedido una mayor importancia. Previamente, se hará un recorrido histórico a la evolución que ha tenido la labor de estandarización en el ámbito de las redes inalámbricas multi-salto, especialmente en el desarrollo de técnicas de encaminamiento para las mismas.

3.3.1. Evolución histórica

La labor de MANET comienza a finales de 1997 y, hasta comienzos de la década actual (2001), se trabajaba sobre un conjunto ciertamente elevado de protocolos de encaminamiento. El alcance se vio claramente modificado cuando se decidió enfocar el esfuerzo únicamente en cuatro propuestas específicas, dos de ellas reactivas y otras dos preventivas. Las cuatro especi-

ficaciones se enviaron para ser publicadas como *Request for Comments* (RFC), estado que han alcanzado actualmente todos ellos. Los dos representantes de la familia de los protocolos reactivos son el *Ad Hoc On Demand Distance Vector Routing* (AODV) [34] y el *Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks* (DSR)¹ [35]. Por su parte, las dos soluciones preventivas que fueron potenciadas por el grupo de trabajo MANET fueron: *Optimized Link State Routing Protocol* (OLSR) [18] y *Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding* (TBRPF) [36]. Más adelante, se describen las características más importantes de estas cuatro propuestas. Además de limitar el número de protocolos en los que concentrar el esfuerzo, el grupo MANET también decidió apostar por un trabajo claramente de desarrollo, promoviendo las implementaciones de los mismos, así como la verificación de su operación en entornos reales.

Recientemente se ha vuelto a revisar, de manera considerable, el alcance del grupo de trabajo; así, se ha decidido volver a limitar el número de protocolos en los que centrar las labores de especificación y desarrollo, esta vez limitándose a una única propuesta por cada una de las dos grandes familias, de manera que incluso han aparecido los términos de Protocolo Reactivo MANET, *Reactive MANET Protocol* (RMP), y Protocolo Preventivo MANET, *Proactive MANET Protocol* (PMP). En la actualidad, parece claro que el primero de los mismos será una evolución natural del anteriormente citado AODV, a la que se ha denominado *Dynamic MANET On-demand Routing* (DYMO) [37] mientras que la segunda versión del OLSR [38], es la que está acaparando el interés dentro de las propuestas preventivas.

Además de los propios protocolos de encaminamiento, sin duda elemento clave para el correcto despliegue de redes *ad hoc*, MANET también ha comenzado a trabajar en otros aspectos complementarios. En este sentido, se ha especificado un formato genérico para el envío de los paquetes de control de cualquier protocolo definido para redes *ad hoc*, *Generalized MANET Packet/Message Format* [39] y también se han definido protocolos genéricos para el descubrimiento de vecinos, *MANET Neighborhood Discovery Protocol* (NHDP) [40] y para la difusión de información, *Simplified Multicast Forwarding for MANET* (SMF) [41]. Hay que tener en cuenta que, inicialmente, estas especificaciones se basaban en el funcionamiento del protocolo OLSR, aunque se pretenden aplicar a cualquier otra alternativa.

Todo lo anterior se resume en la Figura 3.1, en la que se puede destacar el gran número de propuestas que aparecieron en los primeros años de andadura del grupo de trabajo. Como se ha mencionado con anterioridad, muchas de las mismas no han gozado de continuidad y prácticamente se han abandonado, por diversas razones. Por otro lado, se ve claramente que la tendencia posterior fue, por un lado, la de centrarse en un conjunto reducido de protocolos (dos en la actualidad), así como la de favorecer un enfoque más centrado en el desarrollo. En los siguientes apartados se detallan las características más importantes de los seis protocolos que más atención han acaparado por parte del grupo de trabajo MANET.

También se ve en la figura la aparición del grupo de trabajo *Autoconf*, que se centra en aspectos de arquitectura de las redes *ad hoc*, especialmente en términos de direccionamiento y de interconexión con redes externas. Además, hay otra línea que también está cobrando relativa fuerza en los últimos tiempos. La comunidad más tradicional en el ámbito del encaminamiento en Internet está apoyando la utilización de protocolos que se han venido empleando con asiduidad en redes cableadas, como *Open Shortest Path First* (OSPF) [42], también sobre

¹Hay que destacar que en el caso del protocolo DSR, el proceso fue sensiblemente más lento, debido a que su funcionamiento se basa en el uso de un nuevo *tipo*, dentro de la cabecera IP.

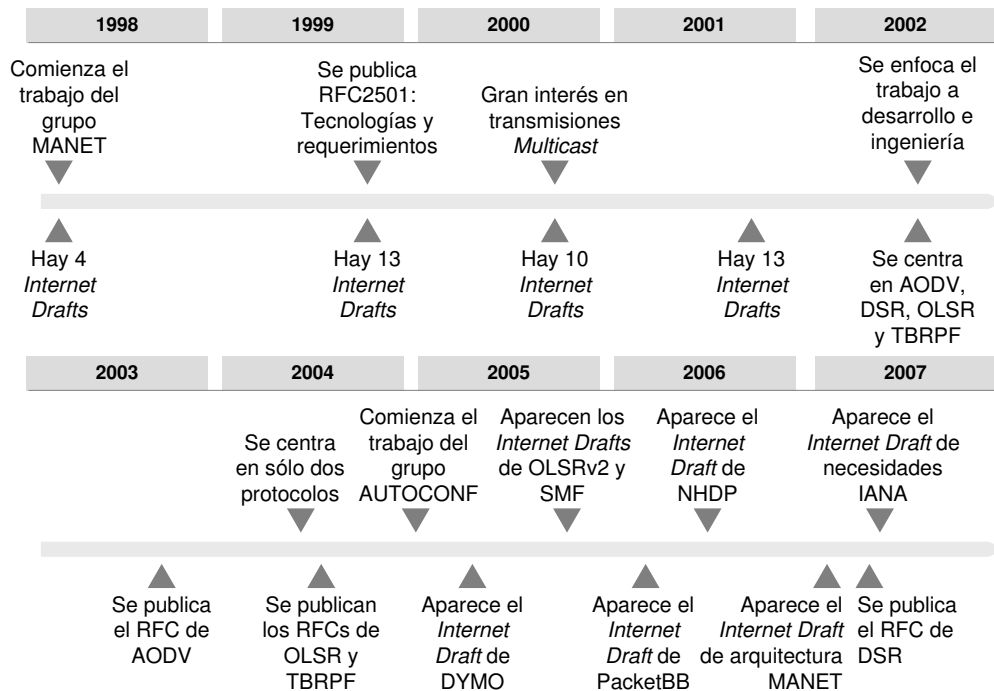


Figura 3.1: Evolución histórica del grupo de trabajo MANET del IETF

redes MANET. El esfuerzo se va a realizar en el grupo de trabajo correspondiente a OSPF, en que el que se considerarán los desarrollos realizados dentro de la familia de protocolos preventivos en MANET, por ser más cercanos en sus características a éstos que los reactivos.

3.3.2. Protocolos preventivos en el ámbito de MANET

Así como en el caso de los protocolos reactivos, ya desde el comienzo de las actividades de MANET, hubo dos propuestas que suscitaron un mayor interés, se puede decir que en el caso de familia preventiva se produjo un giro importante, ya que las dos que han sido publicadas como RFCs, no se encontraban entre las propuestas iniciales. Sin embargo, ambos protocolos contaron posteriormente con un amplio apoyo. Son el *Optimized Link State Routing Protocol* (OLSR) y el *Topology Broadcast based on Reverse-Path Forwarding routing protocol* (TBRPF). Posteriormente, MANET ha decidido centrarse en el primero de ellos, y, en la actualidad, su segunda versión (OLSRv2) aparece como el protocolo preventivo en el que se centran los esfuerzos de MANET.

OLSR

OLSR [18] es una optimización de los protocolos de encaminamiento tradicionales basados en el estado del enlace (*link-state*), adaptándose a las características intrínsecas de las redes multi-salto o *ad hoc*. En ese sentido, consigue minimizar la sobrecarga asociada a los mensajes de señalización, seleccionando un conjunto de nodos como *MultiPoint Relay* (MPR), para que

Capítulo 3. Protocolos de encaminamiento para redes multi-salto

se encarguen de propagar los paquetes de control, reduciendo, de esta manera, el número de transmisiones necesarias. El funcionamiento básico del protocolo se puede dividir en cuatro fases diferenciadas, que aparecen descritas a continuación.

Monitorización de vecinos. Cada uno de los nodos que participa en la red tiene que conocer aquellos con los que dispone de un enlace (ya sea *unidireccional* o *bidireccional*). Con el fin de cumplir con este requerimiento (determinar su conectividad), cada nodo difunde de manera periódica mensajes *Hello*, en los que incluye información acerca de sus vecinos, y de las características de los enlaces correspondientes. Por otro lado, al procesar los mensajes *Hello* recibidos, cada nodo irá completando una tabla con información, no sólo de sus vecinos *a un salto*, sino de otros nodos a los que puede llegar a través de éstos (dispositivos que se encuentran, por tanto, a una distancia de dos saltos).

Selección de MPR. Con el objetivo de favorecer la operación distribuida (más apropiada para redes *ad hoc*), cada uno de los nodos calcula, de manera independiente, su propio conjunto de MPR. Para realizar esta selección no existe ningún método establecido, siendo el único requerimiento que el conjunto de MPR sea suficiente para cubrir todos los nodos que se encuentren a una distancia de dos saltos. Éste se vuelve a calcular cada vez que se detecte un cambio en la topología de la red (tanto en nodos situados a una distancia de un salto, vecinos, como de dos). Hay que destacar que el conjunto de MPR seleccionados por un nodo se reporta en los mensajes *Hello* enviados por éste, lo que permite la construcción del conjunto de selectores MPR, (*MPR Selectors Set*), que son aquellos nodos que han seleccionado a uno en particular como MPR. La Figura 3.2 muestra un ejemplo de selección de MPRs, en el que el nodo central es capaz de alcanzar a todos los dispositivos *a 2 saltos* a través únicamente de 4 vecinos *a 1 salto*, que serían, por tanto, sus MPRs.

Difusión de la topología. Con el objetivo de disponer de la información necesaria para el cálculo de las rutas, todos los nodos participan en la difusión de los mensajes denominados

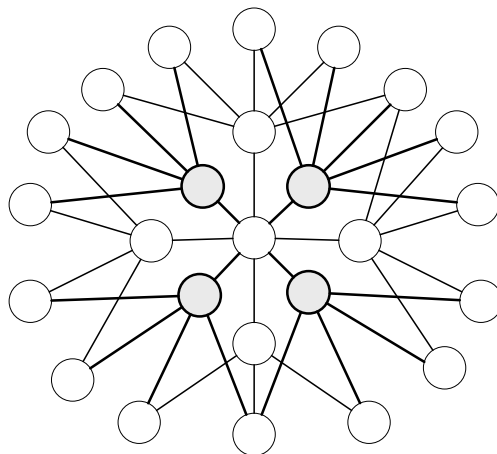


Figura 3.2: Selección de MPRs en OLSR

Topology Control (TC), favorecida por la presencia de los MPR, ya que cada nodo no necesita informar de todos sus vecinos, sino que únicamente debe declarar su conjunto de selectores MPR (es decir, aquellos que hayan seleccionado al emisor como MPR). De esta manera, los nodos que no sean MPR no necesitan difundir mensajes TC. Éstos se mandan con una cierta frecuencia, aunque si se detectara alguna modificación en el conjunto de selectores MPR (tras un cambio topológico de la red, por ejemplo), se debería transmitir un TC de manera inmediata. Por último, sólo los MPR participan en la retransmisión de los mensajes TC recibidos por otros nodos, ya que es suficiente para asegurar que dichos paquetes alcancen a todos los nodos de la red.

Cálculo de la tabla de rutas. Con los mensajes *Hello* y TC, cada nodo adquiere un conocimiento completo de la topología de la red, a partir del cual calculará una tabla de rutas, en la que dispone de toda la información necesaria para alcanzar a cualquier destino en la misma. La tabla de rutas se vuelve a construir cada vez que se detecte un cambio en la lista de vecinos, así como al expirar una entrada previa, siguiendo un proceso iterativo.

TBRPF

Al igual que OLSR, TBRPF [36] también es una variante de los protocolos de enrutamiento *link-state*. Cada nodo construye un árbol representando la topología de la red, a partir del cual, utilizando un método de búsqueda del camino de coste mínimo (por ejemplo, *Dijkstra*) encuentra la ruta, típicamente de menor número de saltos, a los potenciales destinos. En este caso, la reducción de la sobrecarga asociada a los mensajes de control se consigue haciendo que cada nodo anuncie únicamente una parte de su árbol a sus vecinos. Además, combina actualizaciones periódicas con otras diferenciales (más frecuentes y reducidas), lo que permite propagar de manera rápida los cambios topológicos detectados. Por último, si bien hace uso de mensajes *Hello*, presenta diferencias con el mecanismo empleado por OLSR, ya que en este caso son diferenciales, anunciando únicamente las variaciones detectadas en el conjunto de vecinos. Su diseño es completamente modular, y dispone de dos componentes bien diferenciadas: el *TBRPF Neighbor Discovery* (TND) y el *TBRPF Routing Module*.

TBRPF Neighbor Discovery. Se trata de un mecanismo independiente, que permite determinar de manera rápida los vecinos de un nodo. El aspecto más relevante de TND es que se basa en la difusión de mensajes *Hello* diferenciales, que únicamente informan de cambios en el estado de los enlaces correspondientes. De esta manera, los paquetes que se intercambian son mucho más pequeños, pudiéndose transmitir de manera más frecuente. En el diseño del TND se ha buscado su ortogonalidad con el resto del protocolo y que tuviera, como único objetivo, la detección de los vecinos a un salto de distancia. De esta manera se asegura que, en caso de que hubiera otra entidad que realizara dicha funcionalidad, el TND podría deshabilitarse, sin afectar al correcto funcionamiento del TBRPF.

TBRPF Routing Module. Cada nodo dispone de un árbol (*Source Tree*), que proporciona los caminos más cortos a todos los destinos alcanzables en la red. Cada nodo calcula el suyo propio, utilizando una variante de *Dijkstra*, y a partir de la información de su *Topology Table*. Como se ha mencionado anteriormente, con el objetivo de minimizar la sobrecarga asociada a los procedimientos de control, cada elemento de la red sólo difunde una parte de su árbol a sus

vecinos. Como sucedía con el TND, se combina un mecanismo de reporte completo con otro diferencial, más frecuente, lo que permite reaccionar con mayor celeridad a posibles cambios topológicos.

La Figura 3.3 muestra un ejemplo de cómo se podrían construir los árboles en una red en el protocolo TBRPF. En este caso, el nodo 2 se erige como *padre* de todos sus vecinos, lo que implica que todos le usan como siguiente salto para alcanzar a algún otro nodo de la red, y por eso reporta completamente su *Source Tree*, mientras que los nodos 6 y 10 sólo lo hacen con una fracción de los suyos.

OLSRv2

Como se ha adelantado con anterioridad, se decidió, en el ámbito de MANET, que los esfuerzos por promover un único protocolo de encaminamiento preventivo para redes *ad hoc* se basen en el OLSR. Para ello se publica una segunda versión del mismo (OLSRv2) [38], que mantiene los mismos procedimientos básicos de su antecesor, reduciendo la complejidad en algún aspecto específico. Además, se adapta a las especificaciones adicionales que han aparecido recientemente, como el formato genérico para los mensajes de control de protocolos de encaminamiento *ad hoc* y al mecanismo de descubrimiento de vecinos.

Comparación

Toda comparación que se realice entre los tres protocolos anteriores tendrá que ser cuidadosamente analizada, pues las diferencias entre ellos no son evidentes. El TBRPF es algo posterior en su desarrollo y, por tanto, sus precursores trataron de explotar las que ellos consideraron desventajas de OLSR. La Tabla 3.2 presenta las que podrían considerarse como las ventajas y desventajas más importantes de cada uno de los protocolos, teniendo en cuenta que las dos versiones de OLSR se han agrupado, pues las diferencias que presentan no son relevantes.

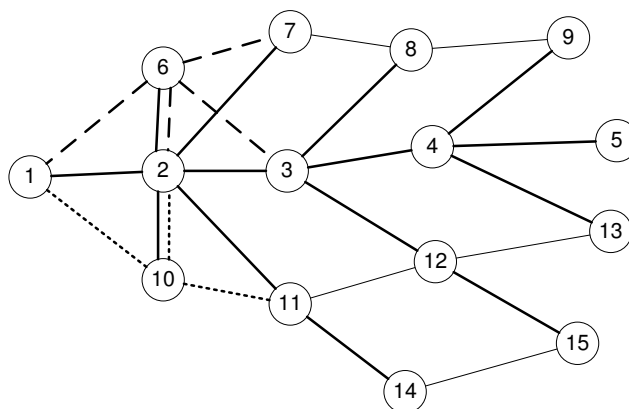


Figura 3.3: Creación de árboles (source trees) en TBRPF

Tabla 3.2: Comparativa entre los protocolos preventivos de MANET

	OLSR / OLSRv2	TBRPF
<i>Ventajas</i>	<ul style="list-style-type: none"> – Apropriados para redes densas – Uso de MPR para reducir el número de nodos activos y la sobrecarga de señalización – Gran expansión en la actualidad con OLSRv2 	<ul style="list-style-type: none"> – Uso de mensajes de actualización diferenciales – Mensajes <i>Hello</i> más pequeños, y prescindibles en caso de que su funcionalidad esté cubierta – Soporte de otras métricas para el establecimiento de rutas
<i>Desventajas</i>	<ul style="list-style-type: none"> – Uso obligatorio de mensajes <i>Hello</i> 	<ul style="list-style-type: none"> – Todos los nodos participan en el intercambio de información de control

3.3.3. Protocolos reactivos en el ámbito de MANET

Como ya se ha dicho anteriormente, y prácticamente desde el comienzo de sus actividades, dos han sido los protocolos reactivos que mayor interés suscitaron dentro del grupo de trabajo MANET. Estos son *Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing* (AODV) y *The Dynamic Source Routing for Mobile Ad Hoc Networks* (DSR). Recientemente, una evolución natural del primero de ellos, denominada *Dynamic MANET On-demand Routing* (DYMO) está acaparando la atención de MANET, dentro de la familia reactiva.

AODV

AODV [34], como su propio nombre indica, aparece como una evolución de los algoritmos tradicionales *Vector-distancia*, en la que no es necesaria la propagación de mensajes de control, y en la que las rutas se construyen únicamente bajo demanda. Como la mayoría de los protocolos reactivos, requiere de una fase de descubrimiento de ruta, en la que un mensaje de *Route Request* (RREQ) es propagado por la red. Cuando alcanza el nodo objetivo, este enviará un paquete *Route Reply* (RREP) a la fuente. Todos los nodos intermedios emplean la información adquirida previamente (durante el procesado del RREQ) para dirigir el RREP al nodo correspondiente, lo que hace que el funcionamiento del protocolo sobre enlaces unidireccionales no sea posible. Cuando el origen obtiene una ruta válida al destino, se comienza con la fase de transmisión de datos.

El proceso anterior se representa en la Figura 3.4, en la que se muestra como el RREQ que envía el nodo origen (*S*) es difundido por toda la red, hasta alcanzar el destino (*D*), que responde con un RREP, que sigue el camino inverso para alcanzar al que inicia el proceso.

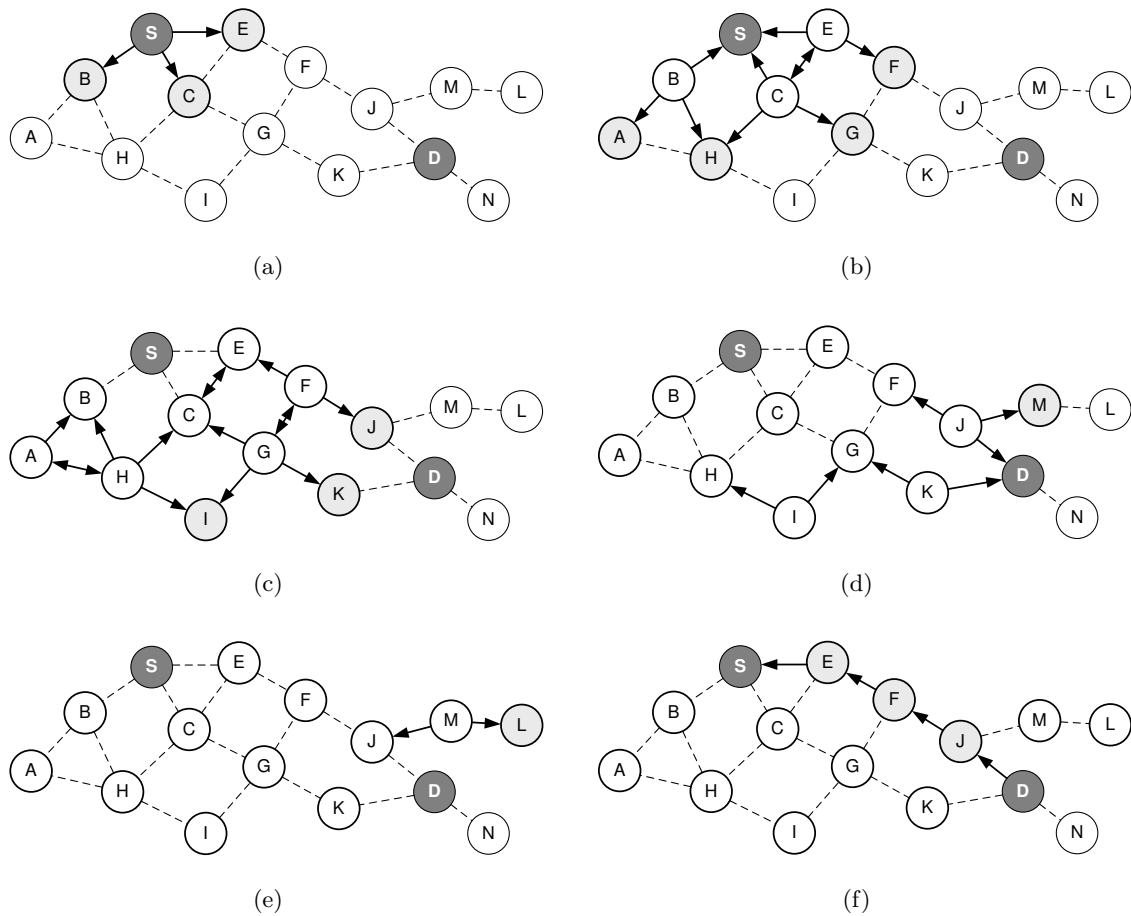


Figura 3.4: Proceso de descubrimiento de ruta en AODV: (a) El nodo *S* pretende encontrar una ruta hacia el nodo *D*, para lo que difunde un RREQ; (b) Los nodos propagan el RREQ, que inunda la red; (c) Los nodos que reciben un RREQ por segunda vez, lo descartan; (d) El RREQ alcanza el nodo objetivo (*D*); (e) *D* tampoco propaga el RREQ, ya que es el objetivo; (f) La ruta se le envía a *S* a través de un RREP

Cada dispositivo en la red sólo mantiene información acerca de las rutas que esté usando en un momento determinado. Durante la fase de transmisión de información cada uno de los nodos participantes en la ruta tiene que monitorizar la conectividad con el siguiente salto. En el momento en que ésta se pierda, deberá avisar al origen, con un paquete de *Route Error* (RERR), para que inicie un nuevo proceso de descubrimiento de ruta.

Un aspecto que hay que tener en cuenta es que AODV define (aunque de manera opcional) un método similar al empleado por OLSR y TBRPF para determinar la conectividad local de un nodo (esto es, el conjunto de vecinos), basado en la difusión periódica de mensajes *Hello*. A pesar de tratarse de un aspecto opcional, la mayoría de las implementaciones existentes de AODV sí incorporan este mecanismo.

DSR

DSR [35] comparte con AODV las bases de su funcionamiento, ya que se trata asimismo de un protocolo reactivo, por lo que establece las rutas bajo demanda. En este sentido, el procedimiento de descubrimiento de ruta empleado por DSR es muy similar al ya descrito para AODV.

Sin embargo, ambos protocolos se diferencian claramente. Así, si en el caso de AODV, su funcionamiento se basaba en los protocolos de encaminamiento *Vector-distancia*, DSR lo hace en enrutamiento fuente. De esta manera, el nodo origen de un datagrama, una vez que dispone de una ruta válida, la indica en cada paquete de información, por lo que los nodos intermedios sólo tendrán que extraer el siguiente salto necesario para alcanzar el destino. Se distinguen dos procedimientos claramente diferenciados, descritos a continuación.

Descubrimiento de Ruta. Como ya se ha mencionado, es muy similar al empleado por AODV. Cuando un nodo quiere comunicarse con un destino y no dispone de una ruta válida hacia el mismo, propaga un mensaje RREQ por la red, al que le responderá el nodo objetivo con un RREP. Una diferencia que existe con el procedimiento empleado por AODV es que, en este caso, cada nodo, al propagar el RREQ, añade su propia dirección, con lo que se va formando (en el propio RREQ) la ruta completa. Para que el RREP alcance a la fuente se puede optar por dos mecanismos diferentes: se podría iniciar un segundo procedimiento de descubrimiento o bien se podría utilizar la ruta inversa a la reportada por el RREQ.

Mantenimiento de Ruta. Durante la transmisión de información a través de una ruta determinada, cada nodo tiene que asegurarse de que el paquete llegue correctamente al siguiente salto y, en caso contrario, generar un RERR, para informar al origen de la caída del enlace.

DYMO

Como se ha mencionado anteriormente, DYMO [37] se trata de una evolución natural de AODV, que busca reducir su complejidad, y aumentar, de la misma manera, su flexibilidad. En este sentido, su funcionamiento es muy parecido al de aquel, aunque se han introducido ciertos cambios, entre los que destacan el formato de los paquetes de control (en las últimas versiones de la especificación ya se adaptan al formato genérico especificado en [39]) o la eliminación del uso de mensajes de *Hello*, aunque queda abierta la posibilidad de hacer uso de dicha funcionalidad, por ejemplo a través del protocolo de descubrimiento de vecinos de MANET.

Al utilizar el protocolo DYMO, las rutas se construyen bajo demanda cuando son necesarias y, en caso de no ser utilizadas durante cierto tiempo, se eliminan de la tabla de enrutamiento.

Cuando se quiere transmitir datos desde un nodo a otro y no se dispone de información actualizada del camino entre ambos, se deberá iniciar el descubrimiento de ruta. Para ello, el nodo origen deberá difundir un RREQ por la red (en modo *broadcast*), que se propagará a través de los diferentes nodos intermedios hasta llegar a su destino. Al igual que ocurre con los otros protocolos reactivos descritos, a medida que el RREQ es procesado por los diferentes

nodos, éstos extraen y almacenan la información acerca de la ruta por la que ha pasado el paquete.

A partir de la misma, el nodo destino será capaz de transmitir un paquete RREP, por la mejor de las posibles alternativas, hasta el nodo que originó el RREQ. De este modo, la ruta quedará establecida (en ambos sentidos) para el posterior envío de información a través de ella.

También en este caso, durante el envío de datos a través de una ruta, cada nodo es responsable de comprobar la validez del enlace inalámbrico con el siguiente salto.

Comparación

Al igual que para la familia preventiva, las comparativas entre las diferentes soluciones reactivas hay que examinarlas con suma atención. En este caso, sin embargo, las diferencias son más relevantes que en el caso de los protocolos preventivos. La Tabla 3.3 las resume.

3.4. Aspectos adicionales en MANET

El objetivo principal del grupo de trabajo MANET es, sin ninguna duda, el desarrollo de protocolos de encaminamiento para redes inalámbricas multi-salto; sin embargo, recientemente han aparecido una serie de aspectos técnicos que complementan esta línea principal. Los más importantes son: la definición de una sintaxis para un formato genérico de paquete

Tabla 3.3: Comparativa entre los protocolos reactivos de MANET

	AODV	DSR	DYMO
<i>Ventajas</i>	<ul style="list-style-type: none"> – Menor sobrecarga en los paquetes de datos – Soporte de tráfico <i>multicast</i> – Expansión 	<ul style="list-style-type: none"> – Gestiona múltiples rutas a un mismo destino – No emplea mensajes <i>Hello</i> – Soporta enlaces unidireccionales 	<ul style="list-style-type: none"> – Baja sobrecarga en los paquetes de datos – Mensajes <i>Hello</i> no obligatorios – Soporte de tráfico <i>multicast</i> – Gran expansión y relevancia actual
<i>Desventajas</i>	<ul style="list-style-type: none"> – Uso de mensajes <i>Hello</i> – Requiere enlaces simétricos 	<ul style="list-style-type: none"> – Sobrecarga en los paquetes de datos, al incluir la ruta completa 	<ul style="list-style-type: none"> – Requiere enlaces simétricos

a ser empleado entre los nodos que forman parte de una red *ad hoc*, la especificación de un mecanismo que permita acometer la difusión de información de manera óptima en una topología de este tipo y, por último, un mecanismo para monitorizar los nodos que están en el alcance de un terminal (vecinos).

A pesar de que las tres líneas de trabajo son, posiblemente, más cercanas al protocolo OLSR, es cierto que todo el trabajo que se está llevando a cabo en MANET tiende a incorporar sus funcionalidades y así, por ejemplo, la especificación de DYMO ya es compatible con el formato genérico de paquete mencionado con anterioridad.

3.4.1. Formato genérico para paquetes de control en redes MANET

Se trata de una especificación de una sintaxis común para todos los paquetes de control que se intercambian entre terminales que participen en una red MANET [39]. Hasta el momento, y a pesar de que en muchas ocasiones la funcionalidad básica de los mensajes que empleaban era muy similar, el formato de los mismos era sensiblemente diferente entre los diferentes protocolos. Con el objeto de potenciar el uso de un conjunto de mensajes compatibles entre sí, los creadores de OLSR proponen un formato genérico, independiente del protocolo que lo emplee y que favorezca, entre otros aspectos, la eficiencia, la flexibilidad para incorporar nuevos mensajes, así como la facilidad en el procesado de los mismos. A pesar de que su origen parte de los mensajes empleados en OLSR, su uso ya se ha extendido a otras propuestas y, así, las últimas especificaciones del protocolo DYMO ya emplean este formato para definir los mensajes de control que utiliza.

El marco de señalización que define se basa en la descripción sintáctica de la unidad básica para el intercambio de información, paquete, que consta de una cabecera, así como un conjunto de mensajes, elemento más importante de la especificación. A su vez, los componentes de un mensaje, se basan en codificación *Type Length Value* (TLV) o Tipo Longitud Valor, que es una estrategia para la representación de información en protocolos que está cobrando una gran importancia recientemente. Una de las ventajas que presenta la nueva sintaxis es que, gracias al formato TLV que utiliza, se pueden agrupar ciertos elementos de información, que afectan, de alguna manera, a todo el mensaje, lo que es ciertamente útil, por ejemplo, para direcciones IP, ya que se pueden agrupar aquellas que compartan la misma cabecera, lo que supone un ahorro importante en la sobrecarga, especialmente si se estuviera empleando direccionamiento IPv6.

3.4.2. Esquema de difusión simplificado para redes MANET

Uno de los grandes problemas técnicos que subyacen en las topologías *ad hoc* es el de la capacidad de difundir información a un grupo de nodos en la red. Como se ha visto anteriormente, la base de los procedimientos de descubrimiento de ruta que usan los diferentes protocolos reactivos es la propagación por toda la red de paquetes *Route Request*; además, se pueden plantear otro tipo de funcionalidades que, de alguna manera, requieran propagar datos por toda la red (o una parte de la misma), como pudiera ser información acerca de la conectividad que ofrece algún elemento local a redes externas, aspectos de configuración, o tráfico *multicast* propiamente dicho (un conjunto de nodos accediendo, simultáneamente, al mismo contenido).

La Figura 3.5 muestra una visión de la arquitectura lógica de un nodo SMF [41] que,

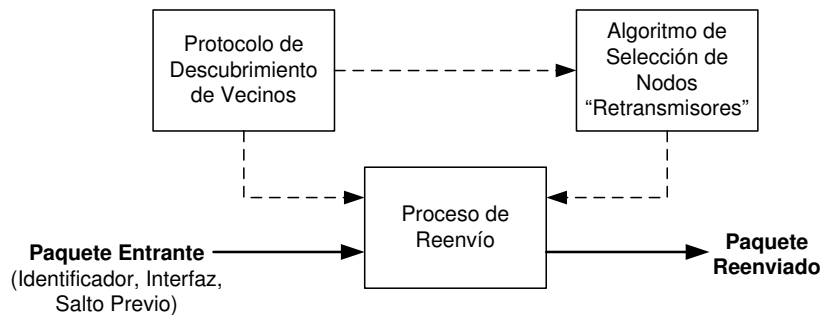


Figura 3.5: Arquitectura lógica del protocolo SMF

como se puede ver, se apoya en el protocolo de descubrimiento de vecinos, que se describe posteriormente, así como de un algoritmo de selección de un conjunto de nodos que participen en la retransmisión de los mensajes de difusión (por ejemplo, como el que se empleaba en OLSR para seleccionar los MPRs). La razón de proporcionar una arquitectura modular, con los tres componentes tan diferenciados, es que el protocolo SMF debería poder ser utilizado, independientemente de los mecanismos para la detección de vecinos y para la elección del conjunto de nodos que participen en la difusión de mensajes. En el caso extremo, incluso, se podría emplear la difusión clásica, en la que todos los dispositivos de la red participan en el proceso de retransmisión de paquetes, eliminando el algoritmo de selección correspondiente.

La difusión en redes multi-salto es un problema tradicional; por un lado, es bien conocido que la solución clásica al mismo, a pesar de tratarse de una aproximación sencilla, ya que sólo necesita un esquema de detección de paquetes duplicados en cada nodo (para que no propaguen el mismo mensaje más de una vez) puede incurrir en un número elevado de retransmisiones redundantes. Si éstas se redujeran se lograría aumentar, de manera relevante, el rendimiento de la red, no sólo por la disminución de la sobrecarga, sino también en términos del consumo energético por nodo. Sin embargo, reducir el número de nodos participando en el esquema de retransmisión puede afectar a la probabilidad de entrega de los correspondientes paquetes. Por tanto, se hace necesario un compromiso entre ambos parámetros de diseño, lo que puede llevar a utilizar diferentes políticas de redundancia en el algoritmo de selección de los terminales que formarían parte del procedimiento de difusión.

Desde un punto de vista teórico, si la red *ad hoc* se representara como un grafo, donde los vértices fueran los nodos y las aristas, los enlaces correspondientes, se podría expresar el problema como el de encontrar el *Minimum Connected Dominating Set*², que tiene solución no polinómica estricta (*NP-hard*). Sin embargo, con el objetivo de que la solución fuera práctica, para poder ser aplicada en entornos reales, tendría que ser lo suficientemente dinámica y distribuida, por lo que se plantean los requerimientos que se describen seguidamente, aunque con una exigencia ligeramente menor.

- Se pretende encontrar un conjunto de nodos que cubra toda la red, pero que sea sensiblemente pequeño, en comparación con el tamaño total de la misma, especialmente

²Se trata del mínimo conjunto de nodos que, junto con sus vecinos permiten cubrir toda la red y que, además, formen un sub-grafo conectado.

cuando la densidad de terminales sea elevada.

- Un esquema robusto, capaz de adaptarse a los cambios topológicos de la red, tan importantes en redes *ad hoc* (movilidad, cambios en las calidades de los enlaces, etc).
- Un esquema de selección y mantenimiento del conjunto de nodos ligero, distribuido y adaptativo.

A partir de los requerimientos mencionados anteriormente, SMF se trata de un protocolo que define: el mantenimiento de un estado, mecanismos para la detección de paquetes duplicados, el procesamiento de paquetes y la sobrecarga correspondiente, patrones de tráfico, señalización, y mecanismos para garantizar cierta fiabilidad en la entrega de los paquetes.

3.4.3. Protocolo de descubrimiento de vecinos para redes MANET

Como se ha podido ver con anterioridad, una característica común a todos los protocolos preventivos e, incluso, a alguno de los reactivos, es la necesidad de que un nodo pueda ser capaz de monitorizar aquellos dispositivos que estén en el área de cobertura del mismo, a los que se les denomina vecinos. Como sucedía en el caso de la sintaxis de los mensajes de control, cada uno de los protocolos había definido su propia solución para determinar el conjunto de vecinos de un nodo, compartiendo todas ellas un conjunto de características comunes. Siguiendo la tendencia de aunar esfuerzos, y de proponer soluciones globales, se ha definido un protocolo genérico de descubrimiento de vecinos, el *MANET Neighborhood Discovery Protocol* (NHDP) [40]. Se basa en la solución adoptada por OLSR, por lo que no sólo permite monitorizar los vecinos que se encuentren a un único salto, sino que además puede descubrir aquellos nodos que pueden ser alcanzados a través de rutas de dos saltos. Además, incorpora mecanismos que permiten gestionar terminales con más de una interfaz inalámbrica.

De la misma manera que la solución adoptada por OLSR, NHDP se basa en la difusión de mensajes *Hello*, que pueden ser transmitidos de manera preventiva en intervalos regulares, tras un cambio topológico, o como combinación de las dos estrategias anteriores. Las funcionalidades que se recogen en la especificación del protocolo son las siguientes:

- Anunciar la presencia de un nodo, y de todas sus interfaces MANET.
- Descubrir enlaces a nodos adyacentes, que se encuentren dentro de la zona de cobertura de un dispositivo.
- Chequear la bidireccionalidad de los enlaces que se hayan descubierto.
- Anunciar los enlaces encontrados, en los propios mensajes *Hello*, de manera que se puedan descubrir asimismo los vecinos a dos saltos (simétricos).
- Mantener una base de información, en la que se enumeren todos los enlaces descubiertos, los vecinos a un salto, con sus interfaces MANET, así como los vecinos a dos saltos simétricos.

Como se dicho anteriormente, NHDP puede emplearse conjuntamente con SMF y, además, su señalización se basa completamente en el formato genérico de los paquetes de control de MANET.

3.4.4. Arquitectura de redes MANET

Para poder asegurar la aplicación de redes MANET en entornos que no se caractericen por estar aislados, buscando, por tanto, la integración e interconexión con estructuras de comunicación más extensas [8], se ha decidido trabajar en los problemas que surgen desde el punto de vista de arquitectura. Se trata de analizar, de manera formal, la relación que existe entre redes MANET e IP en general [43]. Para ello se ha creado un grupo de trabajo, dentro del IETF, denominado *Autoconf* que, además de acometer el estudio mencionado previamente, pretende desarrollar soluciones para el direccionamiento dentro de redes *ad hoc*, lo que incluye, entre otros aspectos, mecanismos de asignación, detección de direcciones duplicadas, etc; además, establecerá mecanismos que permitan que redes MANET se conecten con otras de índole más global.

3.5. Retos en el ámbito de las redes multi-salto

Hay un conjunto de aspectos que, debido a la gran expansión de la Sociedad de la Información, han concentrado un gran interés en los últimos tiempos. Algunos ejemplos de estos son la seguridad, la calidad de servicio (*QoS*), etc. Evidentemente, las características de las redes inalámbricas multi-salto hacen que la integración de este tipo de elementos sea, si cabe, aún más complicada.

Así, por ejemplo, la aplicación de políticas de *QoS* en redes inalámbricas multi-salto es un aspecto relevante. El dinamismo intrínseco de las mismas hace que el uso de técnicas tradicionales sea complicado. Ha habido algunos protocolos que en su especificación sí que han considerado ciertos niveles de *QoS* [44–46], aunque no existe una solución predominante.

Por otro lado, la seguridad también es un aspecto que tiene que ser cuidadosamente analizado. Es claro que la tecnología inalámbrica es intrínsecamente más vulnerable frente a ciertos tipos de ataques. Además, la escasa previsión en el momento de especificar las soluciones tecnológicas actuales (por ejemplo, el protocolo MAC 802.11), hace que presenten claras deficiencias en el aspecto de seguridad, que se convierte en el talón de Aquiles de este tipo de despliegues; estas limitaciones tienen que ser cubiertas por soluciones parciales en otras capas de la pila de protocolos. El caso de las redes inalámbricas multi-salto es, si cabe, más importante, ya que todos los nodos que participen en una ruta van a *ver* los datagramas de datos transmitidos por otro usuario, sin que el origen sepa (en principio) cuáles son los dispositivos que podrían tener acceso a la información transmitida. A pesar de que hay trabajos que proponen mecanismos de seguridad en este tipo de redes como ampliaciones a los protocolos especificados en MANET (por ejemplo [47]), todavía queda mucho camino por recorrer.

Es difícil adelantarse a los acontecimientos futuros, pero sí parece razonable asegurar que la evolución de MANET no se detendrá en un margen temporal cercano, no sólo en lo que se refiere a la especificación de nuevos protocolos en sí, sino también en otros aspectos adicionales, como puede ser la asignación de direcciones a los nodos, la conectividad con redes externas a través de *Gateways*, el empleo de IPv6, la seguridad, la calidad de servicio, etc, como se desprende de la reciente actividad en el grupo de trabajo *Autoconf*.

Por último, hay que destacar que uno de los puntos en los que mayor esfuerzo se tendría que dedicar es en la promoción de implementaciones reales de protocolos de encaminamiento

para redes inalámbricas multi-salto. Muchos de los análisis que se realizan acerca este tipo de protocolos se suelen basar en diversas herramientas de simulación, pero es necesario conocer el comportamiento de los mismos sobre escenarios reales, ya que aquellas, por muy precisas que sean, no logran emular con total fidelidad las características que se dan en este tipo de escenarios, sobre manera cuando se consideran enlaces inalámbricos, que son muy poco predecibles. Además, las caracterizaciones empíricas aparecen como una herramienta fundamental para ajustar las simulaciones, proporcionando un elemento comparativo de indudable valor añadido.

Como se verá posteriormente en este trabajo se han tenido en cuenta varios de estos retos, haciendo especial hincapié en la dualidad simulación/implementación, y como ambos enfoques han de ir inexorablemente unidos. Esto aporta una gran riqueza a los resultados que se obtienen a lo largo de la Tesis.

Capítulo 4

Incorporación de múltiples interfaces y de un modelo de canal a ráfagas en el simulador *Network Simulator*

En el ámbito de las redes inalámbricas multi-salto, las técnicas de simulación se convierten en una herramienta fundamental a la hora de acometer la evaluación de sus prestaciones, debido a la complejidad que supone habitualmente realizar dicho estudio sobre plataformas reales, especialmente cuando se pretende analizar aspectos como la escalabilidad, sobre escenarios con un número elevado de nodos.

Por otro lado, es cierto, como ya se ha comentado en el Capítulo 3, el creciente interés que desde el grupo de trabajo MANET se le está dando a los desarrollos sobre entornos reales, ya que las características particulares de los mismos pueden afectar negativamente al funcionamiento de los diferentes algoritmos y técnicas. Esto se traduce en dos consideraciones principales: por una parte, es necesario disponer de un conocimiento preciso acerca del comportamiento real de las tecnologías involucradas, para poder corroborar y ponderar los resultados obtenidos a través de simulación; además, es asimismo fundamental seleccionar una herramienta de simulación adecuada.

En este sentido, surge cierta dificultad a la hora de decantarse por una plataforma de simulación, pues el abanico de posibilidades es elevado y todas presentan varias ventajas y desventajas. Posiblemente, en el ámbito en el que se sitúa esta Tesis la alternativa más apropiada sea la del simulador *Network Simulator*. A su favor hay que mencionar que se trata de una herramienta que cuenta con una gran aceptación por parte de la comunidad científica, sustentada por el gran número de trabajos que se basan en él; por otra parte, se trata de una herramienta completamente gratuita, lo que ha favorecido que su funcionalidad se haya ido ampliando paulatinamente, gracias a numerosas contribuciones que se van incorporando a su distribución. Por contra, también hay que tener en cuenta que, precisamente, por presentar esa estructura *tan abierta*, el simulador también sufre una serie de inconvenientes, como la no idoneidad en algunos de los modelos que implementa.

En este capítulo, tras una breve introducción al simulador, especialmente a los compo-

mentos que forman parte de su extensión inalámbrica, se discutirán dos elementos adicionales que se han desarrollado e integrado en el marco del mismo, ampliaciones que pueden ser necesarias para evaluar el comportamiento de los protocolos analizados en el marco de esta Tesis y que, además, cubren de alguna manera, algunas de las deficiencias que presenta el simulador.

4.1. Introducción al simulador *Network Simulator*

Network Simulator (ns) [48] es un simulador de red dirigido por eventos que fue inicialmente desarrollado por el *Lawrence Berkeley National Laboratory* (LBNL) y que actualmente se enmarca dentro del proyecto *Virtual InterNetwork Testbed* (VINT), coordinado por la Universidad de California del Sur, más concretamente por el *Information Sciences Institute* (ISI) y en el que participan diferentes organizaciones. Actualmente se utilizan principalmente, diferentes versiones de *ns-2*, que data originalmente de 1995. Además, se comienzan a sentar las bases de lo que será la siguiente gran versión del simulador (*ns-3*) [49].

4.1.1. Dualidad de *ns*

Una de las principales características que presenta *ns* es su dualidad, en lo que a lenguajes de programación se refiere. El objetivo que se persigue con esta estructura es cubrir las dos funcionalidades bien diferenciadas que se requieren a la hora de realizar simulaciones. Por un lado es necesario disponer de la capacidad de modelar, de manera correcta, todas los aspectos y características de un protocolo de comunicaciones, lo que habitualmente conlleva una complejidad considerable; por otra parte, también se vuelve indispensable contar con cierta flexibilidad, especialmente, a la hora de parametrizar las características de los escenarios a simular y de las entidades que forman parte de los mismos; en este caso, el requerimiento más importante es el tiempo necesario para acometer dichas variaciones, que debe ser el menor posible, ya que debe formar parte de los procesos iterativos que se ejecutan durante una simulación.

Para resolver este doble objetivo adecuadamente, el simulador establece el uso de dos lenguajes de programación claramente diferenciados.

- **C++.** Se emplea para implementar todos los componentes del simulador en sí, enlaces, canales inalámbricos, protocolos, aplicaciones, etc. Se trata de un complejo lenguaje que cumple perfectamente con las características necesarias para este objetivo. Además permite el empleo de la programación orientada a objetos, lo que facilita la modularidad de la herramienta.
- **oTcl.** El principal inconveniente que presenta C++ es que, cada vez que se haga un ligero cambio en cualquier entidad, es necesario recompilar el código, lo que limita su flexibilidad; además, la parametrización de los escenarios basándose en C++ sería sensiblemente más compleja. Para solventar estas deficiencias, en *ns* se emplea una variante, con soporte de orientación a objetos, de Tcl. Se trata de un lenguaje interpretado (más lento, por tanto, en cuanto a tiempo de ejecución), que no necesita ser compilado, y que se emplea para definir los escenarios a simular.

El enlace entre ambos lenguajes de programación lo proporciona el simulador a través de la librería *tclcl*, que implementa el conjunto de clases necesarias para mantener la coherencia entre los objetos oTcl y los C++, y para que estos últimos puedan acceder a las variables del intérprete.

4.1.2. Comunicaciones inalámbricas en *ns*

El modelo inalámbrico de *ns* fue originalmente incorporado al simulador por el proyecto *Mobile Networking Architectures* (MONARCH) [50, 51], que actualmente se coordina desde la Universidad de Rice, y que inicialmente comenzó en la Universidad Carnegie Mellon.

El elemento central en dicho modelo es el propio nodo inalámbrico, clase *MobileNode*, cuya estructura se muestra en la Figura 4.1. Todos los componentes de la misma se crean, y enlazan, en oTcl.

- **Canal.** Representa el medio compartido por todos los nodos; mantiene listas con todas las interfaces de red que están conectadas al mismo, habilitando la comunicación entre los terminales correspondientes.
- **Interfaz de red.** Emula los interfaces hardware, y se usa para acceder al medio inalámbrico compartido, gestionando los valores de potencia de transmisión, energía, etc.

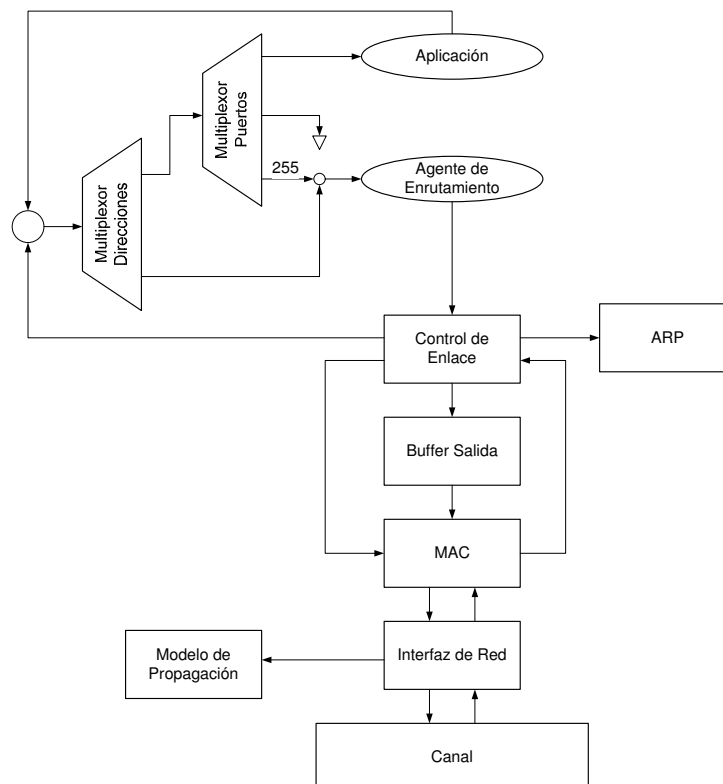


Figura 4.1: Arquitectura de un nodo inalámbrico (*MobileNode*) en *ns*

- **Modelo de propagación.** A partir de la potencia de transmisión, la distancia entre los nodos, y otras características adicionales, determina la potencia con la que se recibirá el paquete en el destino.
- **Capa MAC.** Implementa el protocolo MAC utilizado, principalmente el mecanismo *Distributed Coordination Function* (DCF) del estándar IEEE 802.11. Permite simular colisiones, así como la detección de portadora (física o virtualmente).
- **Buffer del interfaz.** Guarda los paquetes generados por un nodo hasta que puedan ser transmitidos hacia el medio radio; a través de la clase *PriQueue* otorga cierta prioridad a los paquetes de control de los protocolos de encaminamiento.
- **Control del enlace.** Se encarga de conectar el protocolo de encaminamiento con el interfaz de red subyacente y, además, incorpora el módulo de resolución de direcciones ARP.
- **ARP.** Recibe peticiones de la capa de control de enlace; si se dispusiera de la dirección hardware del destino, esta se sitúa en la cabecera MAC del paquete y, si no, se difunde una petición ARP, guardando el paquete temporalmente.
- **Multiplexor de direcciones.** Todos los paquetes que llegan a un nodo y que hayan pasado el filtrado de la capa MAC, son procesados por esta entidad que, en función de la dirección IP destino del paquete, lo mandaría a un segundo multiplexor (si el paquete estuviera dirigido al propio nodo) o al protocolo de encaminamiento, para que pueda proceder a su retransmisión.
- **Multiplexor de puertos.** Una vez que se ha comprobado que el paquete que se está procesando va dirigido al propio nodo, este componente analiza su puerto destino, entregándole al agente correspondiente, ya sea el correspondiente protocolo de encaminamiento (por ejemplo en los paquetes de control) o una aplicación cualesquiera.
- **Agente de encaminamiento.** Implementa un protocolo de encaminamiento para redes inalámbricas multi-salto (ver Capítulo 3), por lo que mantiene la información acerca de las rutas a emplear para alcanzar a un destino y gestiona el envío de los paquetes de control correspondientes.
- **Agente de aplicación.** Emula las aplicaciones que utilizan los diferentes nodos, generando el tráfico correspondiente.

Además, en el simulador se define un modelo de nodo inalámbrico adicional, que se emplea en aquellas ocasiones en las que se utilice un protocolo de encaminamiento fuente (por ejemplo, DSR); la principal diferencia es que, en este caso, incluso los paquetes de datos tienen que ser procesados por el agente de enrutamiento, que, como se muestra en la Figura 4.2 se convierte en el elemento de entrada para todos los paquetes que llegan a un nodo, que enviaría posteriormente, si así correspondiera, al multiplexor de puertos, que los entregará finalmente a la aplicación apropiada.

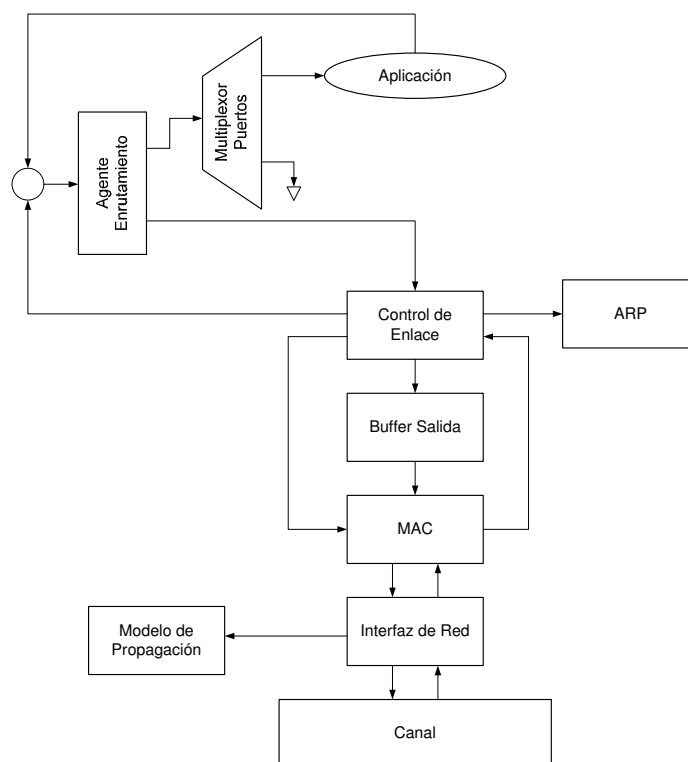


Figura 4.2: Arquitectura de un nodo inalámbrico con encaminamiento fuente (SRNode) en *ns*

4.2. Incorporación de múltiples interfaces en *ns*

Como se ha mencionado anteriormente, es cada vez más habitual disponer de dispositivos que incorporen más de un interfaz inalámbrico. Este hecho, unido a la eclosión de los despliegues de redes multi-salto, abre interesantes posibilidades al emplear la capacidad que presentan estos terminales.

En ese sentido, hay un creciente interés por parte de la comunidad de usuarios del simulador *ns* en extender el modelo básico del nodo inalámbrico, en aras a poder incorporar múltiples interfaces al mismo. A pesar de que existen en la literatura trabajos en los que se han empleado dispositivos multi-interfaz en la plataforma de simulación [52], no existía una metodología clara para acometer los cambios necesarios en la herramienta. Teniendo en cuenta que uno de los objetivos con los que se partía en esta Tesis es analizar los beneficios que se podrían obtener del uso de múltiples interfaces, se acometió el análisis, y posterior desarrollo, de los cambios necesarios en la estructura del simulador para poder incorporar múltiples interfaces inalámbricas en un mismo nodo.

El principal beneficio que se podría obtener de la incorporación de múltiples interfaces, especialmente en redes inalámbricas multi-salto, es que se posibilitaría, de esa manera, un incremento substancial del rendimiento, ya que un dispositivo podría recibir y transmitir paquetes simultáneamente, utilizando dos interfaces independientes entre sí.

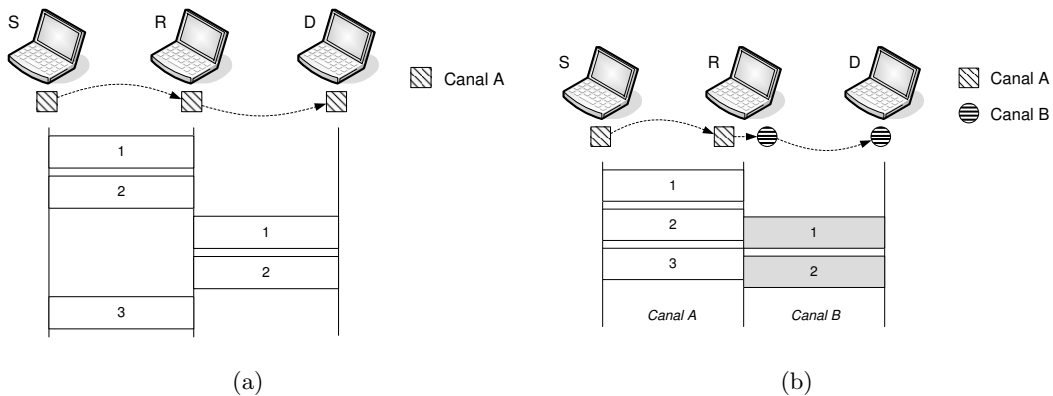


Figura 4.3: *Uso de canales diferentes en una comunicación multi-salto*

La idea se representa en la Figura 4.3, en la que el nodo origen (*S*) quiere comunicarse con el nodo destino (*D*) a través de un terminal intermedio (*R*), que retransmite los datos del uno al otro. En el primer caso, los tres terminales disponen de un único interfaz inalámbrico, por lo que, debido al mecanismo de acceso al medio empleado por IEEE 802.11, el terminal intermedio no puede recibir y transmitir simultáneamente. Sin embargo, en el segundo de los escenarios, la comunicación entre los nodos *S* y *R* se hace a través de un canal, mientras que las de éste con el nodo *D* se llevan a cabo sobre otro completamente ortogonal al anterior, por lo que ambas transmisiones pueden realizarse al mismo tiempo, con lo que el rendimiento máximo que se alcanza se podría llegar a duplicar.

4.2.1. Arquitectura de múltiples interfaces en *ns*

Como se ha comentado previamente, a pesar de que existen ciertos trabajos en la literatura que sí que analizan redes inalámbricas multi-salto heterogéneas, en el extenso análisis del estado del arte que se acometió previo al desarrollo de la arquitectura modificada del simulador, no se encontró información detallada acerca del proceso que es necesario llevar a cabo. A continuación, se resumen las principales características de tres propuestas que se estudiaron en detalle por compartir algunos de los aspectos que se buscaban cubrir; a pesar de que ninguna de ellas cumplía con todos los requerimientos de los que se partía, indiscutiblemente aportan un conjunto de ideas interesantes para los cambios a acometer.

- La primera de las soluciones que se analizó fue desarrollada en la Universidad Federal de Río de Janeiro y la mayoría de los cambios que proponía a la arquitectura original del simulador se llevaban a cabo en el código C++, incrementando el número de listas necesarias para mantener todas las entidades a las que se conecta cada uno de los módulos. Se trata de un proyecto que ha dejado de estar activo.
- El segundo de los desarrollos que se analizaron se llevó a cabo en el Instituto Tecnológico de la India. Es un trabajo que trata de mejorar la implementación del modelo de IEEE 802.11b de *ns*, añadiendo, entre otros aspectos, soporte para los 11 canales físicos que la mayoría de los interfaces de esta tecnología permiten emplear [53]. Su principal desventaja es que no establece el uso de diferentes canales, sino que modifica la

clase *WirelessPhy* (interfaz) para multiplexar en un único canal (en la terminología del simulador), el conjunto de frecuencias que define IEEE 802.11b.

- El tercero de los trabajos analizados se llevó a cabo en la Universidad Estatal de Nueva York. Posiblemente se trate del que más similitudes presente con lo que se buscaba, aunque adolece de la flexibilidad que se pretendía incorporar en cuanto a la posibilidad de configurar el número de interfaces por nodo y únicamente se planteó para emplearse con un protocolo de enrutamiento estático [54–56].

Además de los trabajos anteriores, que guardan cierta relación con el enfoque que se siguió en el marco de esta Tesis, han aparecido recientemente propuestas que tienen un perfil sensiblemente diferente. Así, por ejemplo, *Module-based Wireless Node (MW-Node)* [57] es una versión mejorada de la clase *nodo* base, y no de la derivada *MobileNode*; a pesar de que se consigue, de esta manera, una mayor flexibilidad en las posibilidades de configuración, tiene el inconveniente de que no pueden utilizarse todas las funcionalidades adicionales (movimiento, consumo energético, etc) que sí que soporta por defecto la clase *MobileNode*, lo que dificulta, de alguna manera la migración de los escenarios que se estuvieran utilizando originalmente. Por su parte, la librería *Multi Interface Cross Layer Extension (MIRACLE)* [58] extiende la estructura que emplea *ns* para emular la pila de protocolos, integrando mecanismos para permitir el intercambio de información entre diferentes capas; además se incorpora la posibilidad de que coexistan, en un mismo nivel, múltiples módulos, con lo que se habilita, de esta manera, la capacidad de incorporar múltiples interfaces de red en un único nodo. Es innegable que, desde un punto de vista global, ambas aproximaciones tienen un alcance más completo que la que se ha llevado a cabo en el marco de este trabajo; sin embargo, desde un punto de vista más práctico, las dos, al descartar el uso de la clase *MobileNode*, que es aquella que cuenta con un uso más extendido, introducen cierta dificultad adicional, que no está justificada en el marco de este trabajo, pues con las modificaciones que se acometerán a la arquitectura del simulador se consigue facilitar la migración de los escenarios y/o protocolos que se estuvieran empleando con la versión original del simulador.

Una vez que se han analizado las características de otros trabajos existentes que se encontraban en la línea de incorporar múltiples interfaces en la estructura de *ns*, se presenta en la Figura 4.4 la arquitectura que se desarrolló para ser incluida en la plataforma de simulación. En este caso los cambios se han realizado sobre la estructura *MobileNode*, aunque su extensión para el caso del *SRNode* no debería entrañar mucha dificultad.

Como se puede ver, se replica prácticamente todo el conjunto de entidades subyacentes al protocolo de encaminamiento, tantas veces como interfaces implemente el nodo en particular. El único elemento que no se replicará es el que afecta al modelo de propagación, ya que el análisis que se pretende hacer se restringe al uso de diferentes canales 802.11b de manera simultánea, aunque no resultaría difícil extender el modelo para incorporar asimismo diferentes modelos de propagación (si se pretendiera, por ejemplo, emular diferentes tecnologías de acceso radio). Como se refleja en la figura, el escenario contará con un conjunto determinado de canales, cada uno de ellos independiente de los otros, y los terminales, que contarán con un número aleatorio de interfaces, podrán conectarse, o no, de manera completamente configurable, a cada uno de los canales.

Asimismo, serán necesarias modificaciones en el agente de encaminamiento multi-salto, para que pueda decidir cuál de las interfaces de las que el nodo dispone debería utilizar para transmitir cada uno de los paquetes.

Queda fuera del alcance de este documento el detallar todos los cambios necesarios en el código del simulador para poder incorporar la arquitectura presentada anteriormente. El lector puede acudir a [59] para encontrar información más completa.

4.3. Incorporación de un modelo de error a ráfagas en *ns*

Una de las principales limitaciones que se le achacan al simulador *ns* y, en general, a cualquier herramienta de la misma índole, es la escasa fiabilidad de los modelos que emplean para emular el comportamiento del canal inalámbrico. Por ello, y con el objeto de poder emplear la herramienta *ns* para analizar técnicas de optimización de los algoritmos de enrutamiento basándose en la calidad del enlace (en términos de su relación señal a ruido) se presenta, en este apartado de la Tesis, un modelo de errores a ráfagas, que pretende reflejar, de manera más precisa que las soluciones que incorpora el simulador por defecto, el comportamiento que se observó en un entorno real, tras una extensa campaña de medidas [60–63].

4.3.1. Modelado de canal en *ns*

Antes de describir el modelo implementado, se exponen a continuación las limitaciones que *ns* presenta en lo que se refiere a la simulación del canal radio [64, 65], extendiendo el análisis a una aproximación alternativa, que ha recibido especial atención últimamente, y en la que se emulan los errores en base a un proceso de Markov con dos estados, modelo que se denomina *Gilbert-Elliott* [66, 67], y que también incorpora el simulador por defecto.

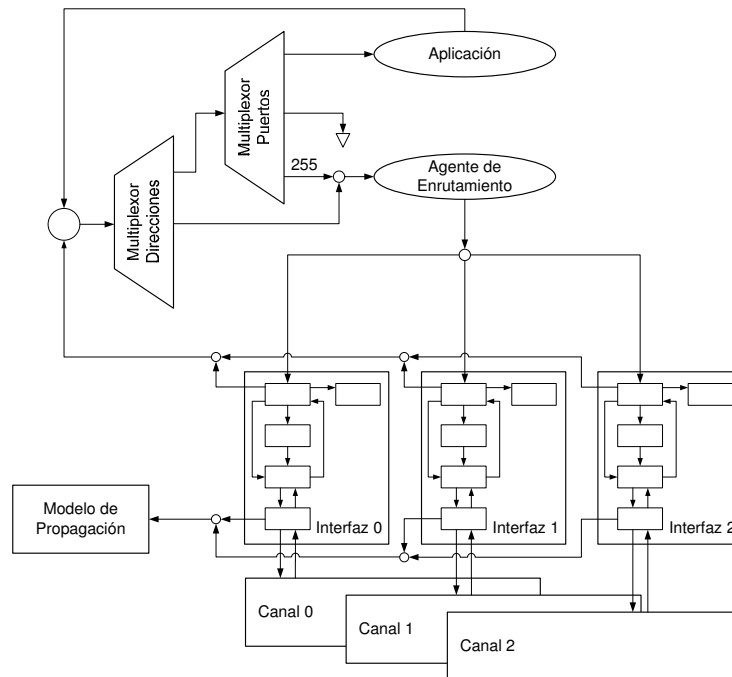


Figura 4.4: Arquitectura de un nodo inalámbrico (MobileNode) con múltiples interfaces

Como se ha visto anteriormente (Figura 4.1), la arquitectura de un nodo inalámbrico en el simulador *ns* consta de un conjunto de diferentes módulos y entidades. Entre ellas, las dos que tienen, de alguna manera, impacto sobre la emulación del canal radio que incorpora el simulador son la interfaz de red y el propio modelo de propagación.

Interfaz de red

Su papel es fundamental, ya que es el elemento encargado de determinar si la recepción de cada una de las tramas es correcta o incorrecta. Para ello, se basa en el modelo de propagación empleado en cada caso, que establece cuál es la potencia con la que se ha recibido la trama en particular. Se pueden dar tres casos diferentes [68], descritos a continuación.

- La potencia recibida es menor que el umbral de detección de portadora (**CSThresh_r**). En este caso el paquete es desechado por la interfaz de red, que no lo entrega a las capas superiores.
- La potencia del paquete es mayor que el umbral de detección de portadora, pero menor que el umbral de recepción (**RXThresh_r**). La trama no es descartada, sino que se marca como errónea y es entregada a las capas superiores (hay que tener en cuenta que una trama recibida erróneamente también tiene que tenerse en cuenta a la hora de emular las colisiones, lo que se realiza en la implementación de la capa MAC). Posteriormente, serán los protocolos de nivel superior los que se encarguen de desechar el paquete.
- La potencia con la que se recibe el paquete es mayor que el umbral de recepción. La trama no se marca como errónea y se pasa a las capas superiores, para que continúen procesándola.

Por otro lado, la interfaz de red, en modo de transmisión, se encarga de registrar la potencia con la que se transmite el paquete, así como de gestionar el consumo energético del dispositivo.

Modelo de propagación

Como se ha dicho anteriormente, la principal labor que desempeña el modelo de propagación del simulador es la de determinar la potencia con la que llega cada una de las tramas recibidas. El simulador *ns* incorpora, por defecto, tres modelos diferentes, descritos a continuación. Hay que tener en cuenta que, en ningún caso, se modela la potencia de ruido ni, en consecuencia, la relación señal a ruido, sino que únicamente se hace uso de la potencia recibida (tras las pérdidas de propagación correspondientes).

Espacio libre. Es el modelo más sencillo, basado en la fórmula de Friis [69], que asume que sólo existe un camino de propagación entre el transmisor y el receptor. La potencia con la que se recibiría una trama, bajo estas condiciones, se puede obtener a partir de la expresión (4.1), en la que P_t es la potencia de transmisión, G_t y G_r son las ganancias de las antenas transmisora y receptora, respectivamente, λ es la longitud de onda, L (con $L \geq 1$) representa las pérdidas adicionales del sistema, mientras que d es la distancia entre los nodos origen y destino.

$$P_r(d) = \frac{P_t G_t G_r \lambda^2}{(4\pi)^2 d^2 L} \quad (4.1)$$

Modelo de tierra plana. También llamado modelo de dos rayos, ya que asume que la señal sigue dos caminos diferentes para llegar al receptor, el directo y el que incluye la primera reflexión en el plano [69]. Este modelo ofrece mejores prestaciones que el de espacio libre, especialmente para distancias elevadas. La ecuación (4.2) muestra la potencia que se recibiría, según este modelo, en función de la distancia d entre los nodos transmisor y receptor.

$$P_r(d) = \frac{P_t G_t G_r h_t^2 h_r^2}{d^4 L} \quad (4.2)$$

En la anterior expresión todos los parámetros coinciden con los que se han descrito anteriormente, en (4.1), mientras que h_t y h_r son las alturas de las antenas transmisora y receptora, respectivamente. Como se puede ver, la dependencia de las pérdidas con la distancia sigue, en este caso, una relación inversamente proporcional a d^4 .

Una de las desventajas que presenta el modelo de tierra plana es que para distancias menores, su comportamiento es sensiblemente menos preciso, así que el simulador aplica la fórmula de Friis (4.1) cuando la distancia sea menor que un umbral establecido (d_c), que depende de la frecuencia de la señal, según la expresión (4.3).

$$d_c = \frac{4\pi h_t h_r}{\lambda} \quad (4.3)$$

Modelo de *Shadowing*. Una denominador común a los dos modelos descritos anteriormente es que la potencia recibida a una distancia d es completamente determinista. Sin embargo, es bien conocido que en la realidad aparece una componente aleatoria, que se debe, principalmente, a los desvanecimientos que la propagación multi-camino provoca.

La gran diferencia del modelo de *Shadowing* frente a los dos anteriores es que añade cierta aleatoriedad a la potencia recibida, de manera que consta de dos componentes principales. La primera de ellas predice la potencia media que se recibiría a una distancia d , $\overline{P_r(d)}$, calculada de manera relativa a la que se recibiría a una distancia d_0 , que sirve de valor de referencia (4.4).

$$\left[\frac{\overline{P_r(d)}}{\overline{P_r(d_0)}} \right]_{\text{dB}} = -10\nu \log \left(\frac{d}{d_0} \right) \quad (4.4)$$

En la ecuación anterior ν representa el exponente de pérdidas (*path loss exponent*), que habitualmente se determina de manera empírica a través de medidas de campo. Así, por ejemplo, en el caso de la propagación en el espacio libre su valor sería de 2, mientras que subiría a 4 para el modelo de tierra plana.

La segunda de las componentes modela la variación *aleatoria* de la potencia recibida con respecto al valor medio, para lo que usa una variable aleatoria *log-normal* [69] o, lo que es lo mismo, Gaussiana, si las pérdidas se midieran en unidades logarítmicas o dB. Por tanto, el modelo completo se ajusta a la ecuación (4.5), en la que X_{dB} es una variable aleatoria

Gaussiana de media nula y desviación típica σ dB, cuyo valor también suele ajustarse empíricamente.

$$\left[\frac{\overline{P_r(d)}}{\overline{P_r(d_0)}} \right]_{\text{dB}} = -10\nu \log \left(\frac{d}{d_0} \right) + X_{\text{dB}} \quad (4.5)$$

Si se utilizara el modelo de Friis (4.1) para determinar $\overline{P_r(d_0)}$, se podría obtener la potencia recibida en función de la distancia d entre transmisor y receptor, como se muestra a continuación.

$$P_r[\text{dBW}] = P_t[\text{dBW}] + 20 \log \left(\frac{c}{4\pi f} \right) - 10\nu \log(d) + X_{\text{dB}} \quad (4.6)$$

Modelos de error en *ns*

Hasta ahora se han descrito las diferentes posibilidades que el simulador *ns* ofrece para calcular la potencia con la que se recibe cada trama en el receptor; además se ha visto el modo en el que, en función de ésta y en base a dos umbrales predefinidos, se determina la llegada correcta o errónea de los paquetes. Por otra parte, y de manera completamente ortogonal a lo anteriormente explicado, *ns* permite añadir procedimientos adicionales, con los que se pueden añadir errores, utilizando diferentes procedimientos, tanto en transmisión como en recepción. Uno de los ejemplos que más se ha utilizado en la literatura, en el ámbito del modelado de canales IEEE 802.11b, es, indiscutiblemente, el modelo de *Gilbert-Elliot*, también llamado modelo de *Markov* de dos estados, aunque el simulador incorpora un mayor abanico de posibilidades, desde la utilización de un simple proceso uniforme hasta un complejo modelo de múltiples estados. Hay que tener en cuenta que se pueden manejar tres unidades diferentes para determinar el comportamiento de cada uno de los modelos implementados: tramas, tiempo o bits.

Como ya se ha adelantado previamente, la alternativa que posiblemente mayor aceptación haya recibido por parte de la comunidad científica sea el de *Gilbert-Elliot*. Sin embargo, presenta ciertas limitaciones, siendo quizás una de las más importantes que no hay ninguna relación entre la potencia de la señal recibida (que depende, evidentemente, de la distancia entre el transmisor y el receptor) con las estadísticas que caracterizan el comportamiento del modelo del canal, lo que no es razonable desde un punto de vista real, ya que la presencia de errores para distancias pequeñas debería ser prácticamente despreciable.

En un modelo de *Gilbert-Elliot* (ver Figura 4.5), se definen dos estados: *GOOD* y *BAD*, caracterizándose por la duración media en cada uno de los mismos. Como se ha dicho anteriormente, en la plataforma del simulador *ns*, dicha duración se puede expresar en diferentes unidades: bits, tramas o segundos, siendo la más habitual la segunda de ellas. La permanencia media en cada uno de los estados que se definen, se puede calcular, a partir de las probabilidades de transición, tal y como se muestra seguidamente.

$$\begin{aligned} \text{Duración media } GOOD &= \frac{1}{1-p} \\ \text{Duración media } BAD &= \frac{1}{1-q} \end{aligned} \quad (4.7)$$

Por otra parte, dos de los parámetros que, como se verá posteriormente, se han empleado para caracterizar el comportamiento del canal radio en entornos reales son la tasa de error de trama (FER) y la longitud media de las ráfagas de tramas erróneas (EFB); esta última coincide, siempre que la unidad del modelo sea la apropiada, con el tiempo de permanencia medio en el estado *BAD*. Por otro lado, el primero de los parámetros es la probabilidad absoluta de estar en dicho estado, y se puede calcular a partir del análisis estacionario de la cadena de *Markov* correspondiente. Finalmente, se puede escribir que:

$$\begin{aligned} \text{Duración media } GOOD &= \frac{1}{1-p} = EFB \left(\frac{1}{FER} - 1 \right) \\ \text{Duración media } BAD &= \frac{1}{1-q} = EFB \end{aligned} \tag{4.8}$$

Hay diferentes limitaciones que se le pueden achacar a este enfoque. En primer lugar se destaca su predecibilidad, como se pondrá de manifiesto más adelante; además, hay que tener en cuenta que la mayoría de los trabajos que se basan en este modelo utilizan como unidad en su configuración las tramas, lo que induce dos fuentes diferentes de error. En primer lugar, la probabilidad de error en una trama depende, evidentemente, de su tamaño, por lo que resultados obtenidos con modelos de canal basados en cadenas de *Markov* que no consideren el tamaño de las tramas podrían proporcionar resultados que no se ajustarían a la realidad. Por otro lado, hay que tener en cuenta que el estado del canal (ya sea bueno o malo) tiene una duración determinada, pero siempre en unidades de tiempo; al utilizar aplicaciones y/o protocolos (como son las más habituales) que no saturen el medio de transmisión o que introduzcan intervalos temporales entre paquetes consecutivos, y se siguieran empleando longitudes de trama para parametrizar la cadena *Markov*, se estaría cometiendo un claro error, ya que no se podrían reflejar correctamente situaciones en las que no hubiera tráfico en el canal (por ejemplo, tras un periodo de inactividad de TCP).

4.3.2. Caracterización empírica del comportamiento de canales 802.11b

La sección anterior ha descrito la manera en la que el simulador *ns* modela el canal radio e introduce errores en las tramas recibidas; claramente, y a pesar de la gran aceptación de la plataforma, ésta presenta grandes deficiencias en este aspecto, lo que se convierte en una de las mayores fuentes de crítica que se podrían achacar a los análisis basados en esta

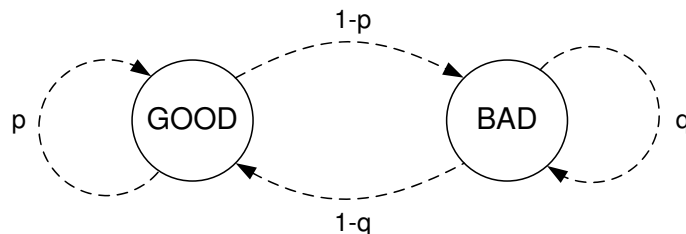


Figura 4.5: Modelo de Gilbert Elliot (cadena de Markov de dos estados)

herramienta. Por ello, con el objetivo de disponer de un modelo que se ajuste a las necesidades particulares del trabajo que se está presentando y que, represente, de forma fidedigna, el comportamiento observado en un entorno real, se hace completamente necesario disponer de un conocimiento preciso acerca de cómo es dicho comportamiento. Es por ello que como paso previo a la descripción del modelo de canal que se presentará posteriormente, se analizan los resultados que se obtuvieron al utilizar los protocolos de transporte UDP y TCP (los más empleados en la actualidad) sobre un canal inalámbrico real, típico de oficina, y que se han empleado como la base para ajustar el propio modelo. Notar, por tanto, que en lugar de seguir la aproximación tradicional, en la que las simulaciones se utilizan para extrapolar el comportamiento en entornos reales, se utilizarán medidas experimentales para ajustar el modelo a emplear en la simulación, validando, de esta manera, los resultados que se obtendrán posteriormente.

Como se puede ver en la Figura 4.6, el entorno en el que se llevó a cabo la campaña de medidas es un escenario típico de interiores, estando los nodos transmisor y receptor separados una distancia de, aproximadamente, 15 metros (*posición mala*) ó 10 metros (*posición media*), sin que haya línea de vista entre ellos en ninguno de los dos casos y con la presencia aleatoria de obstáculos en el canal de propagación. Para la realización de las medidas se utilizó la herramienta *nttcp* en el caso del protocolo UDP, mientras que para el caso de TCP, se llevó a cabo la transferencia de un fichero de aproximadamente 10 Mb. Todas las medidas se han llevado a cabo con máquinas Linux, en las que el controlador de la tarjeta inalámbrica ha sido modificado para poder monitorizar estadísticas a nivel de trama, como la SNR y la recepción correcta o incorrecta de las mismas. Hay que tener en cuenta que, en la versión del estándar IEEE 802.11b (que define, en su protocolo MAC, un procedimiento de retransmisión) que se empleó durante la campaña de medidas, el número máximo de transmisiones por trama se fijó a 4, de lo que se deduce que es necesario recibir 4 tramas erróneas de manera consecutiva para dar por perdido un datagrama IP.

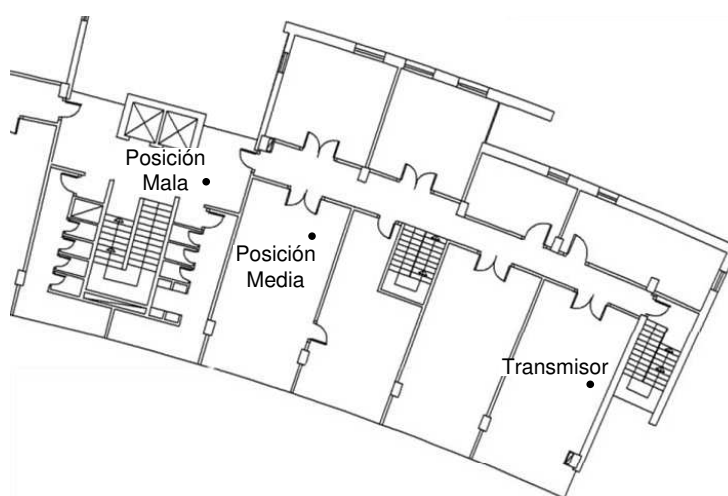


Figura 4.6: Escenario de la campaña de medidas

Resultados obtenidos con UDP

Como es bien sabido, UDP se trata de un protocolo no orientado a la conexión, que ofrece un servicio *best-effort* y que, por tanto, no incorpora ningún mecanismo adicional de control de errores ni de flujo. Es, evidentemente, la elección idónea para poder caracterizar el comportamiento en bruto del canal. Se realizaron un conjunto de experimentos, independientes entre sí, en los que se analizaron diferentes estadísticas, que se describen seguidamente.

- *Throughput*. Es el parámetro que mejor caracteriza el rendimiento que se alcanza en cada una de las medidas y se define como el cociente de la información útil recibida y la duración total de la comunicación.
- *Frame Error Rate (FER)*. La tasa de error de trama se define como el cociente entre las tramas recibidas con error y el total de tramas recibidas.
- *Packet Error Rate (PER)*. En este caso, la tasa de error de paquete se refiere a la que se obtiene tras el mecanismo ARQ empleado por 802.11b, y, por tanto, la que percibe la capa IP.
- *Erroneous Frame Burst (EFB)*. Las ráfagas de tramas erróneas se caracterizarán en términos de sus valores medio y máximo, y su varianza.
- *Correct Frame Burst (CFB)*. Al igual que en el caso anterior, se estudiarán sus valores medio y máximo, así como la varianza.
- *Erroneous Packet Burst (EPB)*. Este parámetro hace referencia a las ráfagas de paquetes que el mecanismo de retransmisión empleado por 802.11b no es capaz de recuperar.
- *Correct Packet Burst (CPB)*. Sólo se tendrán en cuenta los paquetes que llegan correctamente a la aplicación.

La Tabla 4.1 muestra los valores que se obtuvieron en 15 experimentos independientes entre sí, situando el receptor en la *posición mala*. Como se puede ver, la principal característica del canal es la alta variabilidad que presenta, ya que en la misma posición y manteniendo los nodos estáticos, el rango de valores que se obtuvieron para cada uno de los parámetros analizados es muy amplio, lo que claramente limita la posibilidad de modelar de manera precisa el comportamiento del mismo.

Por otro lado, la Tabla 4.2 muestra otro conjunto de medidas, realizadas con el receptor en una situación algo menos hostil que la anterior, *posición media*. En ella, el comportamiento mostrado por UDP no es ni tan poco predecible, ni tan deficiente (en término medio) como en la anterior, pero tampoco llega a ser tan bueno como en una situación de canal ideal, observándose asimismo cierta variabilidad.

Además de las estadísticas que se han mencionado anteriormente, también se estudió el canal en términos de la SNR con la que se recibían las tramas¹. La Figura 4.7 muestra la función densidad de probabilidad de la relación señal a ruido de las tramas recibidas, así como la dependencia de la probabilidad de error en la trama con la propia SNR. A la vista de ambas

¹Para ello se modificó el controlador de la tarjeta inalámbrica empleada, como se ha mencionado anteriormente.

Tabla 4.1: Comportamiento del protocolo UDP sobre un canal 802.11b malo. (a) muestra las estadísticas a nivel de trama, mientras que (b) lo hace a nivel de paquete

(a)								
<i>Test</i>	<i>Tput</i> <i>Mbps</i>	<i>FER</i>	<i>EFB</i>			<i>CFB</i>		
			<i>Med</i>	<i>Max</i>	<i>Var</i>	<i>Med</i>	<i>Max</i>	<i>Var</i>
1	0.82	0.814	15.975	2759	9586.490	3.643	813	625.593
2	1.34	0.709	5.929	1035	740.949	2.437	200	27.233
3	1.49	0.676	7.502	1229	1675.485	3.594	136	80.667
4	2.32	0.530	3.644	1927	1478.843	3.232	144	30.048
5	2.33	0.517	6.217	821	983.664	5.799	396	334.228
6	2.72	0.465	3.014	383	166.981	3.472	192	38.636
7	3.58	0.331	2.600	258	79.528	5.248	137	111.623
8	3.76	0.301	3.408	259	138.689	7.918	799	988.018
9	3.80	0.298	4.836	219	301.490	11.395	543	1289.562
10	4.00	0.268	2.767	320	134.182	7.552	523	635.900
11	4.04	0.261	3.065	321	221.041	8.686	868	1343.836
12	4.79	0.163	2.633	144	57.627	13.542	954	3235.813
13	5.50	0.069	3.136	75	76.007	41.911	608	6603.496
14	5.96	0.014	2.840	16	12.854	195.882	8618	1424487.947
15	5.99	0.013	1.361	7	0.932	102.071	2221	116931.617

(b)								
<i>Test</i>	<i>Tput</i> <i>Mbps</i>	<i>PER</i>	<i>EPB</i>			<i>CPB</i>		
			<i>Med</i>	<i>Max</i>	<i>Var</i>	<i>Med</i>	<i>Max</i>	<i>Var</i>
1	0.82	0.500	10.745	689	1703.054	10.813	1209	4120.997
2	1.34	0.314	3.838	258	148.915	8.387	621	1715.212
3	1.49	0.297	5.529	307	361.341	13.134	429	2030.579
4	2.32	0.146	3.080	481	508.357	18.044	2941	20511.895
5	2.33	0.179	6.199	205	283.379	29.558	860	8542.945
6	2.72	0.105	2.808	95	64.859	23.835	1436	8375.468
7	3.58	0.058	2.934	64	37.354	47.367	2257	35821.579
8	3.76	0.059	3.116	64	46.050	49.852	3973	97175.862
9	3.80	0.127	5.176	54	88.267	67.076	1902	52725.797
10	4.00	0.044	2.775	80	59.237	59.429	2312	64830.680
11	4.04	0.050	4.396	80	118.474	84.920	1315	44365.985
12	4.79	0.025	2.500	36	21.189	98.626	2873	161725.406
13	5.50	0.012	4.214	18	23.668	341.069	5255	1019912.823
14	5.96	0.002	2.111	4	1.210	999.000	8698	6640257.400
15	5.99	0.001	1.000	1	0.000	1667.167	7167	7071814.472

figuras, se pueden extraer dos conclusiones principales: la función de densidad de probabilidad de la SNR se asemeja a la de una variable aleatoria gaussiana y, además, hay una dependencia clara entre la SNR con la que se recibe cada una de las tramas y la probabilidad de que sea errónea, observándose una tendencia claramente decreciente.

Con el fin de complementar los resultados anteriores, y para obtener un conocimiento más preciso del comportamiento del canal, se realizaron dos pruebas adicionales. En la primera de ellas se fijó la velocidad de transmisión de la tarjeta inalámbrica a 2 Mbps, ya que según el estándar, todas las tramas de control y aquellas que sean *broadcast*, tienen que transmitirse a esta velocidad. Como se puede ver en la Figura 4.8, la distribución de la SNR es muy

Tabla 4.2: Comportamiento del protocolo UDP sobre un canal 802.11b medio. (a) muestra las estadísticas a nivel de trama, mientras que (b) lo hace a nivel de paquete

(a)

<i>Test</i>	<i>T_{put}</i>	<i>FER</i>	<i>EFB</i>			<i>CFB</i>		
	<i>Mbps</i>		<i>Med</i>	<i>Max</i>	<i>Var</i>	<i>Med</i>	<i>Max</i>	<i>Var</i>
1	4.46	0.211	1.680	44	5.076	6.278	107	96.551
2	4.71	0.178	1.745	96	12.495	8.065	443	412.240
3	4.88	0.150	2.282	57	16.656	12.943	316	1168.072
4	5.03	0.136	1.550	120	16.198	9.854	189	335.371
5	5.16	0.120	1.253	9	0.464	9.154	154	192.684
6	5.88	0.028	1.124	6	0.218	38.798	568	5282.955
7	5.94	0.020	1.040	4	0.069	50.307	433	3459.072
8	6.02	0.010	1.030	2	0.030	102.153	787	22734.894
9	6.02	0.009	1.011	2	0.011	113.773	1205	32140.523
10	6.05	0.005	1.044	3	0.087	217.630	4547	447294.860

(b)

<i>Test</i>	<i>T_{put}</i>	<i>PER</i>	<i>EPB</i>			<i>CPB</i>		
	<i>Mbps</i>		<i>Med</i>	<i>Max</i>	<i>Var</i>	<i>Med</i>	<i>Max</i>	<i>Var</i>
1	4.46	0.015	1.674	11	2.609	109.578	3979	208746.876
2	4.71	0.015	1.987	24	9.192	131.520	5418	414063.956
3	4.88	0.018	2.273	14	5.517	126.115	2328	189584.155
4	5.03	0.009	2.073	30	21.620	236.262	2987	276192.491
5	5.16	0.002	1.067	2	0.067	624.750	3595	1257446.200
6	5.88	0.000	1.000	1	0.000	5005.000	5424	351122.000
7	5.94	0.000	1.000	1	0.000	10011.000	10011	0.000
8	6.02	0.000	0.000	0	0.000	10011.000	10011	0.000
9	6.02	0.000	0.000	0	0.000	10012.000	10012	0.000
10	6.05	0.000	0.000	0	0.000	10011.000	10011	0.000

parecida para las dos velocidades de transmisión. El aspecto más interesante es sin embargo que la probabilidad de error en la trama es sensiblemente inferior en el caso de trabajar a la tasa binaria de 2 Mbps. Este resultado empírico, que se debe principalmente a la mayor sensibilidad del receptor para regímenes de transmisión menores, avala el concepto de las *Gray Zones* [70], que postula que el alcance de un terminal no debería únicamente determinarse a través de mensajes en modo *broadcast*, como se hace en los procesos de descubrimiento de ruta de los protocolos de encaminamiento para redes *ad hoc* (ver Capítulo 3), ya que la cobertura real sería, en la mayoría de los casos, menor.

En la segunda de las comparaciones que se realizaron el receptor se situó en una localización ligeramente más cercana al transmisor, *posición media* en la Figura 4.6. En principio, el comportamiento del canal inalámbrico debería ser mejor que en el caso anterior, como ya se ha puesto de manifiesto con los resultados obtenidos usando el protocolo UDP (ver Tabla 4.2). La Figura 4.9 muestra la caracterización (SNR y FER) que se obtuvo, comparándola con la que ya se ha mostrado para el caso de la *posición mala*. En cuanto a la distribución de la SNR, se puede llegar a la conclusión de que la suposición inicial, según la que la *fdp* correspondiente se equiparó a una variable aleatoria gaussiana, sigue siendo válida; en este caso, evidentemente, la media se incrementa ligeramente, debido a la menor distancia existente

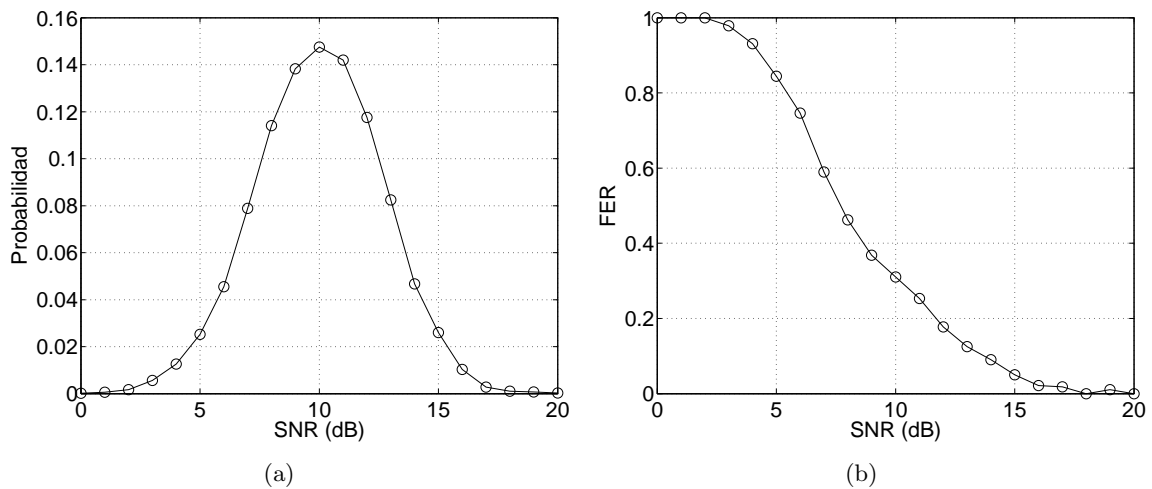


Figura 4.7: Caracterización del canal en la posición mala; (a) representa las probabilidades de los diferentes valores de SNR, mientras que (b) refleja la probabilidad de que una trama recibida con una SNR determinada sea errónea

entre transmisor y receptor. Por otra parte, el resultado más interesante es que la relación de la probabilidad de error en la trama con la SNR es prácticamente idéntica a la que se obtuvo anteriormente, teniendo en cuenta que la validez estadística para SNR inferiores a 11 dB es limitada, ya que la probabilidad de que haya tramas con esa SNR es muy pequeña.

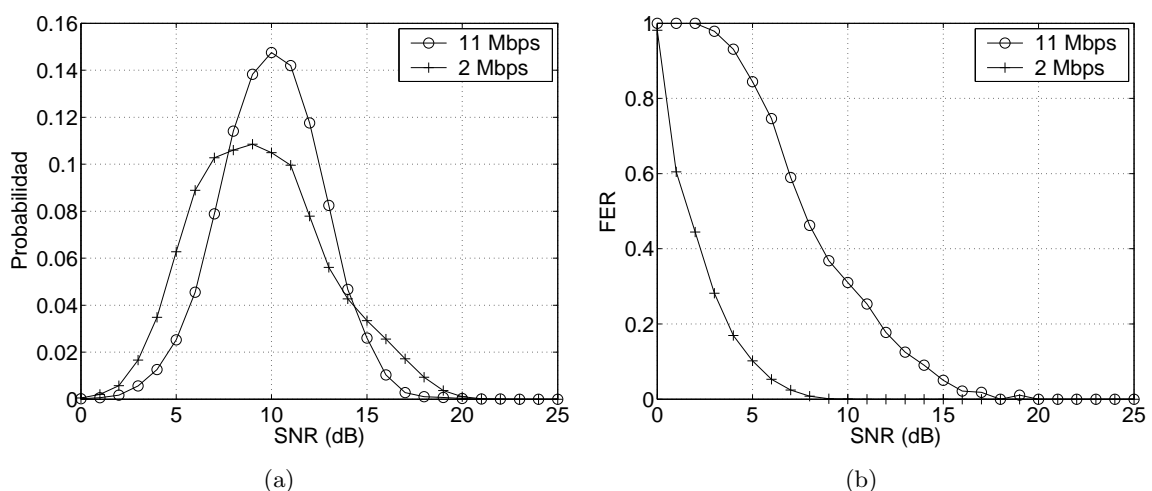


Figura 4.8: Comparación del canal en la posición mala a 11 y 2 Mbps; (a) distribución de la SNR; (b) FER frente a la SNR

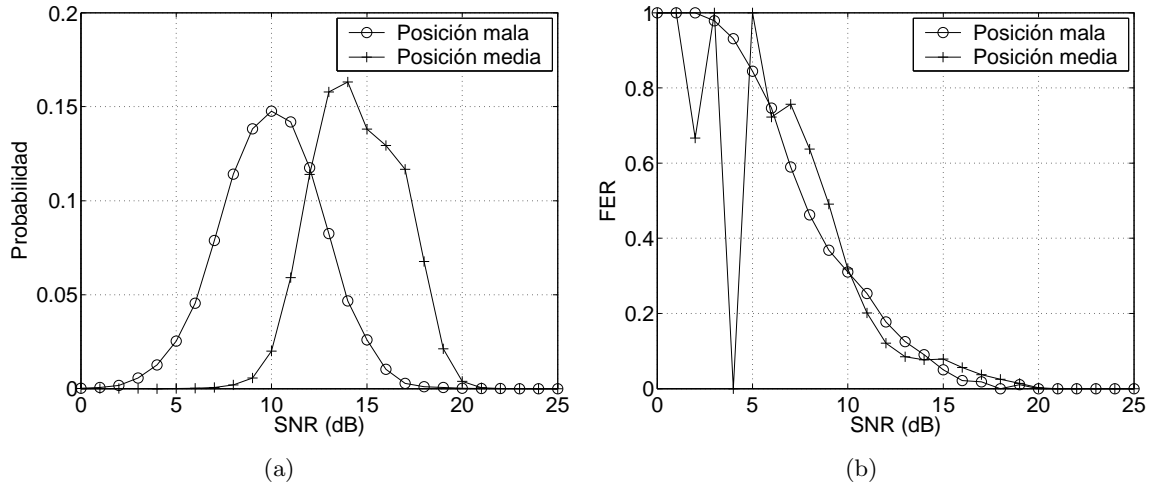


Figura 4.9: Comparación del canal en las posiciones mala y media a 11 Mbps; (a) distribución de la SNR; (b) FER frente a la SNR

Resultados obtenidos con TCP

El protocolo de transporte TCP presenta un conjunto de características completamente diferentes a UDP. Incorpora un avanzado mecanismo de control de errores y de congestión, basado en el uso de reconocimientos o *acknowledgments* (ACK), enviados por la entidad receptora, y en el mantenimiento de un estado por conexión. En la literatura se puede encontrar un gran número de trabajos que analizan el comportamiento de este protocolo en entornos inalámbricos, especialmente sobre redes de área local inalámbricas 802.11 [71–75]. Una conclusión común en todos ellos es que el comportamiento de TCP, especialmente cuando las condiciones del canal radio son adversas, es muy deficiente. Uno de los aspectos que explica este comportamiento es que la totalidad de los procedimientos que incorpora el protocolo (particularmente aquellos para realizar el control de flujo y/o congestión) fueron diseñados originalmente (y optimizados, por tanto) para entornos de red tradicionales (cableados) en los que se asumía que la pérdida de segmentos de datos en el camino entre el transmisor y el receptor era consecuencia de la saturación de elementos intermedios de la red (*routers*); de esa manera, ante la detección de la no llegada de paquetes, se reacciona disminuyendo la tasa de envío de información. De alguna manera, esta decisión, lejos de ser beneficiosa, podría llegar a ser perjudicial en entornos inalámbricos, en los que, debido a las características hostiles del medio radio, la aparición puntual de pérdidas no debería acarrear una disminución de la tasa de generación de segmentos de datos por parte de la entidad TCP transmisora.

Evidentemente, la gran proliferación de las redes de área local inalámbricas, unido al hecho de que TCP sea el protocolo de transporte que cuenta con una mayor presencia en la actualidad, ha llevado a que la comunidad científica haya trabajado, de manera importante, en un gran conjunto de técnicas que contrarresten los efectos adversos de la propagación en el canal radio [76–80]. Evidentemente, para poder analizar detalladamente los beneficios que estas soluciones ofrecen, es habitual el uso de técnicas de simulación, ya que permiten parametrizar de manera sencilla y repetitiva las mismas condiciones de contorno, aspecto que, como se ha mencionado anteriormente, no es posible asegurar en escenarios reales. Sin

embargo, como se podrá ver posteriormente, los modelos de canal que tradicionalmente se emplean, no son capaces de reflejar, de manera fidedigna, el comportamiento que caracteriza los canales inalámbricos reales. Para poder corroborar esta aseveración, se llevó a cabo una segunda campaña de medidas, con el objetivo de poder caracterizar el comportamiento que TCP presenta en un canal real.

El escenario de medidas es igual al que se utilizó anteriormente, durante la caracterización del protocolo UDP, un entorno típico de oficinas. En este caso, se realizaron un conjunto de transferencias de un fichero (utilizando FTP) de aproximadamente 10 MBytes, situando el transmisor en la misma posición que anteriormente (ver Figura 4.6), mientras que la entidad TCP receptora se situó en la *posición mala*. La Tabla 4.3 muestra los resultados que se se obtuvieron en este caso, para 15 experimentos independientes. Además de presentar algunas de las estadísticas que ya se describieron en el caso de la caracterización de UDP, tanto a nivel de trama (FER, EFB) como de paquete (PER, EPB), y del rendimiento, se han incorporado algunos parámetros que permiten analizar la manera en la que se ha comportado la conexión TCP, descritos a continuación.

- *Duplicate ACKs (Dup ACK)*. Número de reconocimientos duplicados que son recibidos en la entidad TCP transmisora; tal y como se especifica en el protocolo TCP, la recepción de un segmento de datos recibido fuera del orden creciente (en términos del número de secuencia), genera la transmisión inmediata de un ACK, confirmando el último segmento recibido en el orden correcto. Se puede decir, por tanto, que los ACK duplicados anuncian una situación puntualmente adversa en la red.
- *Triple ACKs*. Dentro de los reconocimientos duplicados, la llegada de un ACK confirmando el mismo segmento por tres veces consecutivas tiene una relevancia especial, ya que según el algoritmo *Fast Retransmit*, se procedería a la retransmisión inmediata del primer segmento no confirmado.

Tabla 4.3: Comportamiento del protocolo TCP sobre un canal 802.11b malo

#	<i>Tput</i>	<i>FER</i>	<i>EFB</i>		<i>PER</i>	<i>EPB</i>		<i>Dup</i>	<i>Triple</i>	<i>Inac</i>	<i>Rtx</i>	<i>Max</i>
	<i>Mbps</i>		<i>Med</i>	<i>Max</i>		<i>Med</i>	<i>Max</i>	<i>ACKs</i>	<i>ACKs</i>	<i>Max</i>		<i>Rtx</i>
1	4.85	0.025	1.18	2	0.000	0.00	0	0	0	0.0	0	0
2	4.36	0.052	1.30	6	0.000	1.00	1	45	1	0.2	1	1
3	3.67	0.105	2.98	48	0.016	2.95	12	277	17	0.8	138	3
4	3.55	0.186	2.38	59	0.023	2.29	15	341	30	0.6	177	3
5	3.50	0.090	3.07	40	0.015	2.79	10	303	21	1.7	120	4
6	3.23	0.153	1.80	48	0.013	1.79	12	415	36	2.2	103	4
7	3.17	0.143	1.75	64	0.011	1.82	16	313	23	2.1	84	4
8	2.86	0.171	1.05	3	0.000	0.00	0	0	0	0.8	1	1
9	2.43	0.318	1.73	39	0.022	1.26	9	920	108	1.9	185	5
10	2.39	0.255	2.08	43	0.029	1.66	10	577	61	1.3	217	5
11	2.23	0.279	2.21	50	0.033	1.70	12	811	99	2.1	278	5
12	1.31	0.212	3.11	113	0.038	3.14	29	474	39	8.0	321	7
13	1.19	0.292	2.27	89	0.041	2.03	22	586	68	8.3	314	6
14	0.67	0.360	2.08	109	0.034	1.52	28	732	103	39.7	264	9
15	0.55	0.418	2.43	104	0.071	1.79	26	1123	154	28.2	620	9

- *Inactividad Máxima (Inac Max)*. Como se pondrá de manifiesto más adelante, uno de los aspectos que en mayor medida perjudica el comportamiento del protocolo TCP es la presencia de periodos de inactividad en el transmisor. En su objetivo de limitar el efecto de la congestión, y como ya se ha descrito anteriormente, una de las acciones que habitualmente lleva a cabo un transmisor TCP es la de limitar la tasa a la que envía las retransmisiones (y, por tanto, la información que transmite puntualmente), utilizando una estima del *Round Trip Time* (RTT) para determinar el temporizador de retransmisión, *Retransmission TimeOut* (RTO); se aplica además un algoritmo exponencial binario para ir duplicando el tiempo de espera en retransmisiones sucesivas del mismo segmento, con lo que se pueden llegar a dar intervalos de inactividad muy relevantes, con gran influencia en el rendimiento global de la conexión.
- *Retransmisiones (Rtx)*. Número total de segmentos que retransmite el transmisor, incluyendo tanto las disparadas por *Fast Retransmit* como las que se producen por expiración del RTO.
- *Máximas Retransmisiones (Max Rtx)*. Número máximo de veces que se retransmite un mismo segmento; como se ha dicho anteriormente, cuando este número es elevado, debido al algoritmo de incremento exponencial del RTO (*backoff*), suele aparecer un periodo de inactividad relevante.

Como sucedía en el caso del protocolo UDP, se observa una gran variabilidad en el comportamiento del protocolo TCP (a pesar de que todos los experimentos se realicen en la misma posición). Así por ejemplo, se puede ver que el rendimiento observado se sitúa en un rango entre prácticamente los 5 Mbps, que es el valor máximo que se obtiene en un canal 802.11 ideal (libre de errores) hasta poco más de 0.5 Mbps. Una de las diferencias más importantes entre las caracterizaciones de ambos protocolos de transporte es que la tasa de error, tanto a nivel de trama, como de paquete, es sensiblemente menor en este caso. Como ya se ha dicho con anterioridad, el protocolo TCP, originalmente diseñado para reaccionar ante situaciones de congestión, reduce la tasa de generación de datos cuando se producen pérdidas de segmentos; además, como también se ha visto previamente, los errores se producen a ráfagas; ambos aspectos, combinados, hacen que las pérdidas con TCP (así como las longitudes de las ráfagas erróneas) sean menores que las observadas en el caso de UDP, siendo especialmente relevante la gran diferencia existente entre las longitudes máximas de ráfagas.

Tal y como se ha adelantado previamente, uno de los aspectos que en mayor medida perjudica el rendimiento de las conexiones es la presencia de periodos de inactividad importantes en el transmisor TCP, que, como se puede ver en el caso de las medidas 14 y 15, suelen estar asociadas a situaciones en las que se produzca un número importante de retransmisiones de un mismo segmento (en ambos casos llegan hasta 9), por efecto del procedimiento de *backoff* descrito anteriormente. Es interesante, por otro lado, comparar las medidas 11 y 14, ya que en ambas la PER y, en consecuencia, el número de segmentos TCP retransmitidos, es muy similar, pero la influencia de la inactividad hace que el rendimiento en el segundo de los casos sea prácticamente cuatro veces menor.

La Figura 4.10, que compara el comportamiento de la conexión TCP en cuatro medidas puntuales, utilizando la evolución del número de secuencia frente al tiempo, vuelve a poner de manifiesto la poca predecibilidad que caracteriza el entorno en el que se ha llevado a cabo la campaña de medidas. La primera de ellas (#1 en la Tabla 4.3) se asemeja a lo que se hubiera

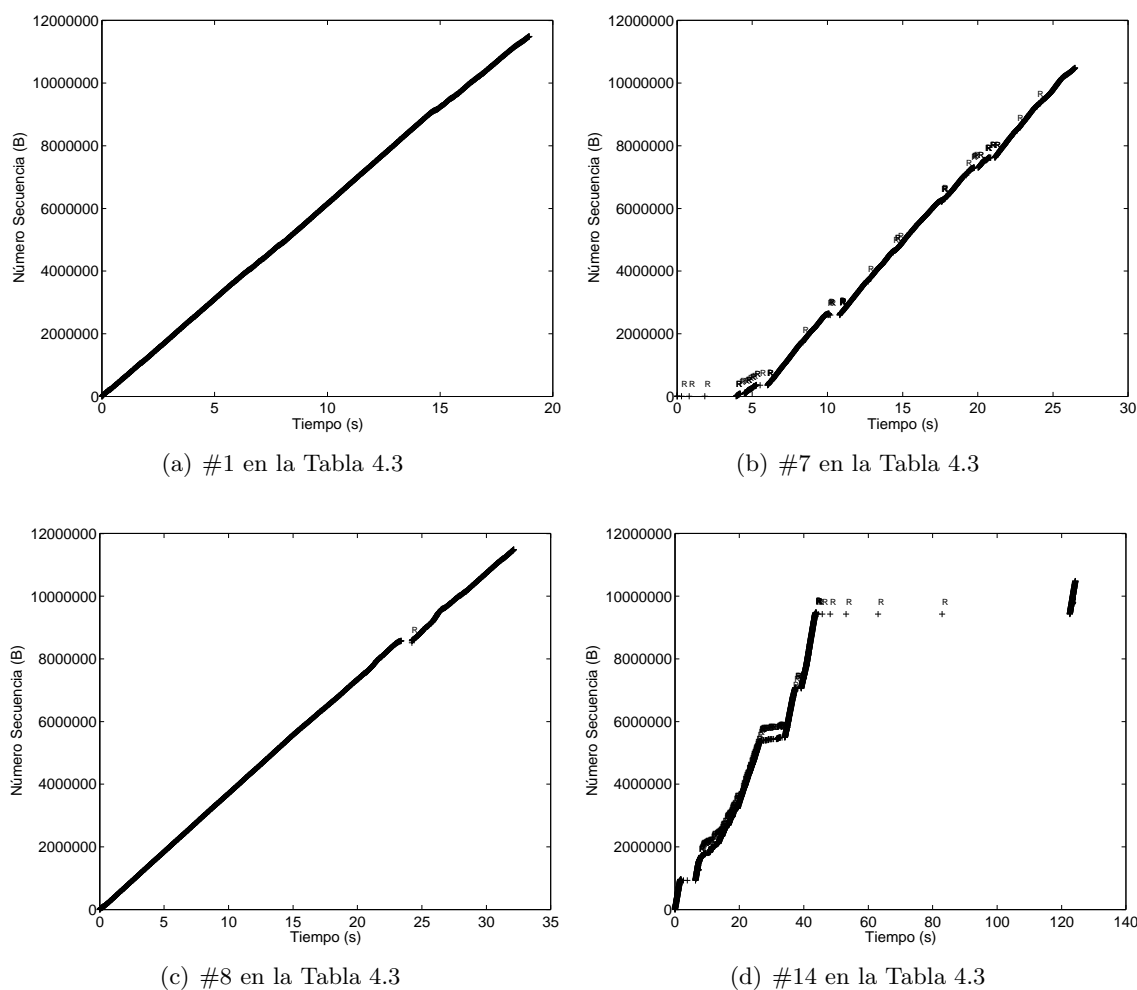


Figura 4.10: Comportamiento temporal de conexiones TCP sobre un canal 802.11 en la posición mala

observado en un canal ideal, sin ninguna retransmisión, ni periodos de inactividad relevantes. Sin embargo, el segundo de los experimentos (medida 7) sí que presenta un comportamiento algo peor, ya que se produce un número no despreciable de retransmisiones de segmentos y, además, al comienzo de la conexión, la retransmisión consecutiva de un segmento hasta cuatro veces, origina que el transmisor permanezca inactivo un tiempo apreciable. Por su parte, la tercera de las medidas (la número 8 en la Tabla 4.3) es un caso algo particular, ya que prácticamente no se producen errores en el sentido de los segmentos de datos (no se pierde ningún datagrama) y, sin embargo, el rendimiento es bastante menor que en el caso ideal, lo que se debe a la influencia de las retransmisiones 802.11 (la FER es apreciable, incluso mayor que en el caso anterior), y a las pérdidas que se producen en el sentido de los reconocimientos, que en este caso no son despreciables. El último caso es representativo de un comportamiento muy negativo por parte del protocolo TCP; como se observa en la Tabla 4.3 (#14), hay un segmento que se retransmite hasta en 9 ocasiones, lo que deriva en una inactividad máxima, por parte de la entidad TCP transmisora, de prácticamente 40 segundos, lo que tiene una

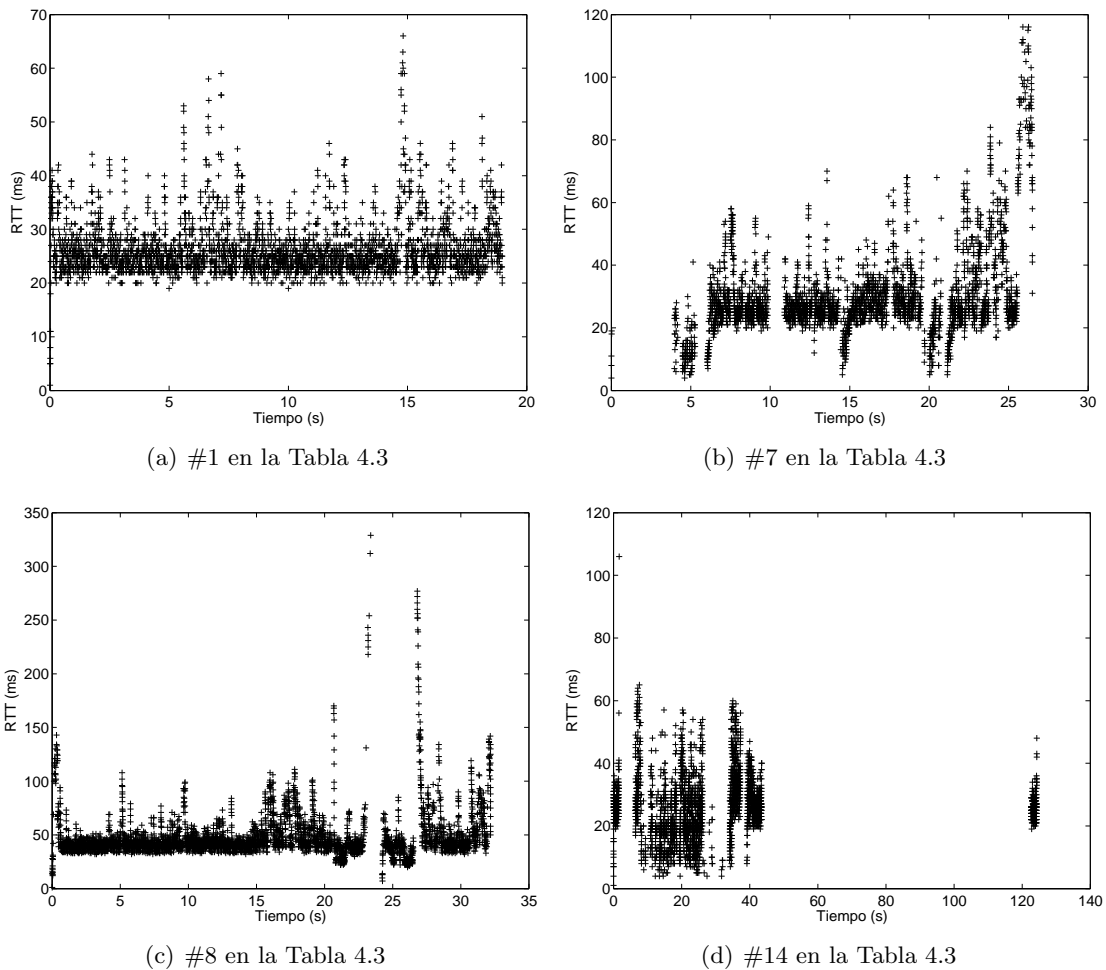


Figura 4.11: Evolución del RTT de conexiones TCP sobre un canal 802.11 en la posición mala

consecuencia muy negativa en el rendimiento que se alcanza en la medida.

Aunque pudiera parecer que la evolución del RTT a lo largo de la conexión pudiera tener un efecto claro en los periodos de inactividad que se producen en la misma, la Figura 4.11 demuestra que esto no es así. En ella se representa la evolución de la estima del RTT en las cuatro conexiones anteriores. Como podría parecer lógico, los RTT más pequeños se observan en la medida más cercana al caso ideal (la número 1); sin embargo, se ve que el RTT en el peor de los experimentos analizados (#14) es incluso inferior al que se obtiene en la medida 7; de hecho, quitando una estima puntual algo mayor de 100 ms al comienzo, el resto de valores son incluso menores a los que se dieron en la mejor de las conexiones. De nuevo, es interesante destacar el efecto de las pérdidas en el sentido de los reconocimientos, ya que en la medida 8 el RTT alcanza estimas sensiblemente más elevadas (prácticamente de 350 ms), que causan precisamente una inactividad apreciable (800 ms), a pesar de tratarse de la primera ocasión en la que se retransmite un segmento.

Hay que tener en cuenta que, a diferencia de lo que sucedía para el protocolo UDP, en esta

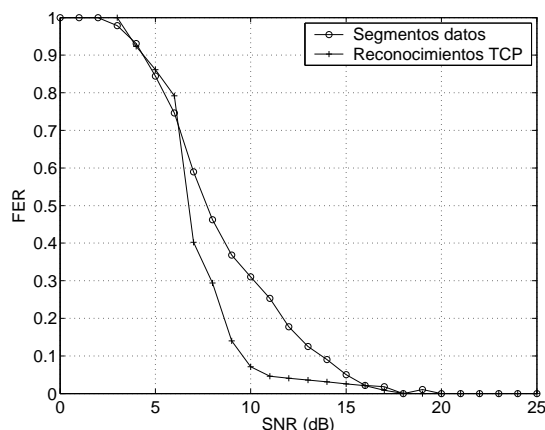


Figura 4.12: Comportamiento del canal para los reconocimientos TCP en la posición mala

ocasión hay tráfico en ambos sentidos, ya que hay que tener en cuenta los reconocimientos que envía la entidad TCP receptora; como se dijo en el caso de las tramas de control, es razonable pensar (ya que su longitud es sensiblemente menor que los segmentos de datos) que la dependencia entre la probabilidad de que una trama sea errónea y la SNR con la que se recibe sea algo diferente a la que se determinó previamente para tramas de longitud máxima. La Figura 4.12 compara la relación existente entre ambos parámetros para los dos tipos de segmentos; se comprueba, efectivamente, que la FER total debería ser algo menor que en el caso del sentido de los datos. De todas maneras, teniendo en cuenta las características particulares del escenario de medidas, se puede decir que en la mayoría de las ocasiones, las pérdidas en el sentido de los reconocimientos TCP se pueden considerar despreciables.

4.3.3. Modelo de canal

La caracterización empírica que se ha descrito en la sección anterior se empleará para proponer un modelo de canal, sencillo, pero que refleje de la manera más ajustada posible, el comportamiento observado en un escenario real. Para ello se considerarán las limitaciones que presenta el simulador, teniendo en cuenta el objetivo final de poder influir en el proceso de selección de ruta en función de la calidad del enlace (*cross-layer optimization*), y la relevancia de las ráfagas de errores sobre el comportamiento de los protocolos de transporte.

Antes de describir el modelo de canal propiamente dicho, se mencionan los dos grandes requerimientos que se pretenden cubrir con el mismo, aspectos que, como se comprobará posteriormente, no son reflejados correctamente por los esquemas que el simulador emplea de manera intrínseca.

- En primer lugar, se requiere que el comportamiento del canal dependa de la calidad del enlace inalámbrico, en términos de su SNR, ya que este es un elemento fundamental a la hora de acometer análisis de esquemas *cross-layer optimization* (ver Capítulo 5).
- Teniendo en cuenta que uno de los aspectos que, en mayor medida, perjudica el rendimiento de los protocolos sobre enlaces inalámbricos es la presencia de ráfagas de errores,

será necesario que el modelo propuesto sea capaz de reflejar esta característica de los canales reales.

Como primera aproximación para acometer su modelado, se parte del hecho de que la distribución de la relación señal a ruido que caracteriza el canal real es, como se vio anteriormente, gaussiana. De la misma manera, el modelo de propagación *Shadowing* que incorpora el simulador *ns* también usa dicha distribución para determinar la potencia recibida en un nodo, por lo que se puede establecer una correspondencia entre la SNR observada en el canal real, con dicha potencia, tal y como es simulada por *ns*. Sin embargo, como se comprobará más adelante, al utilizar este tipo de propagación, que carece de memoria, no se consigue reflejar el comportamiento a ráfagas que se observó en el entorno real, ya que no aplica correlación alguna entre las SNR de tramas consecutivas [68]. Para solventar este problema, se propone aplicar un filtro Auto-Regresivo (AR) para modelar el proceso estocástico asociado a la relación señal a ruido [81,82], aplicando cierta influencia de las muestras previas en la actual. Así, el modelo propuesto se denomina *Bursty Error Auto-Regressive model* o *BEAR* (modelo auto-regresivo de errores a ráfagas).

Simulación de la SNR mediante un filtro AR

Para poder aplicar el modelado AR, es necesario descomponer la SNR recibida. Tradicionalmente se puede hablar de tres contribuciones diferenciadas [83].

- La primera de ellas depende de la distancia entre el transmisor y el receptor; típicamente se emplea una dependencia con $d^{-\nu}$, donde ν depende de cada escenario (exponente de pérdidas).
- La segunda componente, conocida como desvanecimiento lento (*Slow Fading* o SF), refleja variaciones lentas del canal de propagación, y se suele atribuir a la presencia de obstáculos en el camino que sigue la señal entre ambos extremos de la comunicación.
- La última de las contribuciones se asocia a la naturaleza multi-camino del canal y refleja variaciones rápidas en la señal recibida; se la conoce como desvanecimiento rápido (*Fast Fading* o FF).

Normalmente la presencia de los desvanecimientos se suele asociar con el desplazamiento relativo entre los dos extremos de la comunicación. Hay que tener en cuenta, sin embargo, que en este caso, como se ha mencionado anteriormente, ambos permanecen estáticos, y lo que se pretende emular es realmente la variación de la potencia de señal en un punto concreto que, como se verá posteriormente, también puede descomponerse en varios tipos de contribuciones. Además, teniendo en cuenta que el tiempo de coherencia del canal IEEE 802.11 en interiores no es muy elevado, el modelo resultante se podría llegar a emplear, incluso, para situaciones en las que los nodos se movieran, siempre que la velocidad no fuera muy elevada.

La Figura 4.13 representa las componentes para una de las medidas presentadas anteriormente en la Tabla 4.1, en concreto la medida #12. Para realizar la descomposición de la señal completa de la SNR se ha aplicado la técnica de la ventana deslizante, de tal manera que:

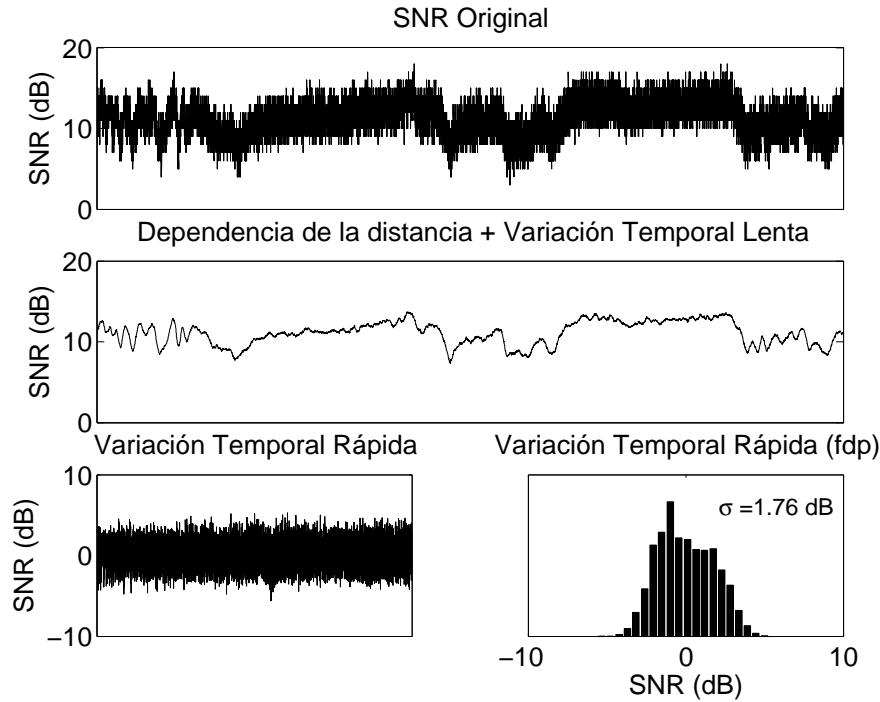


Figura 4.13: Descomposición de la SNR instantánea en la posición mala. La desviación estándar de la componente de variación temporal rápida es $\sigma = 1.76$ dB.

$$\begin{aligned}
 SV[i] &= \sum_{j=i-M/2}^{i+M/2} SNR[j] - \overline{SNR} \\
 FV[i] &= SNR[i] - \sum_{j=i-M/2}^{i+M/2} SNR[j]
 \end{aligned}
 \tag{4.9}$$

donde M (número par) es el tamaño de la ventana correspondiente. Se comprueba fácilmente que la suma de la muestra i -ésima de SV (*Slow Variation* o variación temporal lenta), FV (*Fast Variation* o variación temporal rápida) y de la SNR media, coincide con el valor de la muestra correspondiente de la SNR.

En el Anexo D se muestran las señales correspondientes a todos los experimentos realizados en las posiciones *media* y *mala*.

Como se puede ver, la componente FV se asemeja bastante a una variable aleatoria normal, mientras que la SV sigue una tendencia sensiblemente diferente, ya que muestra una correlación clara entre tramas consecutivas. Esta es la señal que se modelará utilizando el filtrado AR; de esta manera, la muestra actual de la señal SV se puede *predecir* a partir de un cierto número de valores anteriores, tal y como se puede ver a continuación:

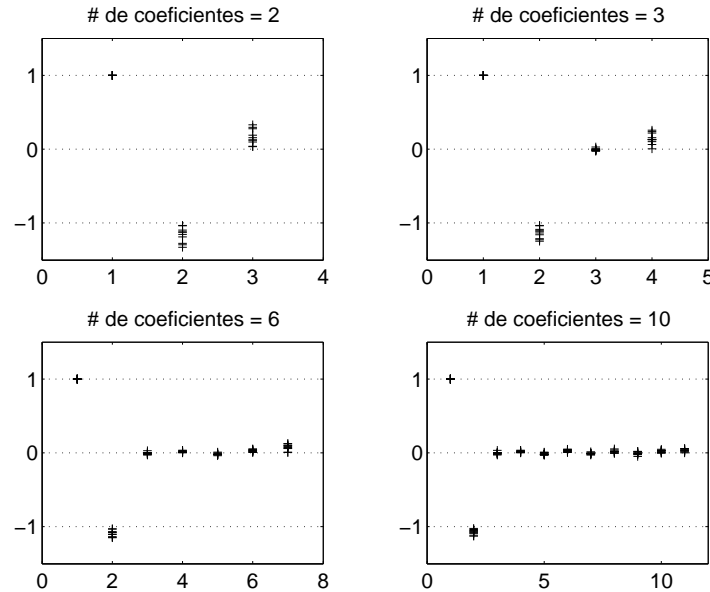


Figura 4.14: Coeficientes del filtro AR obtenidos a partir de las medidas reales

$$SV[i] = \sum_{j=1}^T a[j]SV[i-j] + \epsilon[i] \quad (4.10)$$

donde $a[j]$ es el coeficiente j -ésimo del filtro correspondiente, de orden T , y ϵ es ruido blanco, con potencia P_ϵ .

Para establecer los coeficientes del filtro que mejor reflejen el comportamiento del canal real se pueden emplear las ecuaciones de *Yule-Walker* [84], que es un método bien conocido para resolver este tipo de problemas. Hay que destacar que, a pesar del comportamiento claramente diferenciado de las diferentes medidas (ver Tabla 4.1 y Anexo D), los coeficientes que se obtienen son, para todos los casos, bastante similares, como se aprecia en la Figura 4.14, que muestra los resultados que se corresponden a las 10 medidas de la *posición mala*, y para diferentes longitudes del filtro correspondiente; además hay que destacar que el error cuadrático medio que se comete al predecir las señales anteriores con los coeficientes correspondientes es siempre inferior a $5 \cdot 10^{-3}$.

Con todo lo anterior ya se podría modelar, de manera fidedigna, el comportamiento del canal radio, en términos de la relación señal a ruido con la que se recibiría cada trama. Para ello se utilizaron los componentes que se han descrito anteriormente: en primer lugar se modeló la dependencia con la distancia, en relación inversamente proporcional a d^ν , donde ν , como ya se ha comentado, representa el exponente de pérdidas (se escoge un valor típico de 2.1). Posteriormente, se utiliza el filtro AR para emular la contribución de la variación temporal lenta². Por último, la tercera de las componentes es la correspondiente a la variación

²En este punto hay que destacar que, en función del estado del filtro, y de la información de la que se disponga acerca de muestras anteriores en un momento dado, se podría simplemente utilizar una variable aleatoria gaussiana.

rápida, que se calculará a partir de una variable aleatoria normal. De esta manera se consigue dotar al modelo de una gran flexibilidad, ya que hay diferentes parámetros que permiten configurar el comportamiento del mismo. Hay que destacar, por último, que uno de los grandes inconvenientes que presenta ns es que, como ya se ha dicho anteriormente, no incorpora ruido, por lo que, para *ajustar* los valores a los observados en la realidad, se añadirá una potencia de ruido constante, de tal manera que, para una distancia aproximada de 15 metros (*posición mala*), la SNR media simulada coincida con la que se observó en el canal real.

Finalmente, hay que tener en cuenta que, cuando exista cierta separación entre tramas consecutivas, por ejemplo, al emplear TCP, la validez de una muestra anterior en el filtro AR debería estar limitada por un tiempo determinado, asemejándose al concepto del tiempo de coherencia del canal. De manera más precisa, en esta ocasión se trata del tiempo en el que las condiciones del enlace radio permanecen en un estado determinado (por ejemplo, debido a la presencia de obstáculos). De esta manera, a cada muestra que se guarda en el filtro AR se le asocia un temporizador, de manera que, una vez expirado, se elimine la entrada correspondiente y, por tanto, para predecir el valor actual sólo se usan aquellas muestras que hayan sido generadas en un tiempo menor al intervalo de coherencia. Como se comprobará más adelante, este parámetro cobra cierta relevancia en el caso de utilizar tráfico TCP.

Ajuste de la FER

Además de modelar correctamente la relación señal a ruido recibida, es necesario que se corrija el modo en el que ns determina si una trama concreta se ha recibido libre de errores o no. Como se ha descrito con anterioridad, la manera en la que el simulador resuelve este aspecto no refleja el comportamiento real, ya que simplemente utiliza un umbral fijo. Como se ha visto en la Figura 4.7, la relación de la FER con respecto a la SNR recibida es claramente diferente a dicha función escalón, por lo que se decide incorporar al modelo un componente que capture dicha dependencia de una manera más precisa. Tras realizar diferentes ajustes, se comprueba que una función *logística* [85] a tramos consigue ajustar, con bastante exactitud, el comportamiento real. Concretamente, la función empleada es:

$$\widetilde{FER} = \begin{cases} 1 & \text{SNR} < lt \\ \frac{a}{1 + e^{b(\text{SNR}-c)}} & \text{SNR} \in [lt, ht] \\ 0 & \text{SNR} > ht \end{cases} \quad (4.11)$$

Con $a = 1.24$, $b = 0.366$ y $c = 6.88$; $lt = 3$ dB y $ht = 16$ dB la \widetilde{FER} simulada únicamente presenta un error menor de $2 \cdot 10^{-4}$ frente a la observada en el canal real. Así, una vez que se determina la \widetilde{FER} para una trama concreta a partir de la SNR observada, se lleva a cabo una decisión, utilizando una variable aleatoria uniforme para determinar si la trama fue recibida correctamente o no.

Por otro lado, se ha visto anteriormente que la relación de la FER con la SNR recibida presenta, en ciertos casos, una relación ligeramente diferente, en función principalmente de dos factores: el tamaño de las tramas, y la velocidad de las mismas. En cuanto al primero, hay que tener en cuenta que lo habitual en la mayoría de las aplicaciones es tratar de utilizar un tamaño de trama grande (pues de esta manera se maximiza la eficiencia), no se modificará la distribución anterior (asumiendo, pues, el uso de tramas de longitud máxima), salvo en el caso

de los reconocimientos TCP. En este caso es interesante analizar cuál es el efecto de asumir la presencia de errores o no en el sentido de la conexión correspondiente a los ACKs y, como se ha visto anteriormente, la relación entre la FER y la SNR es ligeramente diferente en este caso. Utilizando, de nuevo, una función *logística* como la anterior (4.11), se puede aproximar, con bastante exactitud, el comportamiento observado en la realidad. Los parámetros son, en este caso, los siguientes: $a = 1.00$, $b = 0.886$ y $c = 6.88$; los umbrales utilizados son: $lt = 0$ dB y $ht = 13$ dB. Además, la política de filtrado de reconocimientos TCP es configurable, pudiéndose elegir entre tres posibilidades diferentes:

- Se asume que todos los reconocimientos se reciben correctamente, por lo que no hay errores en el sentido correspondiente a los ACKs de una conexión TCP.
- Para determinar la presencia o no de error en un reconocimiento se utiliza la misma función logística que en el caso de los segmentos de datos.
- Se supone que hay error en el sentido de los reconocimientos en la conexión TCP, pero se utiliza una función logística diferente, para modelar la FER de manera más acorde a la observada en la realidad.

La segunda de las particularidades que se han visto anteriormente es, si cabe, más importante ya que, como se ha puesto de manifiesto, las diferencias para diversas velocidades de transmisión son bastante evidentes. Ya se ha mencionado que esta discrepancia ha sido analizada en la literatura, en lo que se conoce como *Gray Zones* [70]. A lo largo de las simulaciones que se han realizado en esta Tesis, se ha asumido que se trabaja a la máxima tasa binaria de 802.11b (11 *Mbps*), sin embargo, hay que tener en cuenta que todos los paquetes *broadcast*, así como las tramas de control utilizadas por el protocolo 802.11 se transmiten a una velocidad de 2 *Mbps* y, por tanto, la FER correspondiente presenta una dependencia con la SNR notablemente diferente. Ya se ha visto anteriormente la diferencia (Figura 4.8) que se observó en la relación que sigue la FER con la SNR para los dos regímenes de transmisión. Al igual que se hizo en el caso de los reconocimientos TCP, se aplicará una función *logística* diferente para todas las tramas que se hayan transmitido a la velocidad de 2 *Mbps*. Se utilizará nuevamente la ecuación genérica (4.11) para modelar dicha relación empleando, en este caso, los siguientes parámetros: $a = 1.9$, $b = 0.6$ y $c = 0$; por otra parte, los umbrales correspondientes serán: $lt = 0$ dB y $ht = 10$ dB. Para dotar al modelo de mayor flexibilidad, al igual que se hizo en el caso de los reconocimientos TCP, se podrá configurar la manera en la que se procesan las tramas pertenecientes a este grupo. Además, teniendo en cuenta que habitualmente los paquetes de control que utiliza 802.11 (típicamente tramas de reconocimiento) son bastante pequeños en su tamaño, y que la experiencia empírica sugiere que la probabilidad de error que las afecta es prácticamente despreciable, se diferenciará entre las políticas que se empleen para el caso de tramas *broadcast* (por ejemplo, paquetes de descubrimiento de ruta) y para las que llevan información de control del estándar 802.11. En ambos casos, se definen tres situaciones diferentes, tal y como se hizo anteriormente para los reconocimientos TCP.

Arquitectura del modelo de canal

La Figura 4.15 muestra la arquitectura completa del modelo de canal que se ha implementado, *BEAR*. Primero, se observa cómo cuatro componentes diferentes se combinan para

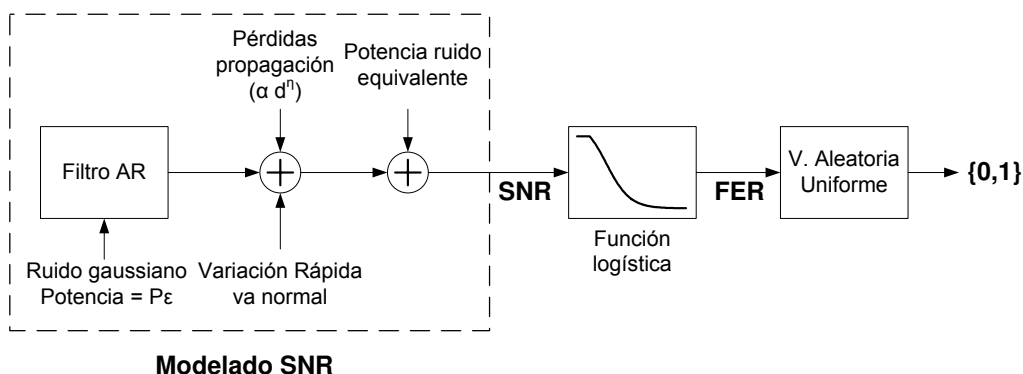


Figura 4.15: Arquitectura del modelo de canal BEAR

simular la relación señal a ruido recibida por trama, que luego es empleada para, a partir de la función *logística* anterior, determinar una probabilidad de error, que posteriormente se usa para establecer la presencia de error o no en la misma. En el caso de querer emplear las excepciones particulares que se han mencionado con anterioridad, (reconocimientos TCP o tramas transmitidas a 2 *Mbps*), la FER se adaptaría a la configuración que se esté empleando en cada caso.

Desde el punto de vista de implementación, al inicializar el escenario de simulación, se crean tantas entradas como pares (transmisor, receptor) existan. Hay que tener en cuenta que, de esta manera, y al utilizar una entrada diferente para cada pareja de nodos, se estaría emulando canales completamente asimétricos, sin ninguna relación entre los valores proporcionados por el filtro AR en los dos sentidos de un enlace, lo que podría tener cierta influencia cuando se estuvieran usando comunicaciones bi-direccionales. Este es un comportamiento que habitualmente se postula como más correcto [28] (asimetría en los canales inalámbricos); sin embargo, no es menos cierto que en algunas ocasiones se percibe cierta correlación entre la calidad de los dos sentidos de la comunicación, por lo que se añade al modelo *BEAR* la posibilidad de que las instancias de los canales no dependan del sentido, con lo que se estaría emulando una clara correlación entre las dos direcciones de cada enlace. El modelo, al recibir una trama, busca la entrada (canal) correspondiente, a partir de los identificadores de los nodos transmisor y receptor y, si existieran muestras en el filtro AR de la misma, se utilizarían para *predecir* la muestra actual, a la que se le asociaría finalmente un temporizador de validez.

4.3.4. Análisis del comportamiento del modelo de canal

Una vez que se ha descrito el modelo de canal implementado, en esta sección se presentarán los resultados obtenidos con el mismo, comparándolos con los de los enfoques más tradicionales que *ns* proporciona por defecto, así como con el comportamiento observado sobre un escenario real. Primeramente se empleará tráfico UDP que, al tratarse de un protocolo no orientado a la conexión, aparece como la opción idónea para realizar una caracterización del comportamiento en bruto del canal; posteriormente, se analizará la influencia que las ráfagas de errores que el modelo propuesto es capaz de emular tienen sobre TCP, ya que, como se ha visto previamente, se trata posiblemente del aspecto que, en mayor medida, perjudica las prestaciones que dicho

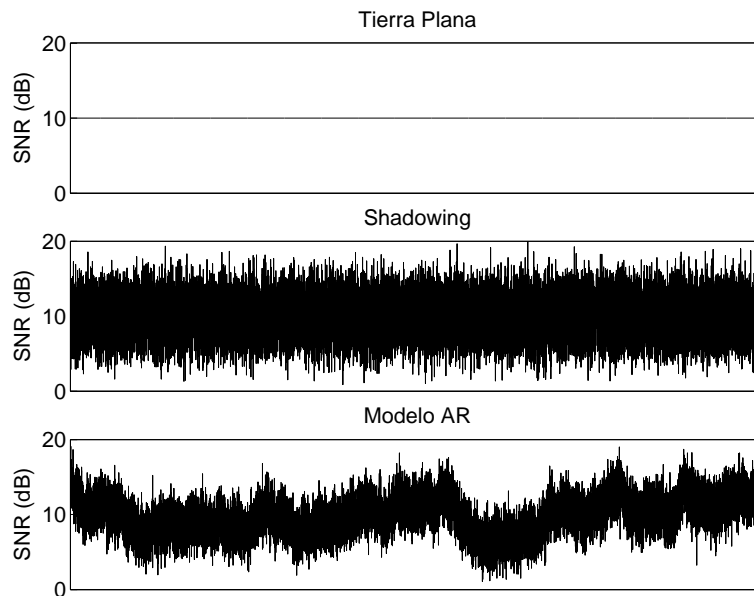


Figura 4.16: Evolución instantánea de la SNR para diferentes modelos de propagación

protocolo de transporte presenta.

Análisis basado en UDP

En primer lugar se valida el modelado de la relación señal a ruido que se puede conseguir con *BEAR*. La Figura 4.16 presenta la variación temporal que la SNR³ seguiría bajo tres supuestos diferentes, poniendo de manifiesto que el modelo propuesto presenta un comportamiento mucho más acorde con la realidad que cualquiera de las aproximaciones que *ns* emplea por defecto. En la primera de las situaciones se emplea el modelo de propagación de tierra plana (*Two Ray Ground*) que, como se vio anteriormente, proporciona un valor de SNR constante, sin ninguna componente aleatoria. Seguidamente se puede ver la evolución que la SNR seguiría al emplear *Shadowing*; aparece con claridad una componente aleatoria, que sin embargo no logra capturar la correlación, existente en la realidad, entre la SNR de tramas consecutivas. El modelo propuesto, basado en el filtro AR, sí que consigue reflejar de manera más fidedigna el comportamiento observado en el canal real, pues se observa una correlación clara entre tramas consecutivas. Hay que tener en cuenta que el funcionamiento de los modelos de canal basados en cadenas de *Markov* no depende, intrínsecamente, de la relación señal a ruido recibida, por lo que su evolución no tendría ningún impacto aparente.

A continuación se analizan algunos de los parámetros más relevantes, desde el punto de vista del comportamiento de UDP, utilizando tres modelos de canal diferentes. En el primero de ellos, la SNR por trama se obtiene aplicando el modelo de *Shadowing*, empleando diferentes valores para la desviación estándar en el mismo; además se distinguen dos casos, en el primero de ellos la decisión acerca de la recepción correcta de la trama se realiza con un umbral fijo

³En todos los casos se ha asumido una potencia de ruido equivalente, para poder contrastar los resultados con los observados sobre el canal real.

(aproximación empleada tradicionalmente por el simulador), mientras que en el otro se aplica la función *logística* mostrada previamente. El segundo de los modelos, también incorporado por defecto en el simulador *ns*, se trata de una cadena de *Markov* de dos estados, en los que la relación señal a ruido con la que se recibe cada trama no tiene influencia alguna sobre la presencia de error en la misma. En este caso se han elegido diferentes valores para la probabilidad de error en la trama (FER) y, para cada una de ellas, cuatro longitudes medias de ráfaga de errores (EFB), de acuerdo a los valores que se observaron en el escenario real, con los que se configura la cadena correspondiente. El tercero de los modelos que se analizará se trata del canal propuesto en el marco de la Tesis, en el que se utilizarán diferentes valores para la potencia de ruido que se utiliza como entrada al filtro AR, que se asume de orden 3^4 .

En cada configuración, se realizan 500 transmisiones independientes de 20000 datagramas UDP, asumiendo que siempre hay tramas esperando para ser transmitidas en el nodo origen (saturación del enlace radio). Los nodos están separados 15 metros, como en la *posición mala* del escenario en el que se desarrolló la campaña de medidas.

La Figura 4.17 muestra el rendimiento medio que se obtuvo para las diferentes alternativas, además del rango (máximo/mínimo) en el que se situaron todas las medidas. La primera conclusión que se puede obtener, simplemente con una observación rápida de los resultados, es que el único modelo que es capaz de reflejar la alta variabilidad que se observa en el escenario real es *BEAR*; en los otros dos supuestos, para cualquier instancia de cada uno de los canales: desviación estándar en el caso de la propagación *Shadowing*, o combinación de la FER y la EFB Media para el modelo basado en la cadena de *Markov*, el rango en el que se sitúan los rendimientos obtenidos es sensiblemente menor (prácticamente inapreciable) que en el caso de *BEAR*, que se ajusta bastante mejor a la realidad.

La Figura 4.18 muestra las tasas de error de trama que se midieron en los mismos supuestos que anteriormente. En el caso de los modelos basados en *Shadowing* se observa que ambos son capaces de reflejar el comportamiento promedio del canal real, en el que se alcanzaba una FER aproximada de 0.3, sin embargo, tal y como se comprobó previamente, proporcionan resultados muy predecibles, al contrario de lo que se observa sobre enlaces reales, en los que la FER se caracteriza por presentar una gran variabilidad. Evidentemente, en el caso

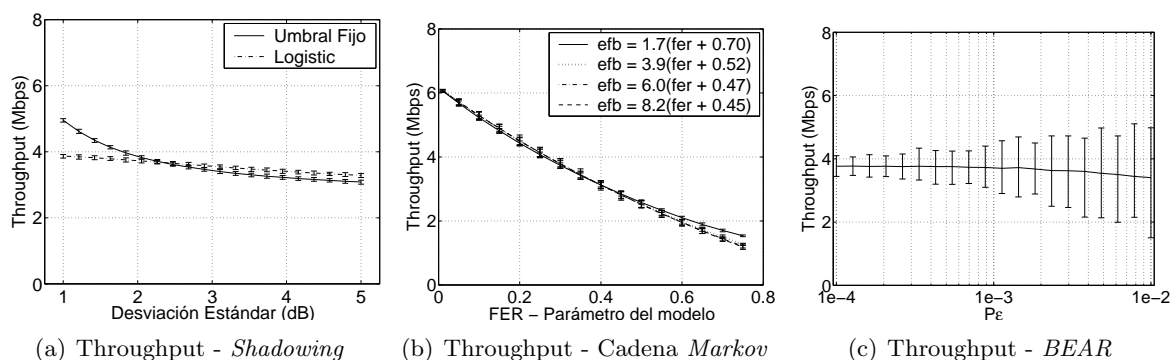


Figura 4.17: Comparación del rendimiento UDP para los diferentes modelos de canal

⁴Medidas realizadas con filtros de mayor orden proporcionan resultados muy similares.

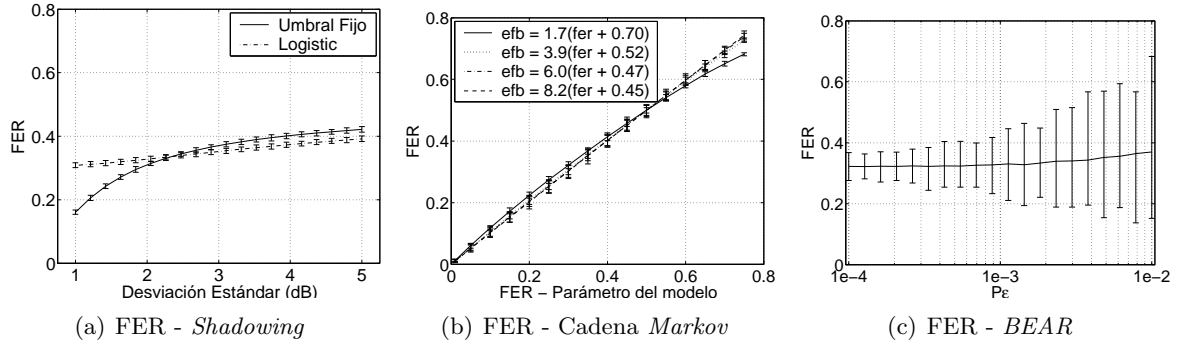


Figura 4.18: Comparación de la FER obtenida utilizando tráfico UDP para los diferentes modelos de canal

de la cadena de *Markov*, los resultados son prácticamente idénticos a la FER que se utiliza como entrada al propio modelo, viéndose además que la variabilidad es bastante limitada. Sin embargo, al utilizar el canal *BEAR* se puede ver que, para una instancia particular del modelo, se consigue reflejar la gran variabilidad que se observó en el canal real.

Hasta ahora se ha visto que la diferencia más relevante entre los resultados que proporcionan los modelos que tradicionalmente usa *ns* con los que se obtienen con el canal *BEAR* es que este último es capaz de reflejar la elevada variabilidad que se observó en el escenario real. Sin embargo la Figura 4.19, que presenta la tasa de error a nivel de datagrama (PER), pone de manifiesto que, incluso en sus prestaciones promedio, los modelos de canal que son empleados tradicionalmente por el simulador (más concretamente, *Shadowing*) no ofrecen un comportamiento acorde al medido en la realidad; de hecho, se puede ver que en este caso la variabilidad de los resultados es incluso menor que en las dos métricas anteriores. Por su parte, los resultados que proporciona el modelo de *Markov* de dos estados sí que llegan a ofrecer valores sensiblemente elevados de PER (como los medidos sobre el canal real), mostrándose claramente el efecto de la longitud media de ráfagas de tramas erróneas que se introduce para

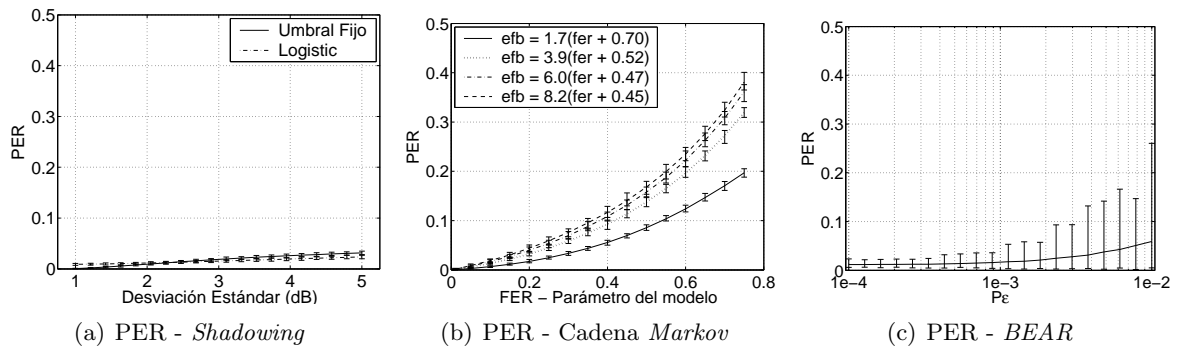


Figura 4.19: Comparación de la PER obtenida utilizando tráfico UDP para los diferentes modelos de canal

configurar la cadena correspondiente. Sin embargo, la escasa variabilidad que dicho modelo ofrece vuelve a apreciarse claramente, ya que en todas las configuraciones que se han simulado, la PER siempre aparece acotada en un rango muy limitado. De nuevo, se ve que *BEAR* sí es capaz de emular la elevada variabilidad que caracteriza el entorno real.

Como se verá en detalle posteriormente, y tal como adelanta la Figura 4.20, la diferencia observada en la PER se debe principalmente a la existente en las longitudes medias de las ráfagas erróneas. Como se ha comentado con anterioridad, debido a las características del protocolo MAC IEEE 802.11b, para que se pierda un datagrama, es necesario que se produzca la recepción incorrecta (o no recepción) de 4 tramas de manera consecutiva. Como se puede ver en la figura, los modelos de canal basados en *Shadowing*, además de aportar una variabilidad muy limitada (prácticamente inexistente) en la EFB media, presentan unos promedios algo inferiores a los que se observaron en el canal real. En el caso del modelo de *Markov*, la EFB media coincide prácticamente con la que se utiliza en la configuración de la cadena correspondiente, pero vuelve a aportar un comportamiento demasiado predecible, para una instancia concreta. Al contrario, la variabilidad que se observó previamente para la PER, se pone de manifiesto nuevamente, utilizando el canal *BEAR*, para la EFB media.

Los resultados analizados hasta ahora permiten adelantarse a los presentados en la Figura 4.21, que muestra las ráfagas medias de paquetes erróneos que se obtuvieron con los tres tipos de modelo de canal estudiados. Probablemente sea en este parámetro en el que, de manera más clara, aparezcan las ventajas aportadas por *BEAR*. Las prestaciones más defectuosas son las que se obtienen con los modelos de canal basados en *Shadowing*, ya que en ninguno de los casos se observan ráfagas medias de datagramas erróneos mayores de 1. Por otra parte, a pesar de que el modelo de *Markov* se ha configurado con valores de EFB media altos, y que se ha visto que en términos de la PER proporciona valores más elevados que *BEAR*, esto no se cumple para la EPB media, ya que la diferencia entre ambos es sensiblemente menor en este caso, e incluso para ciertas configuraciones de *BEAR* (al incrementar P_e), los valores máximos que se obtienen con el modelo propuesto superan con creces a los observados con el de *Markov*. Esto se debe a que este último, a pesar de reflejar de manera fidedigna ráfagas de errores (y aproximar su valor medio de manera precisa), no es capaz de capturar situaciones de duración muy elevada en un estado hostil, que sí se observaron en el canal real (longitud

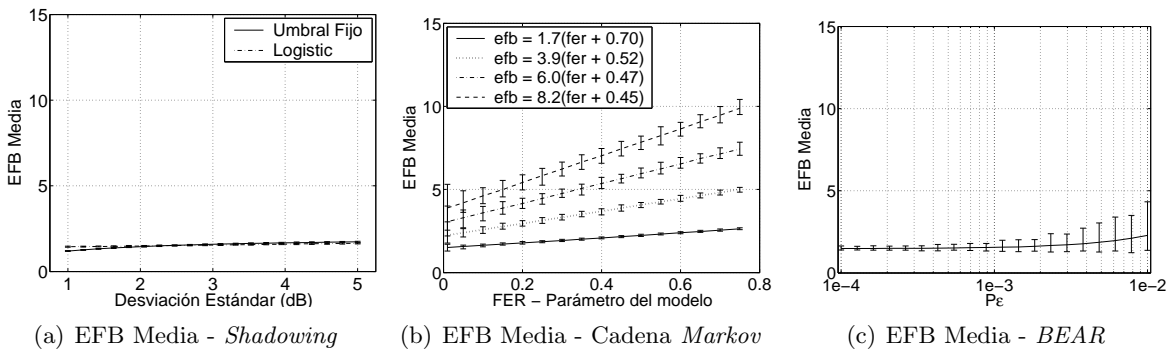


Figura 4.20: Comparación de la EFB media obtenida utilizando tráfico UDP para los diferentes modelos de canal

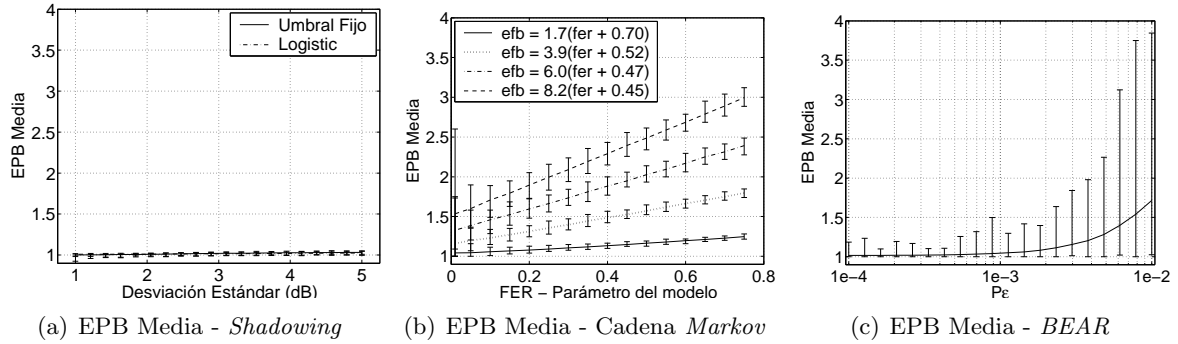


Figura 4.21: Comparación de la EPB media obtenida usando tráfico UDP para los diferentes modelos de canal

máxima de la EFB alta).

Se ve claramente que la diferencia más relevante entre los modelos de canal que el simulador *ns* emplea intrínsecamente y *BEAR* está en la predecibilidad del comportamiento de los primeros. También se ha comprobado que este aspecto afecta de manera más apreciable, si cabe, al modelado de las ráfagas de tramas/paquetes erróneas en el canal. Para poder analizar esta diferencia con mayor profundidad, se estudiará la función de probabilidad de las longitudes máximas de ráfagas erróneas, tanto de tramas (EFB) como de paquetes (EPB), obtenidas para los tres modelos de canal analizados, y que se pueden ver en la Figura 4.22. En este caso se han utilizado valores elevados para la desviación estándar ($\sigma = 5.0$ dB), en el caso de emplear los modelos de *Shadowing*, ya que se trata del peor supuesto posible; por otro lado, en el modelo de *Markov* se asume una FER de 0.35 y una EFB media de, aproximadamente

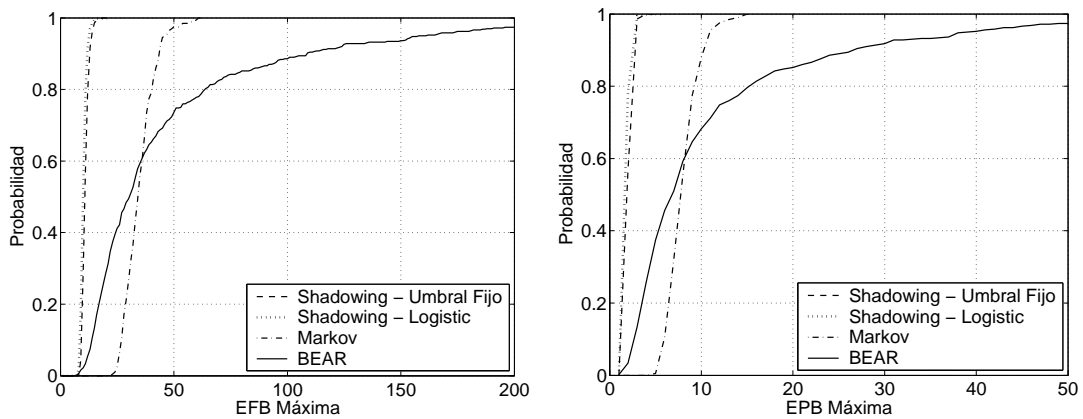


Figura 4.22: Longitudes máximas EFB y EPB obtenidas usando tráfico UDP para los diferentes modelos de canal

3.4 tramas; finalmente, el valor que se le ha dado a la potencia de ruido de entrada al filtro AR es de $5 \cdot 10^{-3} W/Hz$. Como se puede comprobar, el rango en el que se sitúan ambos parámetros para los modelos tradicionales es muy reducido, mientras que en el caso del canal *BEAR*, la tendencia que siguen las dos funciones de probabilidad es mucho menos abrupta, reflejando, de esta manera, el comportamiento observado en la realidad, llegando a alcanzarse valores sensiblemente más elevados.

Uno de los aspectos que en mayor medida pueden llamar la atención a la vista de las diferencias que se observan entre los modelos de canal basados en *Shadowing* y *BEAR* es que los primeros son, claramente, incapaces de reflejar la *memoria* del canal. Las medidas empíricas que se han realizado ponen de manifiesto que, si se produce un error en una trama, es bastante probable que haya más tramas erróneas a continuación. Por otro lado, como se ha comentado con anterioridad, es necesario que se produzcan 4 errores consecutivos a nivel de trama, para que se pierda un datagrama, por el mecanismo de retransmisión empleado por 802.11. En el supuesto que los errores de trama fueran independientes entre sí, se podría asegurar que la probabilidad de que hubiera un error a nivel de paquete o, equivalentemente, de que haya 4 tramas erróneas de manera consecutiva, es simplemente el producto de las probabilidades de error en trama correspondientes, aplicando la independencia estadística de los sucesos, tal y como se puede ver en (4.12). Los valores bajos de PER proporcionados por los modelos basados en *Shadowing* son consecuencia de la nula correlación entre la SNR de tramas consecutivas y, por tanto, entre los errores de las mismas. Para corroborar este último punto, la Figura 4.23 muestra los diferentes valores de PER y FER obtenidos, para los dos tipos de modelo de canal basados en la propagación *Shadowing*⁵, así como para *BEAR* (utilizando una potencia de entrada al filtro AR de $P_\epsilon = 5 \cdot 10^{-3} W/Hz$), comparando, en cada caso, con la que se hubiera obtenido en un canal sin memoria, según (4.12). Como puede verse, el comportamiento de los dos modelos *Shadowing* se ajusta de manera prácticamente perfecta al del canal sin memoria, mientras que *BEAR* se aleja sensiblemente de éste, poniendo de manifiesto la correlación mencionada previamente.

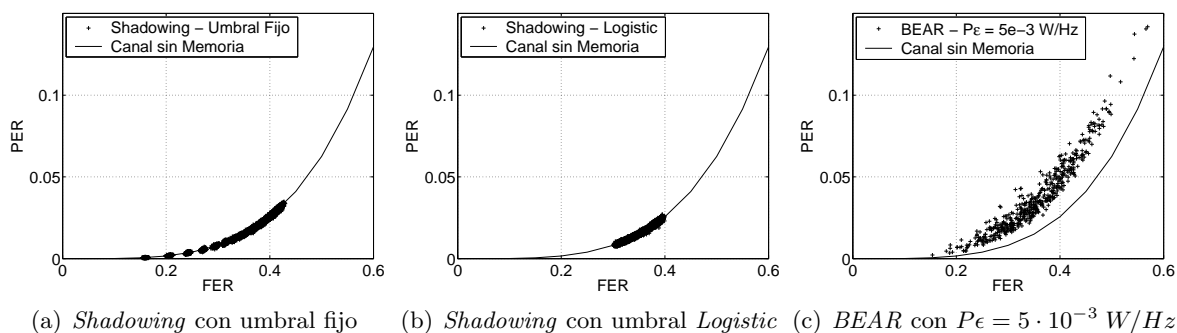


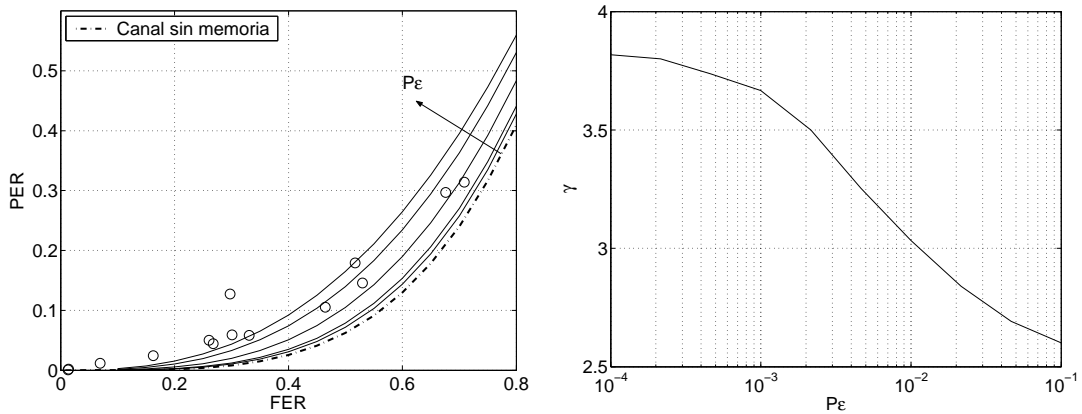
Figura 4.23: Relación entre la PER y la FER para los canales *Shadowing* y *BEAR*

⁵Se han representado los resultados para todas las desviaciones estándar utilizadas como parámetro del modelo.

$$PER = \prod_{i=0}^3 FER_i = \{FER_i \equiv FER \forall i \in [0..3]\} = FER^4 \quad (4.12)$$

De manera genérica, se podría decir que la relación existente entre la PER y la FER se podría expresar como $PER = FER^\gamma$, donde γ da idea de la memoria que el canal presenta (como se ha visto anteriormente, en el caso sin memoria $\gamma = 4$). La Figura 4.24(a) refleja la relación que hay entre ambos parámetros, utilizando diferentes valores para la potencia del ruido blanco que sirve de entrada al modelo *BEAR* (entre 10^{-4} y 10^{-1}). En cada caso se ha determinado la función que mejor ajusta los 500 puntos que se obtuvieron en las simulaciones. Además, la Figura 4.24(b) pone de manifiesto la variación que sigue el parámetro γ frente a P_ϵ . Como se puede ver, a medida se aumenta dicha potencia, el canal presenta un comportamiento con mayor memoria, alejándose de la situación en la que $\gamma = 4$ (sin memoria). Se puede ver, asimismo, que para valores de FER superiores al 30 %, con el rango de potencias utilizadas, se consigue emular lo observado en el escenario real, mientras que en situaciones de menor FER, la PER real es ligeramente peor que la que arrojan las simulaciones, aunque la diferencia es, en todos los casos salvo en uno, prácticamente inapreciable. Por otro lado, la disminución de γ frente a P_ϵ es tendida (con menor pendiente) tanto para valores de potencia menores de $10^{-3} W/Hz$ como cuando esta es mayor de $3 \cdot 10^{-2} W/Hz$, siendo bastante más apreciable entre ambos valores.

Para ahondar aún más en las diferencias existentes entre estas dos aproximaciones (canal con y sin memoria, *BEAR* y *Shadowing*, respectivamente), se ha llevado a cabo un conjunto de simulaciones para determinar, en el modelo que ns incorpora por defecto, cuál debe ser la distancia entre los dos nodos para que la FER tome un valor determinado. La Figura 4.25 muestra la relación existente entre ambos parámetros. Interpolando dicho conjunto de puntos, se puede obtener, de manera sencilla, la distancia a la que habría que separar los dos extremos de un enlace para lograr una FER concreta. A partir de esta información es posible estudiar



(a) Memoria del canal en el modelo *BEAR*. Los círculos representan los valores observados en el canal real.

(b) Relación entre γ y P_ϵ

Figura 4.24: Memoria en el modelo de canal BEAR

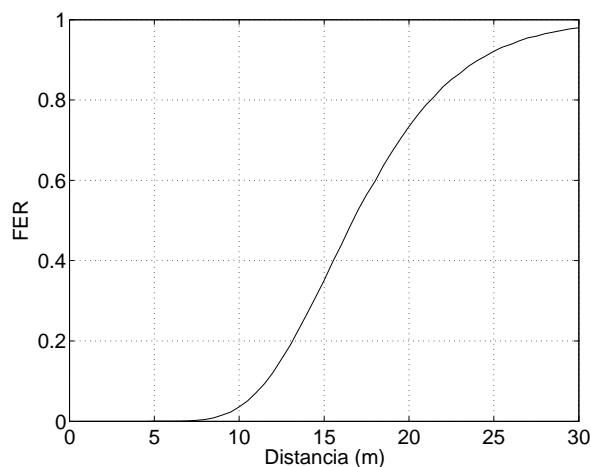


Figura 4.25: Relación entre la FER y la distancia para el canal Shadowing

el efecto que tiene la FER, en el canal sin memoria, sobre cualquiera de los parámetros analizados.

A pesar de la gran diferencia que se vio anteriormente en la relación entre la FER y la PER para estos dos modelos de canal (con la consecuencia de que, para una misma FER, se reciben menos datagramas de información al utilizar *BEAR*), la Figura 4.26 (en la que la potencia del ruido de entrada al filtro AR es de $5 \cdot 10^{-3} W/Hz$) pone de manifiesto que el rendimiento únicamente depende de la FER, y que, a pesar de que la pérdida es menor en el canal sin memoria, el *throughput* es prácticamente idéntico en ambos casos. Hay que tener en cuenta que la relación entre la PER y la FER se sigue correspondiendo con la que se mostró anteriormente (ver Figura 4.23).

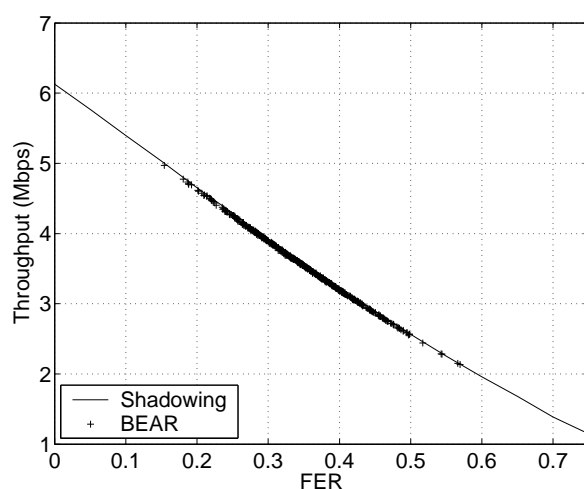
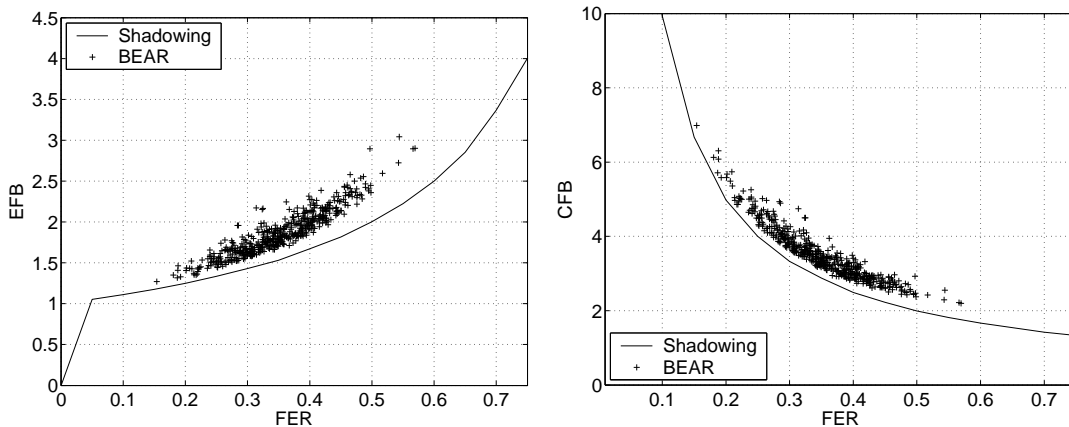


Figura 4.26: Rendimiento UDP en función de la FER para los canales Shadowing ($\sigma = 2.6 dB$) y BEAR ($P\epsilon = 5 \cdot 10^{-3} W/Hz$)

La explicación a este hecho se puede ver en la Figura 4.27, que refleja que la característica a ráfagas del canal *BEAR* se produce tanto en las tramas erróneas como en las correctas, por lo que las longitudes medias de ambos parámetros siempre son mayores que en el canal sin memoria. De esta manera, su efecto se compensa, y el incremento en el retardo que ocasionan las ráfagas erróneas más largas, se contrarresta con la disminución causada por las ráfagas correctas (también con mayor duración que en el canal sin memoria), por lo que el retardo *medio* final, que es el que realmente determina el rendimiento que se alcanza durante la medida, es similar al que se obtiene utilizando *Shadowing*. Una manera alternativa de describir el mismo aspecto es que el retardo entre datagramas consecutivos se mantiene prácticamente constante en el caso del modelo sin memoria, mientras que existe bastante varianza para el canal *BEAR*, como se ha podido comprobar anteriormente, y como también se observó en el escenario real.

Un último aspecto a estudiar es el impacto que la distancia entre los terminales tiene en los diferentes modelos de canal que se están analizando. Hasta este momento, se ha mantenido fija una separación de 15 metros, que es la que existía aproximadamente en el entorno real (*posición mala*) y que, por tanto, se ha empleado para ajustar los parámetros del modelo de canal. En este sentido, es importante volver a destacar que una de los principales inconvenientes que presenta *Gilbert-Elliot* es que su comportamiento no depende, al menos de manera intrínseca, de la distancia que hay entre dos nodos. En contra, tanto en *BEAR* como en el caso de *Shadowing*, sí que existe una relación clara entre la distancia y las prestaciones observadas. Hay que tener en cuenta que la varianza de ruido que sirve como parámetro de entrada al filtro AR en el modelo propuesto podría presentar cierta dependencia con la distancia (como se pone de manifiesto en el Anexo D); sin embargo, con el fin de reducir la complejidad del proceso de configuración, se pretende analizar si, con los valores que se han venido empleando hasta este momento, el comportamiento de *BEAR* sigue siendo válido para diferentes distancias.

En primer lugar, la Figura 4.28 muestra las funciones de probabilidad del rendimiento que se obtiene, tanto con *Shadowing*, con una desviación típica de $\sigma = 2.6$ dB, como con el



(a) EFB media en canales *Shadowing* ($\sigma = 2.6$ dB) y *BEAR* ($P\epsilon = 5 \cdot 10^{-3}$ W/Hz) (b) CFB media en canales *Shadowing* ($\sigma = 2.6$ dB) y *BEAR* ($P\epsilon = 5 \cdot 10^{-3}$ W/Hz)

Figura 4.27: EFB y CFB medias para los canales *Shadowing* y *BEAR*

modelo *BEAR*, $P\epsilon = 5 \cdot 10^{-3} W/Hz$ para cuatro distancias entre transmisor y receptor. Se sigue observando que la variabilidad de los resultados que se obtienen con el primero de ellos sigue siendo muy reducida y, para todas las distancias, el rendimiento se concentra en torno al mismo valor. Sin embargo, las prestaciones de *BEAR* son satisfactorias, ya que se sigue observando cierta variabilidad en los resultados, pero esta se hace más apreciable a medida que la distancia entre los dos nodos aumenta; así, cuando la distancia es de 5 metros, el rendimiento se mantiene bastante constante en torno a los resultados que se obtuvieron con el canal basado en *Shadowing*, reflejando apropiadamente el comportamiento que se obtendría en un entorno real, en esta ocasión libre de errores. Hay que tener en cuenta que el valor de potencia de entrada al filtro AR que se ha empleado es bastante elevado; a pesar de ello, el rendimiento que se obtendría con una separación reducida es predecible. Además, para la distancia de 10 metros, que se podría asemejar a la que se ha denominado *posición media* en el escenario real, el rendimiento se sitúa en el rango de los que se observaron empíricamente. Otro aspecto que se podría destacar es que cuando la distancia es de 20 metros entre los dos nodos, el *throughput* que se obtiene con el modelo basado en *Shadowing* es sensiblemente peor (en término medio) que en *BEAR*; si se pretendieran conseguir prestaciones muy deficientes para distancias elevadas con este último modelo, simplemente se podría anular el orden del filtro AR, aunque los valores que se simularon con la configuración empleada son razonables.

La misma tendencia se observa en la Figura 4.29, que compara las tasas de error a nivel de trama obtenidas; con *Shadowing* no se aprecia ninguna variabilidad en los resultados obtenidos, independientemente de la separación entre los nodos. Sin embargo, con *BEAR*, además de incrementarse el valor de la FER a medida que la separación entre el transmisor y el receptor crece, también se observa que la variabilidad de la misma aumenta paulatinamente. Se observa, asimismo, que las prestaciones del canal, en términos de la FER, son más pesimistas para la propagación *Shadowing* (cuando $d = 20$ metros), situándose en un valor ligeramente superior a 0.7.

Por último, las conclusiones anteriores se pueden extrapolar al caso de la tasa de error a nivel de datagrama (PER), como se ve en la Figura 4.30. El modelo *Shadowing* es claramente

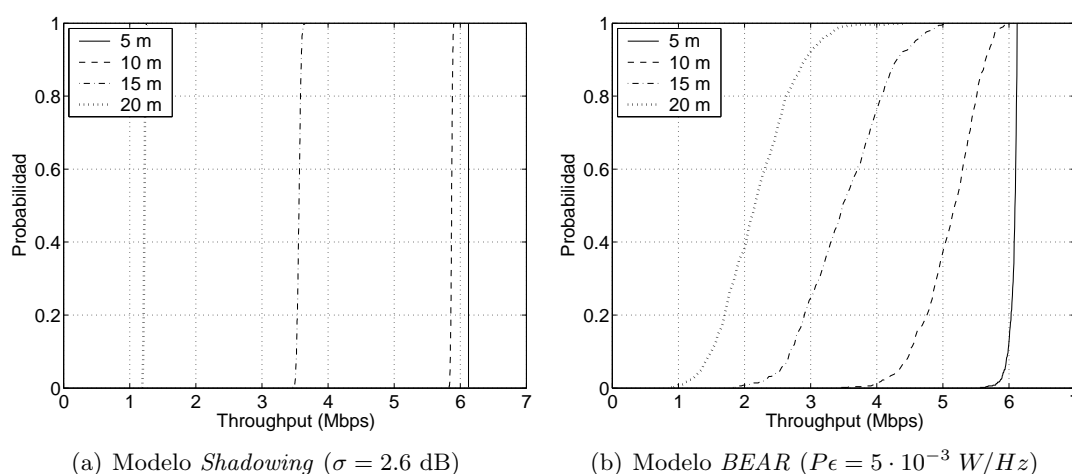


Figura 4.28: Función de probabilidad del rendimiento UDP en función de la distancia

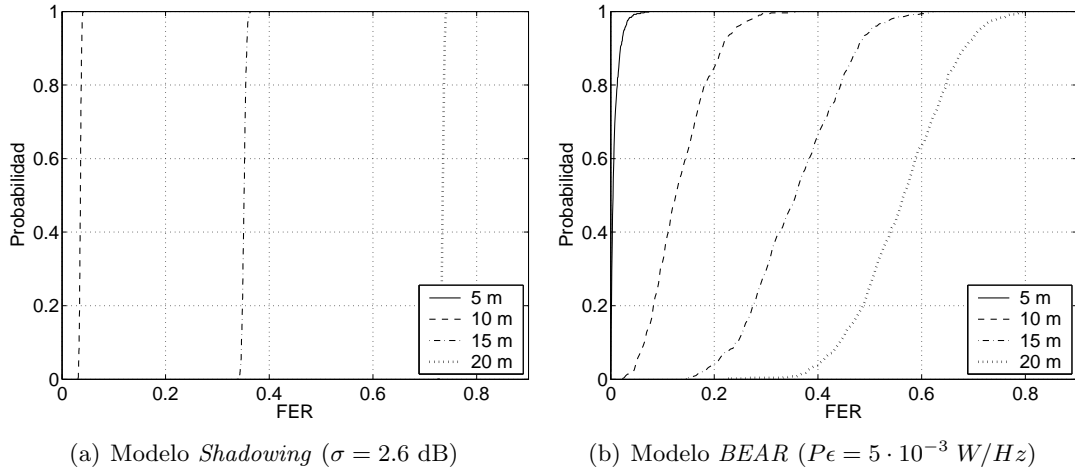


Figura 4.29: Función de probabilidad de la FER en función de la distancia usando tráfico UDP

deficiente, ya que prácticamente para todas las separaciones analizadas, la PER es nula, lo que claramente no refleja el comportamiento real, por ejemplo en las *posiciones media y mala*, como se ha podido ver anteriormente. Sin embargo, y como también sucedió con los dos parámetros previos, la PER obtenida para la distancia más elevada (20 metros), es sensiblemente mayor en el modelo *Shadowing* que en el *BEAR*. De alguna manera, la diferencia tan exagerada existente entre las distancias de 15 y 20 metros es, en el caso del canal sin memoria, una prueba de que no se logra reflejar lo que sucedería en el escenario real.

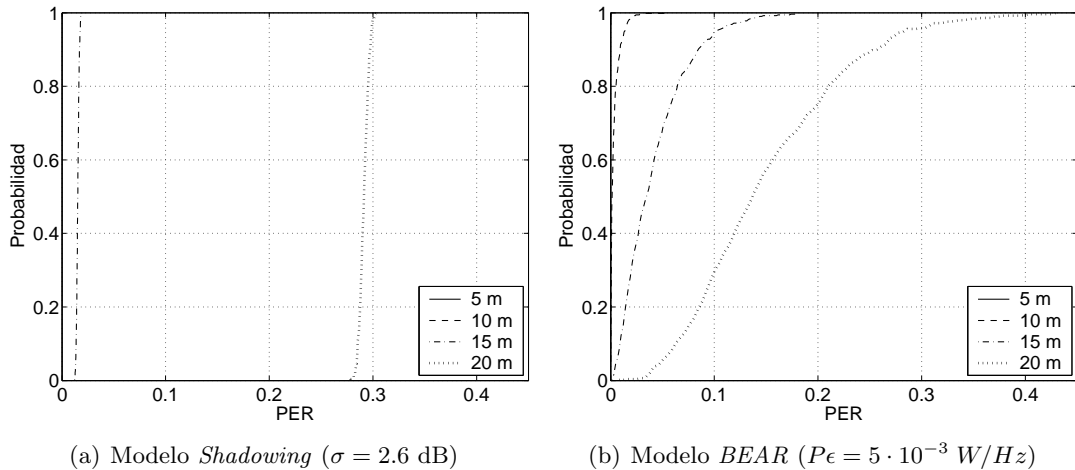


Figura 4.30: Función de probabilidad de la PER en función de la distancia usando tráfico UDP

Análisis basado en TCP

Como se ha comentado previamente, y tal y como puso de manifiesto la caracterización que se llevó a cabo sobre la plataforma real, el análisis a realizar es sensiblemente diferente al emplear este protocolo de transporte. En primer lugar, la evolución temporal de las conexiones TCP, así como el hecho de que exista tráfico en ambos sentidos, hace que la parametrización de los diferentes modelos de canal que se están estudiando se tenga que realizar de una manera más cuidadosa. Así, hay que tener en cuenta la presencia de errores en el sentido de los reconocimientos (para todos los canales de error que se están estudiando) y, por otro lado, también se tiene que considerar la *memoria* o *coherencia* del modelo *BEAR*; esto es, el tiempo en el que se se considera que una muestra de la SNR tiene influencia en las sucesivas tramas recibidas.

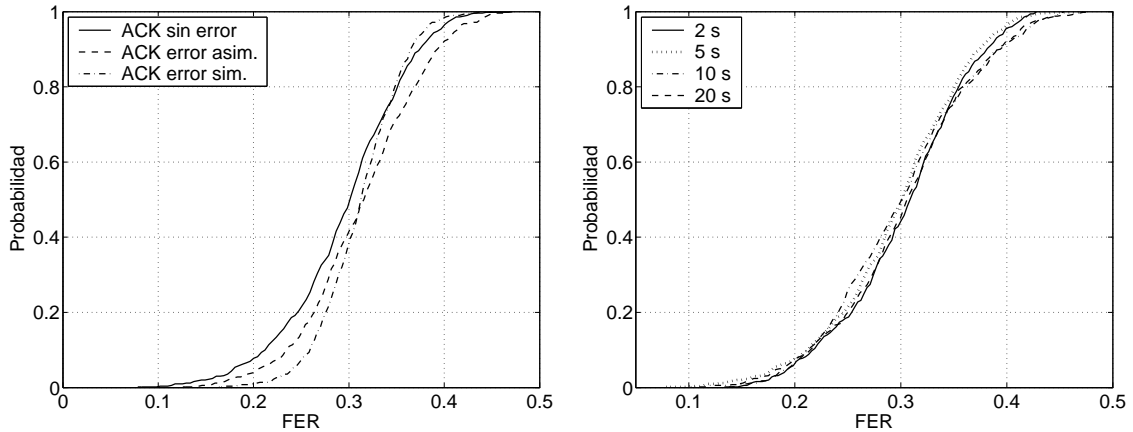
Por otra parte, se tiene que destacar nuevamente que los modelos basados en cadenas de *Markov* no son válidos para el análisis del protocolo TCP, si no se parametrizan utilizando unidades de tiempo, en lugar de emplear tramas, como se hizo en el caso del UDP. Como se ha comentado anteriormente, en el protocolo TCP, las tramas no se transmiten de manera consecutiva, sino que en función de la evolución de la conexión correspondiente, pueden existir intervalos temporales de duración variable entre segmentos consecutivos. Gracias a la caracterización que se ha realizado del comportamiento del canal utilizando el protocolo UDP, se puede determinar la duración media de permanencia en cada uno de los estados (*bueno* y *malo*) de la cadena correspondiente. Teniendo en cuenta las sobrecargas que introducen los diferentes procedimientos del protocolo MAC 802.11 se pueden calcular las duraciones medias (en microsegundos), que se muestran en la Tabla 4.4 (en el Anexo E se describe la manera en la que se calculan dichos tiempos). En el análisis que se realizará a continuación se emplearán algunas de estas combinaciones.

Como se hizo en el caso de UDP, en cada una de las medidas se realizan 500 experimentos independientes, transmitiendo en cada caso un fichero de 10 Mbytes, mediante FTP.

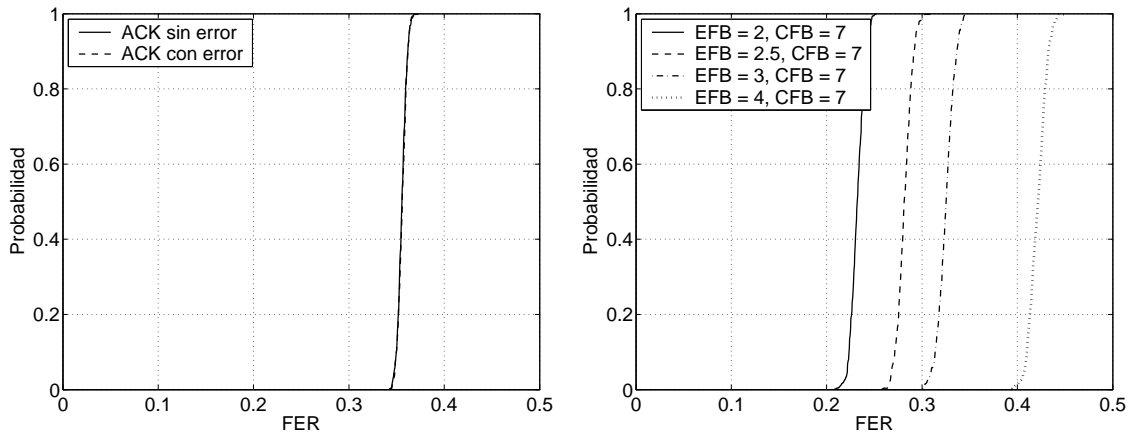
En primer lugar, se analizarán aquellos parámetros que permiten determinar cuál ha sido el comportamiento del canal, en términos de las tasas de error y las longitudes medias de tramas y paquetes erróneos. La Figura 4.31 compara las funciones de probabilidad que se han obtenido para la FER; en este caso, para la misma configuración (potencia de entrada al filtro AR de $5 \cdot 10^{-3} W/Hz$) del canal *BEAR* que en el caso del protocolo UDP, la FER es ligeramente menor (en este caso varía entre el 10 y el 45 %, mientras que anteriormente lo hacía entre el 20 y el 60 %); esto se debe a que, debido a los algoritmos de control de congestión

Tabla 4.4: Duración temporal de las ráfagas medias de tramas correctas e incorrectas, obtenidas con tráfico UDP sobre un canal 802.11b malo

		CFB									
		6		7		8		9		12	
ERFB	2	11406 / 4122	13306 / 4122	15207 / 4122	17108 / 4122	22811 / 4122					
	2.5	11406 / 5553	13306 / 5553	15207 / 5553	17108 / 5553	22811 / 5553					
	3	11406 / 6983	13306 / 6983	15207 / 6983	17108 / 6983	22811 / 6983					
	4	11406 / 11124	13306 / 11124	15207 / 11124	17108 / 11124	22811 / 11124					
	6	11406 / 15246	13306 / 15246	15207 / 15246	17108 / 15246	22811 / 15246					



(a) Modelo *BEAR* con $P\epsilon = 5 \cdot 10^{-3} W/Hz$ y tiempo de coherencia de 5 s (b) Modelo *BEAR* con $P\epsilon = 5 \cdot 10^{-3} W/Hz$ y sin errores en el sentido de los reconocimientos TCP



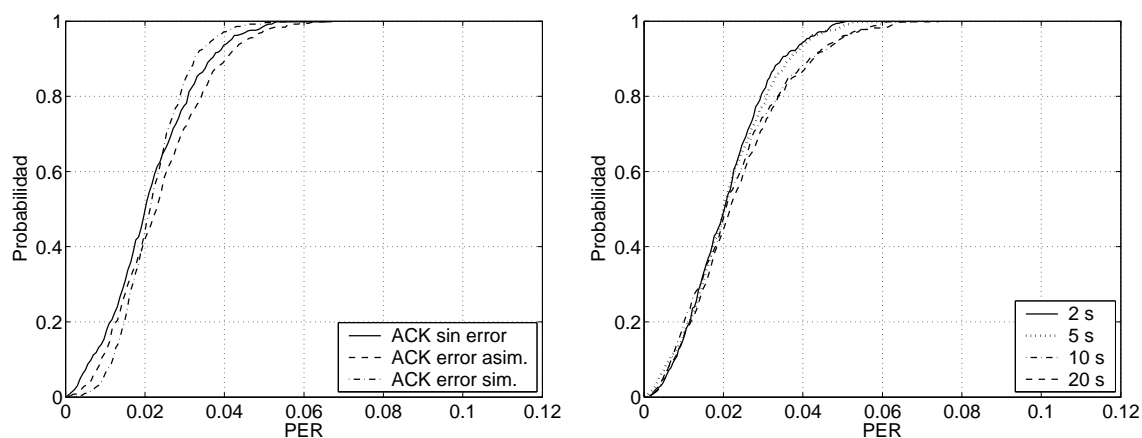
(c) Modelo *Shadowing* con $\sigma = 2.6$ dB (d) Modelo *Markov* sin errores en el sentido de los reconocimientos TCP

Figura 4.31: Comparación de la FER obtenida utilizando tráfico TCP para los diferentes modelos de canal

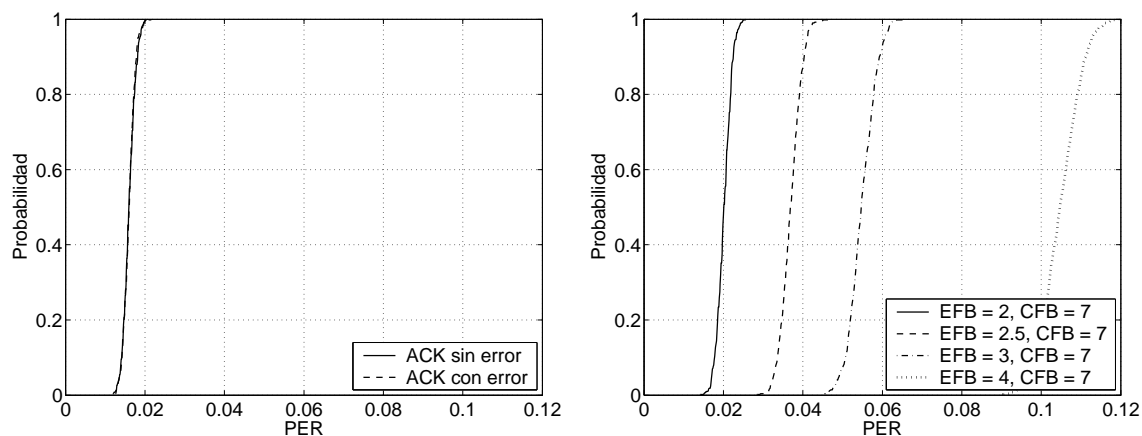
empleados por TCP, tras detectar una situación hostil en el canal radio, la entidad TCP en el transmisor reduce la tasa de generación de segmentos, lo que se traduce en la reducción de la FER. Sin embargo, teniendo en cuenta que el modelo de propagación *Shadowing* no introduce ninguna memoria en el comportamiento del canal, la FER que se obtiene, utilizando la misma configuración ($\sigma = 2.6$ dB) que con el protocolo UDP, es prácticamente idéntica a la observada anteriormente. Se comprueba, además, que únicamente el modelo *BEAR* es capaz de reflejar la gran variabilidad que se ha visto en el canal real, ya que en las otras dos aproximaciones (*Shadowing* y *Markov*), y para una instancia concreta del modelo correspondiente, la FER está en un rango bastante más limitado. Por último, se aprecia que ni la presencia de errores en el sentido de los reconocimientos, ni el tiempo de coherencia que se aplica al canal *BEAR* tienen una gran influencia en la FER.

La Figura 4.32 muestra las funciones de probabilidad para las tasas de error de paquete

(PER); en general se observa que las mismas consideraciones que se han hecho anteriormente para la FER se siguen cumpliendo en este caso. De nuevo, se comprueba que el único modelo que es capaz de reflejar la variabilidad que caracteriza el canal real es *BEAR*; además se sigue cumpliendo que las tasas medidas en este caso vuelven a ser sensiblemente menores a las que se observaron (para la misma configuración) en el caso del protocolo UDP, ya que, como se ha dicho anteriormente, TCP reduce la tasa de generación de segmentos cuando se producen errores en la transmisión, lo que tiene como consecuencia la disminución del número de paquetes perdidos; es este sentido, se observa que, mientras que en el caso del protocolo UDP la PER se situaba entre el 0 y el 15 %, ahora se llega únicamente hasta el 6 %. Esta reducción tan relevante, que también se observó en el escenario real, no se produce, por ejemplo, al emplear el modelo *Shadowing*, ya que carece de ninguna memoria. Por último, se sigue viendo que la presencia de errores en el sentido de los reconocimientos TCP sigue sin



(a) Modelo *BEAR* con $P\epsilon = 5 \cdot 10^{-3} W/Hz$ y tiempo de coherencia de 5 s (b) Modelo *BEAR* con $P\epsilon = 5 \cdot 10^{-3} W/Hz$ y sin errores en el sentido de los reconocimientos TCP



(c) Modelo *Shadowing* con $\sigma = 2.6$ dB (d) Modelo *Markov* sin errores en el sentido de los reconocimientos TCP

Figura 4.32: Comparación de la PER obtenida utilizando tráfico TCP para los diferentes modelos de canal

Capítulo 4. Múltiples interfaces y modelo de canal a ráfagas en *ns*

tener ninguna influencia apreciable en la PER observada, mientras que sí que parece que hay cierta dependencia con la coherencia del modelo *BEAR*, y cuanto mayor sea ésta, la PER simulada es más elevada; en cualquier caso, la diferencia sigue siendo poco relevante.

El último de los parámetros propios del canal que se analizará es el de la longitud media de las tramas erróneas, cuyas funciones de probabilidad, para los diferentes modelos, se pueden ver en la Figura 4.33. Los resultados que se obtienen no hacen más que ratificar las conclusiones que se extrajeron previamente a la vista de las tasas de error de tramas y paquetes. Se vuelve a conseguir la variabilidad pretendida únicamente con el modelo *BEAR*, en el que se observa, además, una reducción relevante frente al uso de tráfico UDP (en el que la ráfaga media llegaba a ser de hasta 3 tramas, por las 2.1 que se han observado para TCP). Sin embargo, en alguna de las medidas realizadas sobre el escenario real se obtuvieron ráfagas medias ligeramente mayores. Como se vio al analizar el comportamiento del protocolo UDP, *BEAR* no es capaz

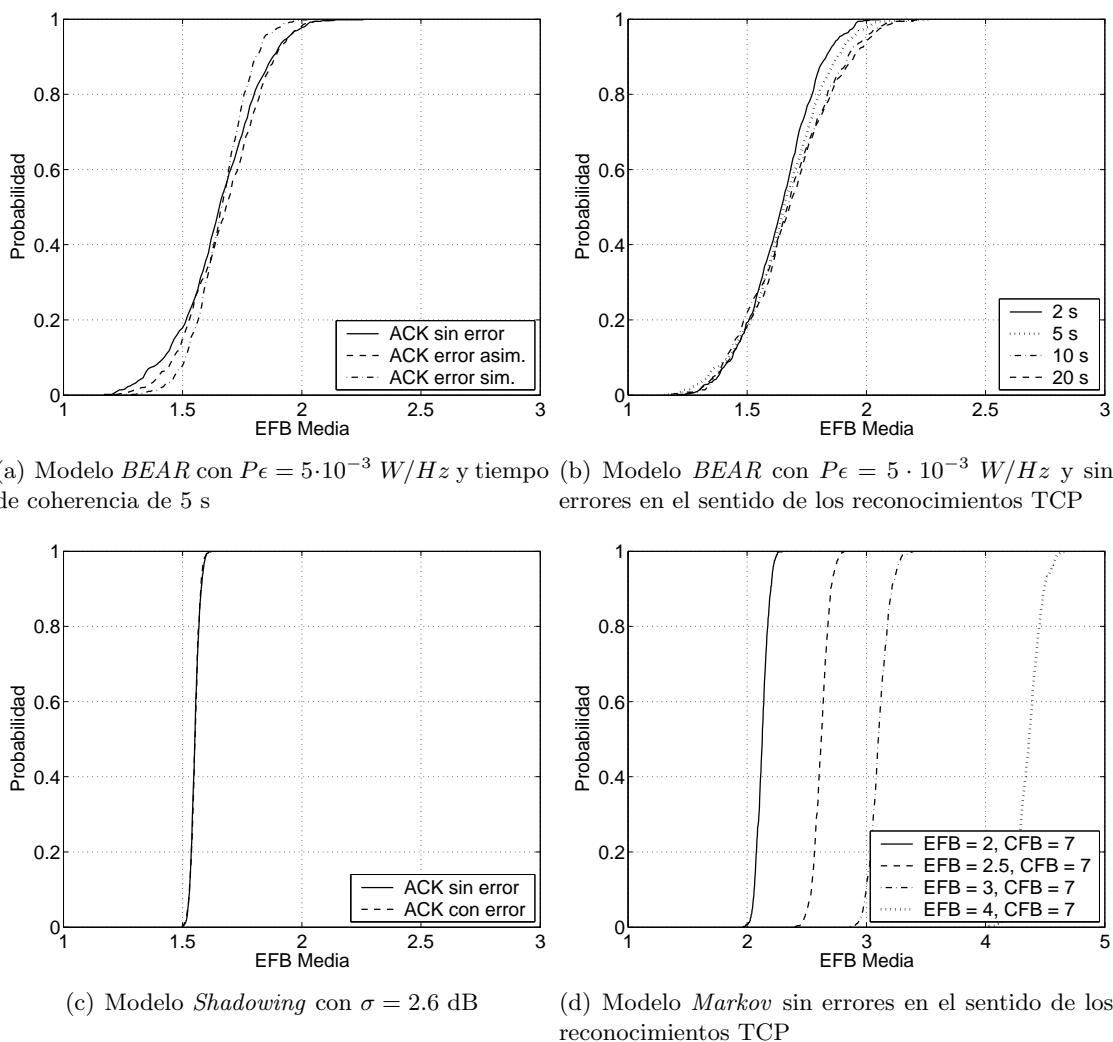


Figura 4.33: Comparación de la EFB media obtenida utilizando tráfico TCP para los diferentes modelos de canal

de modelar situaciones hostiles puntuales de duración elevada, que son las que, en las medidas empíricas, incrementan el promedio correspondiente. En el caso del canal basado en *Markov* se comprueba que la longitud de ráfagas media es similar al valor que se utilizó para parametrizar el modelo, lo que demuestra que la configuración basada en unidades temporales es correcta, pues si se hubiera hecho en tramas, seguramente no se habrían obtenido los mismos valores.

A continuación, se analizarán algunos de los parámetros que permiten caracterizar la evolución que ha seguido una conexión TCP. En primer lugar, la Figura 4.34 muestra las funciones de probabilidad para el rendimiento (o *throughput*) que se han obtenido con los diferentes modelos de canal estudiados. El primer hecho que debe llamar la atención es que, nuevamente, ninguno de los modelos de canal *tradicionales* (aquellos que el simulador incorpora por defecto) es capaz de reflejar la gran variabilidad que se puso de manifiesto en el escenario real. Sin embargo, se puede ver que con el modelo *BEAR* el rendimiento se sitúa entre 0.5 y algo más de 4 Mbps, con lo que se cubre prácticamente todo el rango observado

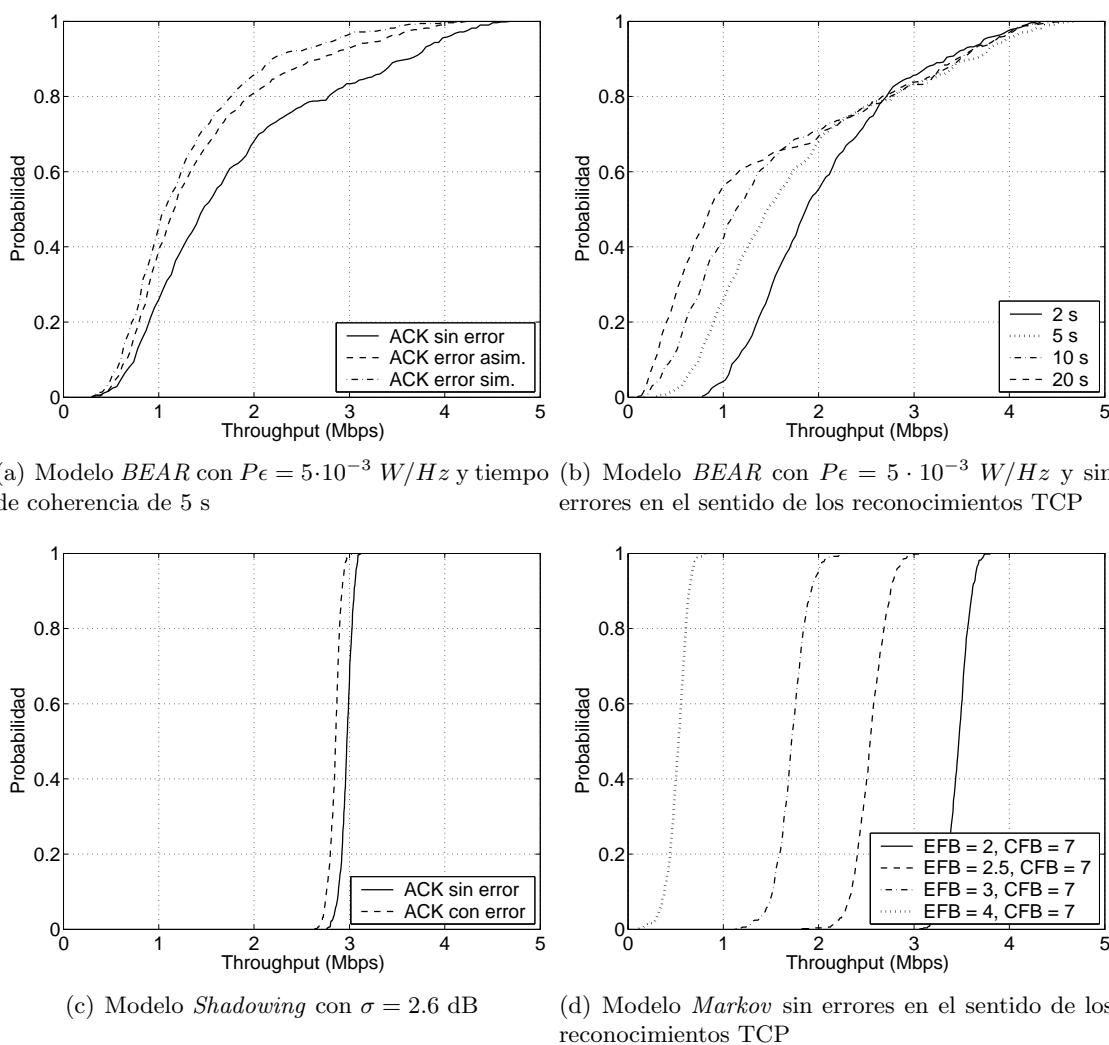


Figura 4.34: Comparación del rendimiento TCP para los diferentes modelos de canal

sobre el canal real. Otro aspecto que se puede derivar a la vista de las funciones de probabilidad es que, en este caso, sí que existe una dependencia del comportamiento del modelo *BEAR* con la configuración que se emplee en cada ocasión; así, por ejemplo, se ve que el rendimiento, al incorporar errores en el sentido de los reconocimientos TCP, se reduce sensiblemente, y que cuando los errores en los reconocimientos presentan cierta correlación con los de los segmentos de datos la disminución es algo mayor. Además, la coherencia del canal influye en el rendimiento obtenido ya que, cuanto mayor sea la *memoria* que se aplica en *BEAR*, menor es el *throughput* TCP (hay una relación muy clara entre el tiempo de coherencia y los periodos de inactividad, que es uno de los aspectos que en mayor medida perjudica el comportamiento de TCP).

La Figura 4.35 muestra las funciones de probabilidad que se obtuvieron, para los tres modelos de canal que se están comparando, para los triple ACKs (3ACKs) que se reciben en

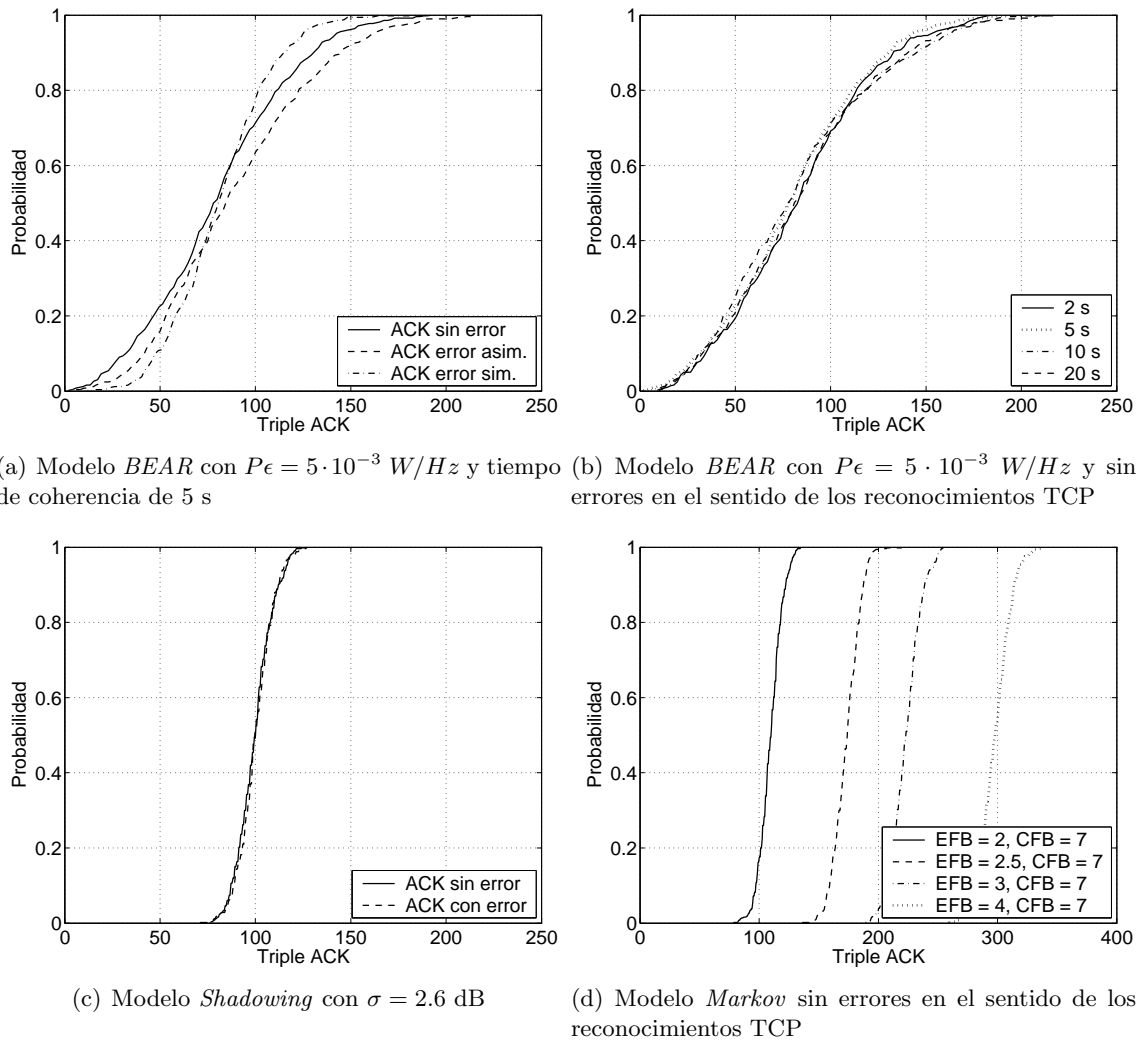
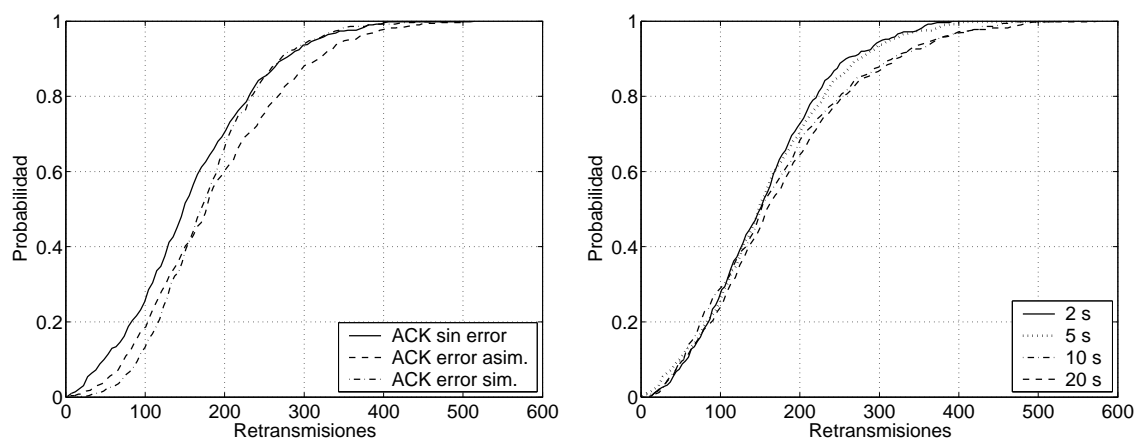


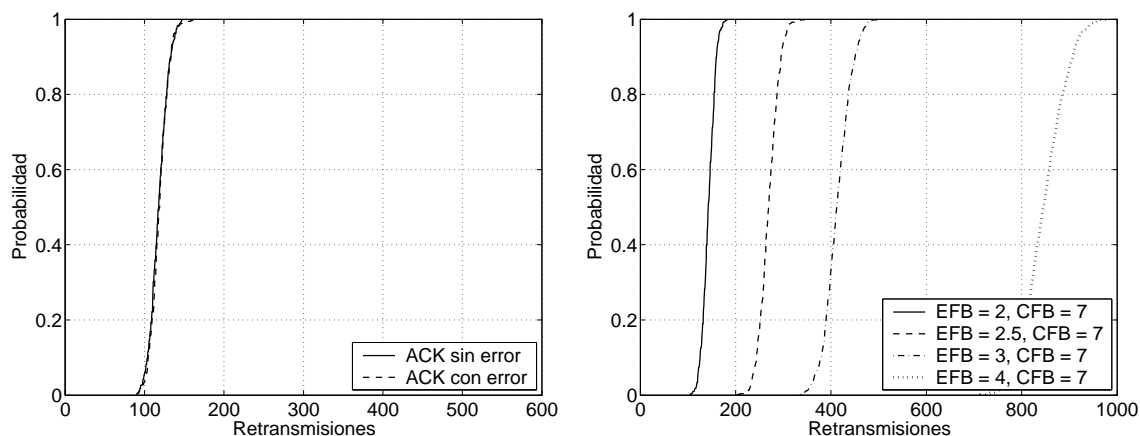
Figura 4.35: Comparación del número de Triple ACKs recibidos para los diferentes modelos de canal

el transmisor TCP. Como sucedía en el caso del parámetro anterior, se sigue observando que ni *Shadowing* ni *Markov* son capaces de reflejar la gran variabilidad que se observó en el canal real (ver Tabla 4.3), mientras que con el modelo propuesto se obtienen valores en un rango que va entre 10 y prácticamente 200 3ACKs, cubriendo los valores medidos empíricamente. Además, y en contra de lo que se vio anteriormente para el *throughput*, esta vez no hay un efecto claro de la configuración de *BEAR* (ni en la presencia de errores en el sentido de los reconocimientos, ni en la coherencia del canal) en el número de 3ACKs que se obtuvieron al hacer uso de este modelo.

Es interesante comparar los resultados que se han analizado anteriormente, para los triple ACKs que se observan en cada conexión, con las retransmisiones que el transmisor TCP realiza. Según el procedimiento *Fast Retransmit*, cada vez que se recibe un 3ACK, se procede a la retransmisión inmediata de un segmento. Como se puede ver en la Figura 4.36, en el caso



(a) Modelo *BEAR* con $P\epsilon = 5 \cdot 10^{-3} W/Hz$ y tiempo de coherencia de 5 s (b) Modelo *BEAR* con $P\epsilon = 5 \cdot 10^{-3} W/Hz$ y sin errores en el sentido de los reconocimientos TCP



(c) Modelo *Shadowing* con $\sigma = 2.6$ dB (d) Modelo *Markov* sin errores en el sentido de los reconocimientos TCP

Figura 4.36: Comparación de las retransmisiones TCP realizadas con los diferentes modelos de canal

del canal basado en *Shadowing*, las retransmisiones coinciden prácticamente con los triple ACKs recibidos, mientras que en los otros dos modelos, la cantidad de segmentos retransmitidos por parte del transmisor TCP es sensiblemente mayor al número de 3ACKs recibidos; la consecuencia que se deriva es que en estos dos modelos de canal se produce un número relevante de retransmisiones disparadas por otro motivo (la expiración del temporizador RTO), lo que suele llevar asociado un incremento importante del tiempo de inactividad y, consecuentemente, una penalización en el rendimiento de la conexión. Sin embargo, y como ya sucedía con el resto de parámetros analizados anteriormente, sólo el modelo *BEAR* es capaz de modelar la gran variabilidad que, también en este parámetro, se observó sobre el escenario real; además, tampoco se observa en este caso una influencia apreciable de la configuración del modelo sobre las retransmisiones que el transmisor TCP necesita realizar.

Finalmente, la Figura 4.37 analiza el que posiblemente sea el parámetro que, en mayor

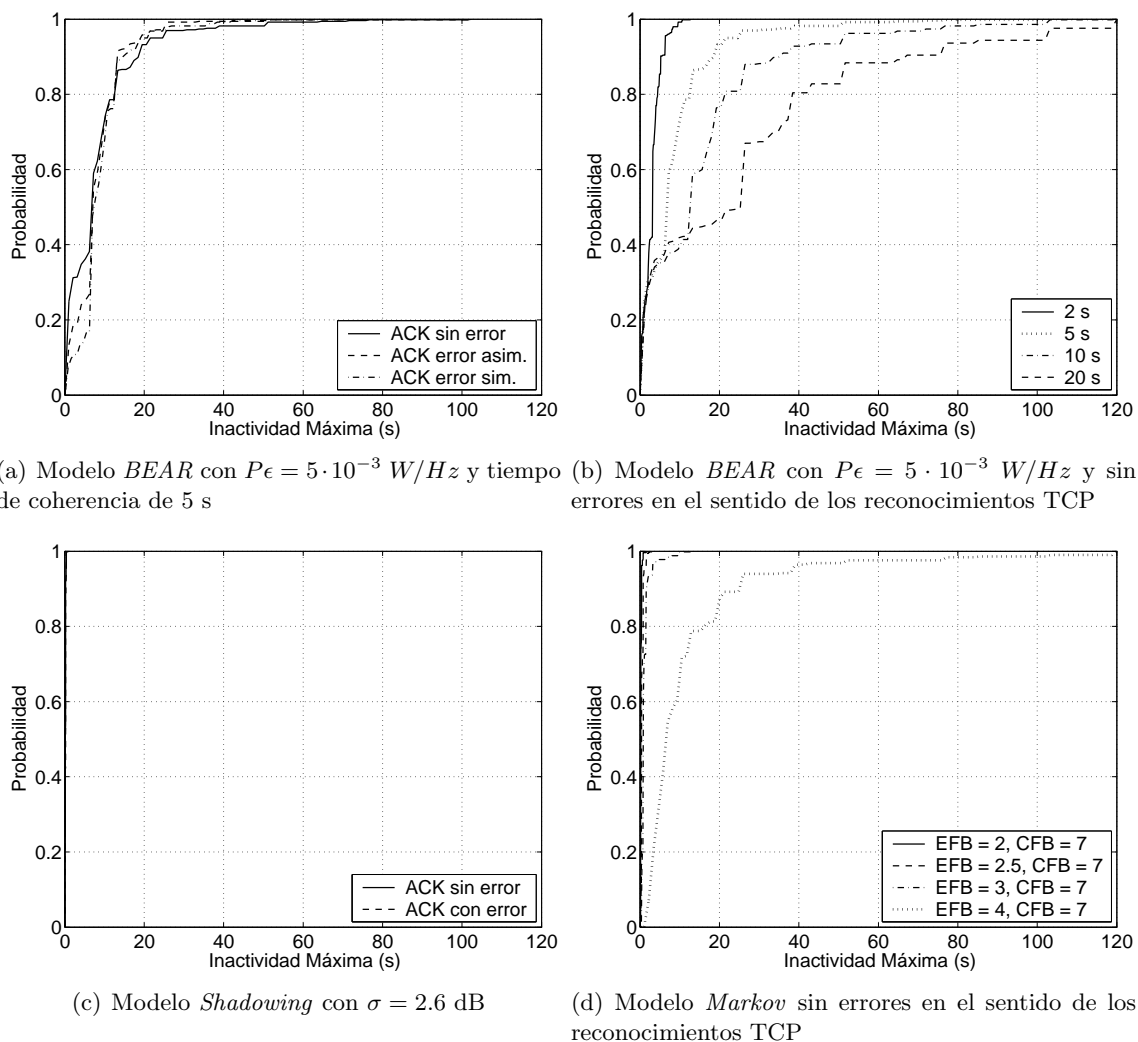
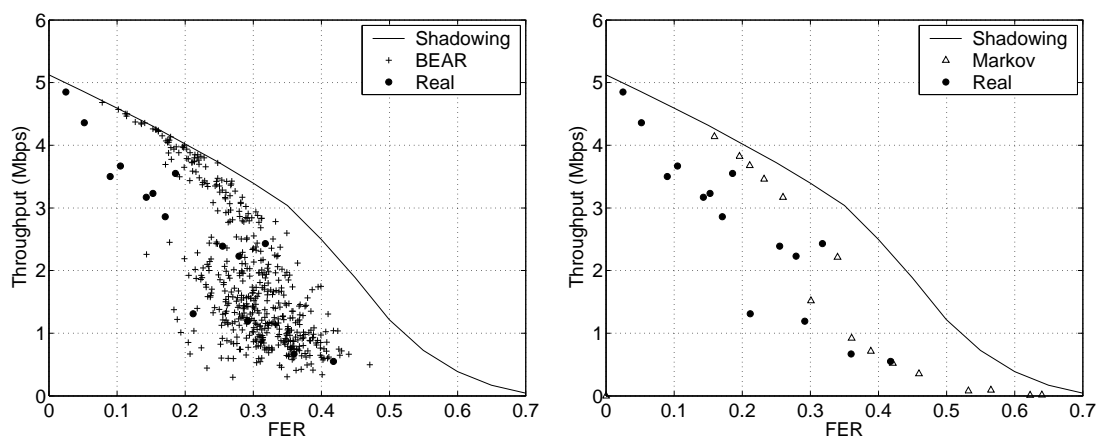


Figura 4.37: Comparación del periodo máximo de inactividad de las conexiones TCP para los diferentes modelos de canal

medida, afecte al rendimiento de las conexiones TCP, tal y como se ha descrito al analizar las medidas en un canal real. Los resultados no hacen más que confirmar las conclusiones a las que se habían llegado con anterioridad, al estudiar el resto de métricas que se han presentado. Así, por ejemplo, el modelo de canal basado en *Shadowing* no es capaz de reflejar periodos de inactividad mayores de 1 segundo, muy por debajo de los valores que se observaron empíricamente. Por su parte, *BEAR* sí que refleja, de nuevo, un comportamiento más acorde a la realidad y, en esta ocasión, con una influencia clara del tiempo de coherencia, como podía esperarse y como se vio cuando se analizó el rendimiento obtenido en las conexiones TCP⁶; sin embargo, la influencia de la presencia de errores en el sentido de los reconocimientos vuelve a ser prácticamente inapreciable. Por su parte, es interesante destacar en esta ocasión los resultados que se obtuvieron con el modelo *Markov*, ya que a pesar de presentar tiempos de inactividad sensiblemente menores a los de *BEAR*, el rendimiento, en varias de las configuraciones empleadas, se situaba en el orden de los valores reales medios, mostrando una variabilidad prácticamente inexistente, como ya se ha destacado previamente.

De la misma manera que se hizo para el caso del protocolo UDP, se analizarán a continuación, de manera más exhaustiva, cuáles son las diferencias más significativas (en lo que se refiere al comportamiento del protocolo TCP) entre los diferentes modelos de canal que se han utilizado, comparándolos con los resultados que se obtuvieron en el escenario real sobre el que se desarrolló la campaña de medidas descrita anteriormente. Nuevamente, se utiliza el modelo de propagación *Shadowing*, o lo que es lo mismo, un canal sin memoria, con objeto de poder estudiar los resultados obtenidos bajo ciertas condiciones concretas de tasas de error, para lo que se utilizó la relación existente entre la FER y la distancia para este modelo de propagación (ver Figura 4.25). Primeramente, se muestra cuál es el efecto de la tasa de error a nivel de trama en el rendimiento que se alcanza en la conexión TCP; la Figura 4.38 compara



(a) Modelos *BEAR* con $P\epsilon = 5 \cdot 10^{-3} W/Hz$ y (b) Modelos *Shadowing*, *Markov* con diferentes tiempo de coherencia de 5 s, *Shadowing* (en ambos configuraciones (en ambos casos sin errores en el sentido de los reconocimientos TCP), y resultados empíricos

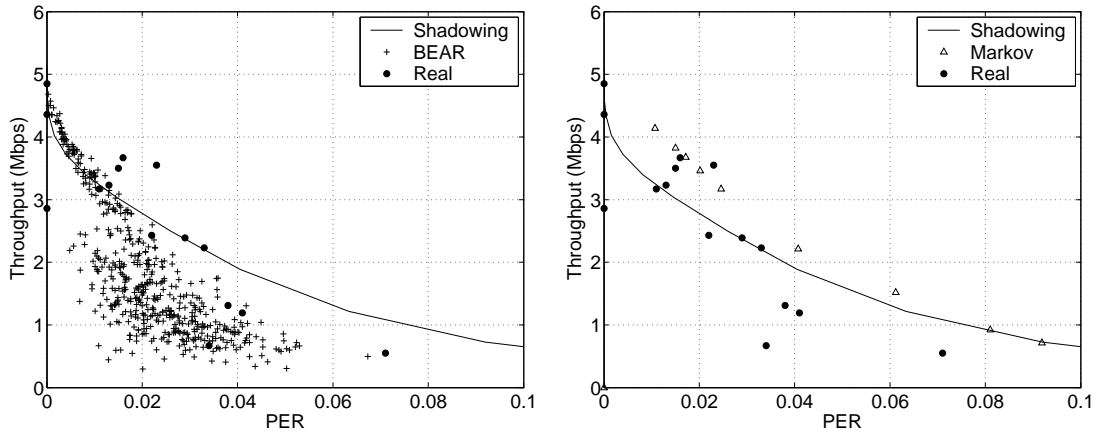
Figura 4.38: Rendimiento TCP en función de la FER para diferentes modelos de canal

⁶Se ve que el valor del tiempo de coherencia que ofrece unos resultados más cercanos a los observados sobre el canal real es el de 5 segundos, por lo que se ha utilizado, por defecto, para el resto de medidas.

los resultados que se obtuvieron con *Shadowing* ($\sigma = 2.6$ dB), para varios valores de FER, con *BEAR*, para una potencia de ruido en el filtro AR de $5 \cdot 10^{-3}$ W/Hz, con *Markov*, para diversas configuraciones (longitudes de estancia en cada uno de los estados) y, finalmente, con los resultados observados en el canal real. Es importante destacar que, mientras que en los canales basados en *Shadowing* y en *Markov*, cada uno de los puntos representa el promedio de un conjunto de 500 medidas independientes (ya se ha visto anteriormente que la varianza en estos casos es muy reducida), todos los valores que se representan en el caso del canal *BEAR* se corresponden con una única configuración del mismo, poniendo de manifiesto una vez más la gran variabilidad que se puede conseguir con este modelo. En primer lugar, se puede destacar que, nuevamente, el comportamiento que se obtendría con el canal sin memoria marca una cota superior, ya que en ningún caso, las prestaciones obtenidas con los otros modelos (incluyendo las medidas reales) se sitúan por encima del mismo. Se ve, además, que para valores de FER menores del 10 %, el comportamiento de *BEAR* se acerca bastante a esta cota superior, siendo precisamente en estos puntos donde mayor diferencia se produce con los valores obtenidos en el canal real. Para tasas de error de trama mayores, y gracias a su gran variabilidad, el modelo *BEAR* es capaz de reflejar comportamientos similares a los que se obtuvieron en la realidad; además, cuando la FER crece, la diferencia con el canal *Shadowing* se hace más apreciable, ya que las ráfagas que se producirían son sensiblemente mayores, lo que, como se ha podido comprobar, tiene un efecto muy negativo en el rendimiento del protocolo TCP. Por su parte, se ve que el modelo basado en *Markov* presenta dos comportamientos claramente diferenciados, que en ningún caso se ajustan a lo observado sobre un escenario real. Para tasas de error de trama menores del 25 %, su comportamiento es bastante cercano al que se obtendría en un canal sin memoria, mientras que para FER mayores, el rendimiento que se obtiene cae de manera drástica. Recordar de nuevo que, aunque fuera posible ajustar los parámetros del mismo para reflejar cada una de las caracterizaciones puntuales del canal real, el rendimiento, a partir de ese momento, sería muy predecible en torno a dicho valor, lo que no refleja, de manera fidedigna, la gran variabilidad observada empíricamente.

Aunque pudiera parecer que el canal sin memoria siempre proporciona una cota superior para el rendimiento que se podría obtener con el protocolo TCP, la Figura 4.39, que compara el *throughput* con la tasa de error a nivel de paquete, pone de manifiesto que, bajo ciertas condiciones, el comportamiento de otros modelos, e incluso el de las medidas empíricas es mejor que el que observado con *Shadowing*. De alguna manera esto vuelve a reflejar la relevancia de las ráfagas de errores sobre las prestaciones del TCP. Sin embargo, se produce un hecho muy relevante, y es que mientras que para PER mayores del 1 %, el rendimiento que se obtendría al utilizar el modelo *BEAR* siempre se sitúa por debajo de la cota marcada por el canal sin memoria, se comprueba que para *Markov* ocurre al contrario, y el rendimiento TCP siempre se sitúa por encima de dicho límite. Este comportamiento para PER menores del 2 % posiblemente se podría ajustar más a la realidad, aunque a medida que la PER crece, las diferencias con los resultados empíricos son relevantes; se vuelve a demostrar, por tanto, que el modelo que mejor refleja el comportamiento real es nuevamente el propuesto en este trabajo.

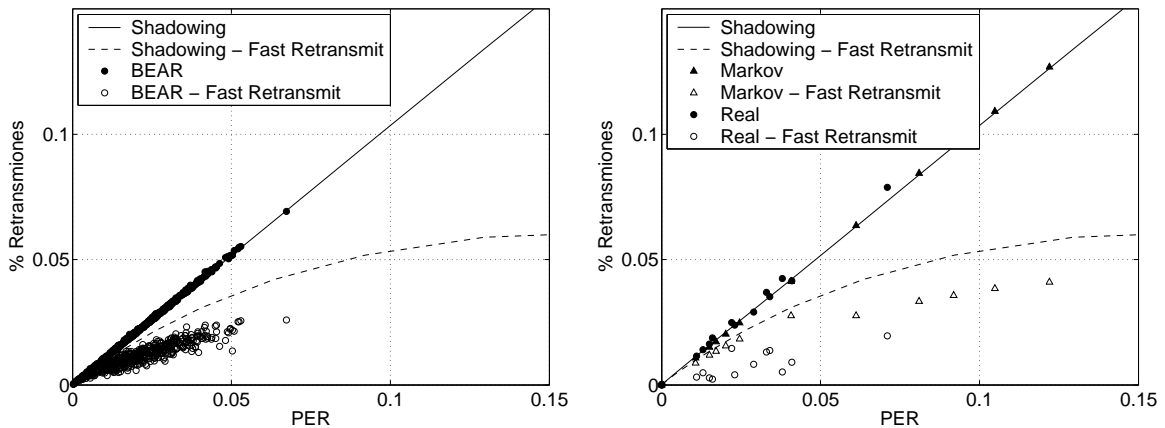
Dos de los elementos que mayor influencia tienen sobre el rendimiento observado en la conexión TCP son, a la vista de los resultados que se han analizado hasta este momento, las retransmisiones que el transmisor tiene que realizar, y los periodos de inactividad en los que se incurre. De alguna manera, ambos parámetros están relacionados entre sí, ya que algunas de las retransmisiones se realizan (procedimiento *Fast Retransmit*) tras la recepción



(a) Modelos *BEAR* con $P\epsilon = 5 \cdot 10^{-3} W/Hz$ y (b) Modelos *Shading*, *Markov* con diferentes tiempo de coherencia de 5 s, *Shading* (en ambos figuraciones (en ambos casos sin errores en el sentido de los reconocimientos TCP), y resultados empíricos

Figura 4.39: Rendimiento TCP en función de la PER para diferentes modelos de canal

de un triple ACK, mientras que otras son consecuencia de la expiración de un temporizador en el transmisor TCP (RTO), por lo que tienen una influencia directa sobre los periodos de inactividad. La Figura 4.40 representa el porcentaje de retransmisiones que se producen frente a la tasa de error de paquete, para los diferentes modelos de canal que se han analizado y para las medidas empíricas. Además, también se representan las que son consecuencia de la recepción de un triple ACK. En primer lugar, se comprueba que, en todos los casos, las

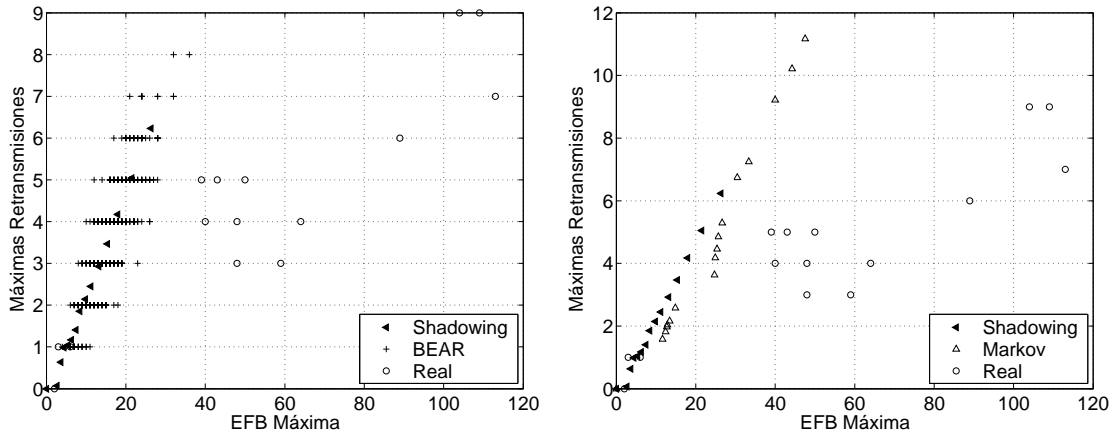


(a) Modelos *BEAR* con $P\epsilon = 5 \cdot 10^{-3} W/Hz$ y tiempo de coherencia de 5 s y *Shading* (en ambos casos sin errores en el sentido de los reconocimientos TCP) (b) Modelos *Shading*, *Markov* con diferentes configuraciones (en ambos casos sin errores en el sentido de los reconocimientos TCP), y resultados empíricos

Figura 4.40: Porcentaje de retransmisiones total y disparadas por Fast Retrasnmit para diferentes modelos de canal

retransmisiones TCP se emplean para subsanar el efecto de las datagramas IP que se habían perdido previamente, por lo que, en porcentaje, prácticamente coinciden con la PER para todos los casos. Por su parte, se pone de manifiesto que la importancia de las retransmisiones disparadas por *Fast Retransmit* es sensiblemente mayor para el canal *Shadowing*, por lo que en este caso se producirían menos retransmisiones disparadas por expiración del temporizador RTO, lo que se traduce en la menor inactividad que, como se ha visto previamente, se observa en este modelo de canal. Por otro lado, el peso de las retransmisiones disparadas por *Fast Retransmit* es inferior en las medidas reales o, lo que es equivalente, las retransmisiones por expiración del RTO tienen una influencia sensiblemente mayor. Este aspecto vuelve a ser modelado correctamente por el modelo *BEAR*, mientras que ni *Shadowing*, como ya se ha analizado, ni *Markov* (principalmente para valores de PER menores del 5%), son capaces de reflejar este comportamiento.

Como se puede ver en la Figura 4.41, hay un aspecto que, en el caso del protocolo TCP, ninguno de los canales estudiados es capaz de emular de manera fidedigna, como es la longitud de ráfaga máxima de tramas erróneas y, por tanto, la influencia de este parámetro en el número máximo de veces que el mismo segmento TCP se tiene que retransmitir. Los valores que se observan para este último parámetro sí que son similares (especialmente en *BEAR*) a los que se midieron sobre el canal real y, además, las ráfagas de tramas erróneas que se han obtenido en las simulaciones serían teóricamente suficientes para justificarlos, aunque son sensiblemente menores que las observadas en el escenario real. Ya se vio anteriormente, durante el análisis realizado con el protocolo UDP, que hay situaciones en las que *BEAR* no es capaz de reflejar situaciones de elevada PER para valores de FER no muy relevantes, pues logra simular la estancia en un estado hostil del canal durante un tiempo apreciable (o, lo que es lo mismo, longitudes grandes de ráfagas de tramas erróneas), lo que puede explicar esta diferencia que, por otro lado, no tiene una gran influencia en el resto de parámetros



(a) Modelos *BEAR* con $P\epsilon = 5 \cdot 10^{-3} W/Hz$ y tiempo de coherencia de 5 s, *Shadowing* (en ambos casos sin errores en el sentido de los reconocimientos de los reconocimientos TCP), y resultados empíricos

(b) Modelos *Shadowing*, *Markov* con diferentes configuraciones (en ambos casos sin errores en el sentido de los reconocimientos de los reconocimientos TCP), y resultados empíricos

Figura 4.41: *Retransmisiones máximas del mismo segmento frente a la EFB máxima para diferentes modelos de canal*

estudiados, principalmente en el rendimiento.

Una prueba muy significativa de la variabilidad que ofrece el modelo *BEAR*, contrastándola con los resultados que se obtendrían con otras alternativas más tradicionales, es el análisis del comportamiento puntual de alguno de los experimentos realizados. Así, la Figura 4.42 muestra la evolución temporal, representando el número de secuencia frente al tiempo, así como la estima del RTT, de dos conexiones TCP que se han realizado utilizando el canal *Shadowing*, utilizando la misma configuración que la empleada previamente (esto es, nodos separados 15 metros, una desviación típica de 2.6 dB en la SNR y sin errores en el sentido de los reconocimientos TCP). Se han seleccionado, entre los 500 experimentos individuales, dos en los que se observaron rendimientos alto y bajo. Así, es fácil percatarse de nuevo de la escasa variabilidad que se puede alcanza con este modelo, poniéndose de manifiesto además la prácticamente inexistente semejanza con los resultados que se obtuvieron empíricamente. La característica más relevante de este tipo de canal es que no tiene memoria y que, por

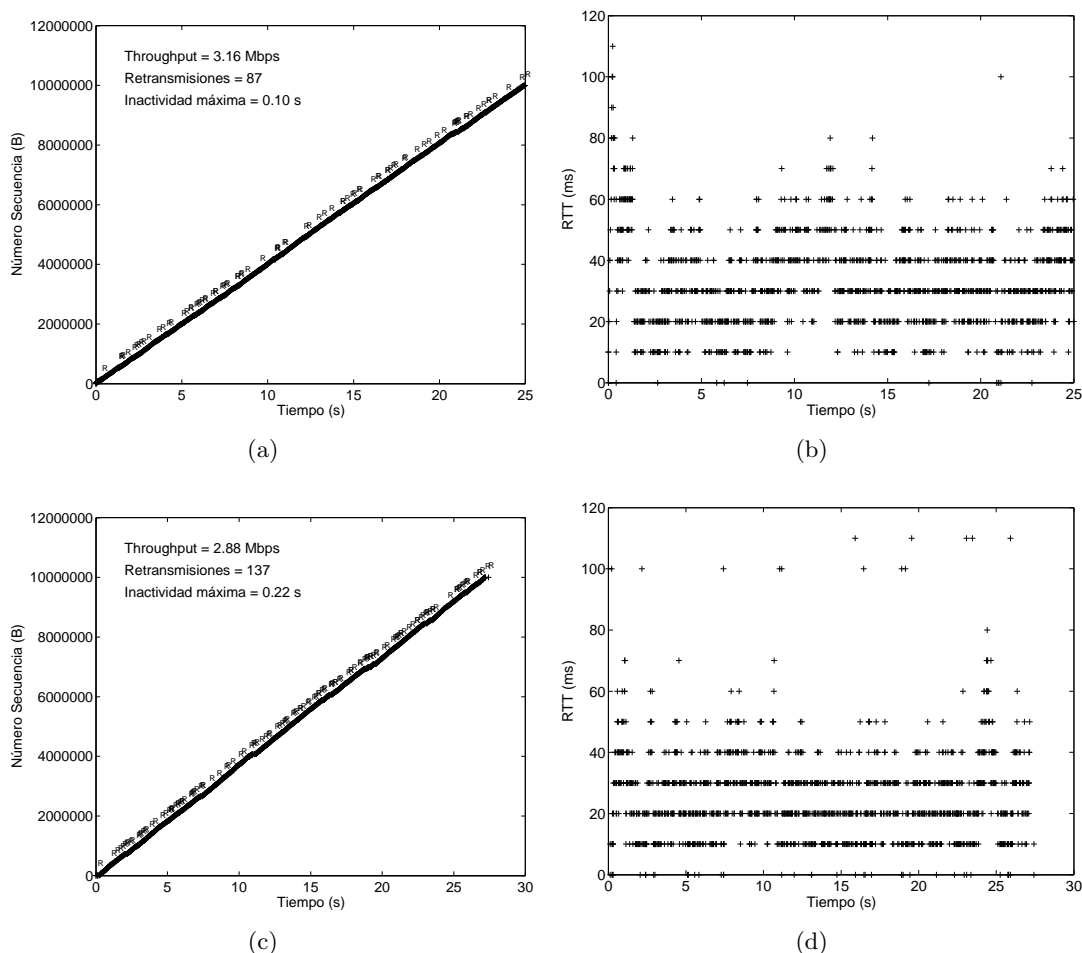


Figura 4.42: Evolución temporal y del RTT de dos conexiones TCP para la misma configuración del modelo de canal *Shadowing*, con $\sigma = 2.6$ dB y sin errores en el sentido de los reconocimientos.

tanto, su comportamiento se mantiene a lo largo de toda la conexión. Esto se refleja en ambas medidas, ya que la presencia de retransmisiones es más o menos constante durante toda la transferencia, distando mucho de la evolución observada en las medidas reales. La evolución del RTT se representa para constatar que su influencia en el comportamiento de la conexión TCP no es relevante, ya que, entre otros aspectos, los valores observados coinciden en buena medida con los que se midieron sobre el escenario real.

En el caso del canal basado en la cadena de *Markov*, se muestra en la Figura 4.43 el comportamiento temporal que se observó en dos de las simulaciones realizadas con la configuración particular en la que las duraciones medias equivalentes en tramas en los estados bueno y malo era de 7 y 2.5, respectivamente⁷. Hay que tener en cuenta que en esta ocasión la separación entre los dos nodos no tiene influencia alguna en el comportamiento del canal,

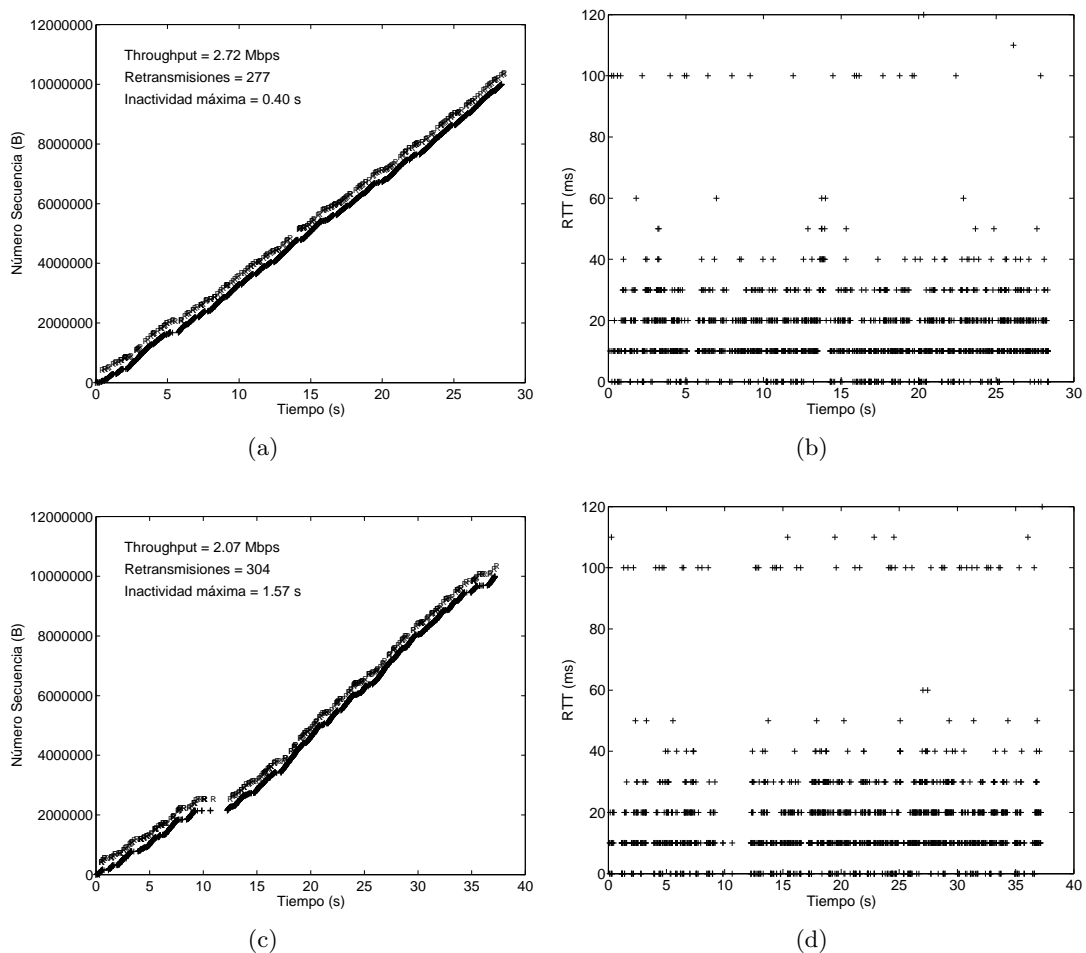


Figura 4.43: Evolución temporal y del RTT de dos conexiones TCP para la misma configuración del modelo de canal Markov, CFB media = 7 y EFB media = 2.5 (duración equivalente en tramas)

⁷Se escoge esta configuración en concreto ya que es la que presenta un comportamiento más parecido al observado, en promedio, en el escenario real.

como ya se ha comentado. Al igual que se hizo anteriormente, también se utilizan dos medidas en las que el rendimiento es alto y bajo, en el conjunto del total de simulaciones llevadas a cabo. Del mismo modo que en el supuesto anterior, se ve la escasa variabilidad del modelo, a raíz del gran parecido en la evolución temporal de ambas conexiones TCP. Por ejemplo se ve, como también sucedía en el caso del canal basado en *Shadowing*, que la presencia de retransmisiones es prácticamente constante a lo largo de la conexión.

Por su parte, tal y como se ve en la Figura 4.44, el modelo de canal propuesto en esta Tesis sí que consigue reflejar, utilizando únicamente una configuración, la elevada variabilidad que el protocolo TCP presenta en escenarios reales. De alguna manera, este aspecto ya ha quedado de manifiesto al analizar las funciones de probabilidad de las diferentes métricas que se han estudiado previamente; en este caso, además, se comprueba que el comportamiento particular de conexiones TCP, utilizando el modelo *BEAR* refleja, en un alto grado, aquel que se observó empíricamente. Se muestran dos medidas independientes entre sí; en la primera

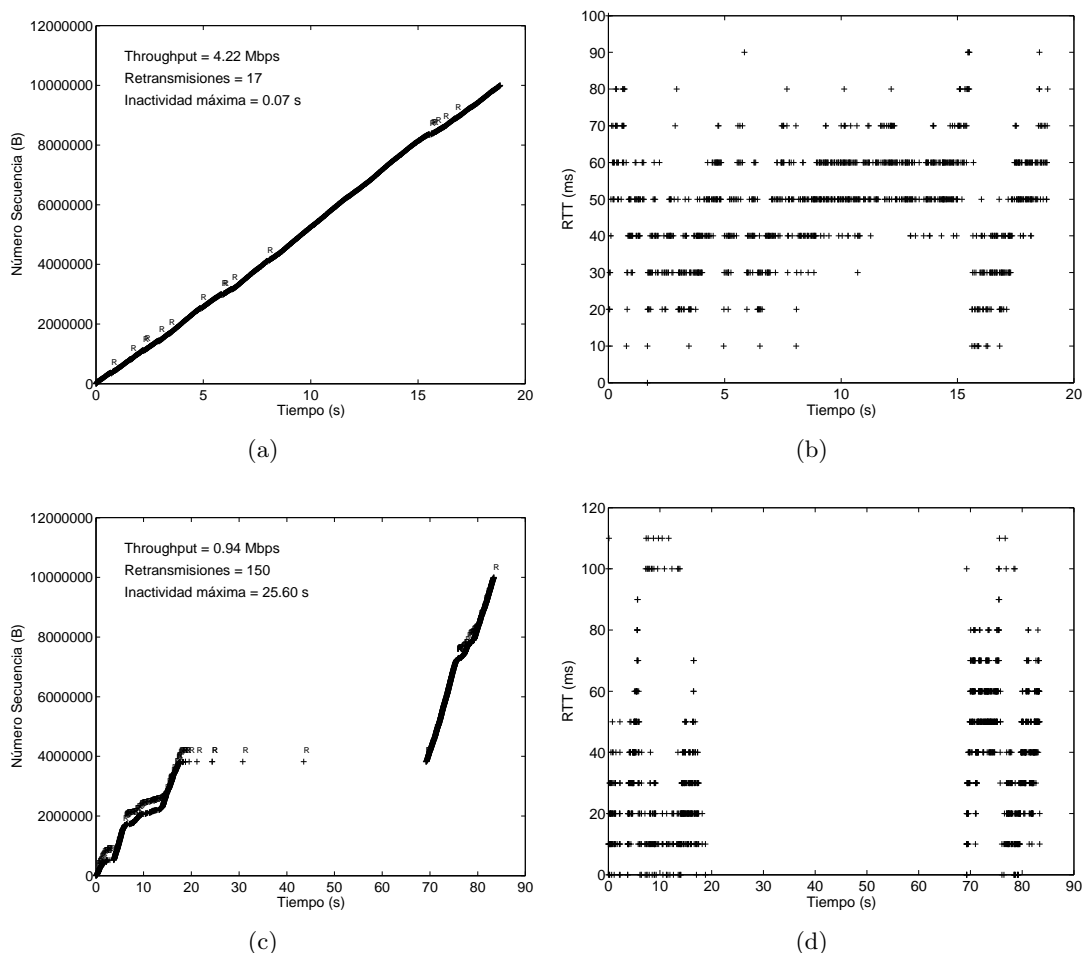


Figura 4.44: Evolución temporal y del RTT de dos conexiones TCP para la misma configuración del modelo de canal BEAR, con $P\epsilon = 5 \cdot 10^{-3} \text{ W/Hz}$, tiempo de coherencia de 5 s. y sin errores en el sentido de los reconocimientos.

de ellas, el rendimiento de la transferencia (protocolo TCP) es elevado y, como se puede ver, no se incurre en ningún periodo de inactividad relevante, siendo por otro lado el número de retransmisiones bastante bajo. Sin embargo, en la segunda de las conexiones representadas (que es muy similar, en su evolución temporal, a la que se analizó previamente para el caso del canal real), tiene un rendimiento sensiblemente más bajo, ya que se produce un periodo de inactividad considerable (similar a los observados en alguna de las medidas realizadas sobre el escenario real). Es asimismo interesante destacar el hecho de que las retransmisiones, que son prácticamente un orden de magnitud mayor que en el caso de la primera medida, se sitúa además en el mismo rango que las que se midieron para el canal *Shadowing*, aspecto que ya quedó de manifiesto previamente, al analizar las funciones de probabilidad de este parámetro.

Finalmente, y como ya se hizo en el caso del tráfico UDP, se analiza a continuación cuál es el efecto de situar los nodos transmisor y receptor a diferentes distancias. De la misma manera, el análisis se restringe únicamente a los modelos *Shadowing* (con $\sigma = 2.6$ dB) y *BEAR* (con $P\epsilon = 5 \cdot 10^{-3}$ W/Hz), ya que el comportamiento del modelo de *Markov* es independiente de la distancia entre los nodos. La Figura 4.45 muestra la función de probabilidad para el rendimiento que se obtuvo con TCP (de nuevo realizando 500 experimentos independientes en cada caso) para 4 distancias diferentes y con ambos modelos de canal. Al igual que se concluyó en el caso del protocolo UDP, se puede ver claramente que el comportamiento demasiado predecible del modelo de propagación *Shadowing* se da independientemente de la separación existente entre los dos extremos de la conexión TCP, siendo especialmente relevante la escasa diferencia que se observa entre el canal *ideal* (con una distancia de 5 metros) y en el que la distancia entre el transmisor y el receptor aumenta hasta 10 metros; también se ve como cuando la separación es algo mayor (20 metros o, lo que es lo mismo, una FER del 75%), el rendimiento es, en todos los casos, prácticamente nulo, lo que realmente equivale a que la conexión TCP no podría finalizar con éxito. Sin embargo, el *throughput* que se obtiene utilizando el canal *BEAR* muestra un comportamiento más ajustado a la realidad; así, por ejemplo, para distancias pequeñas (equivalente a un canal libre de errores), el rendimiento es

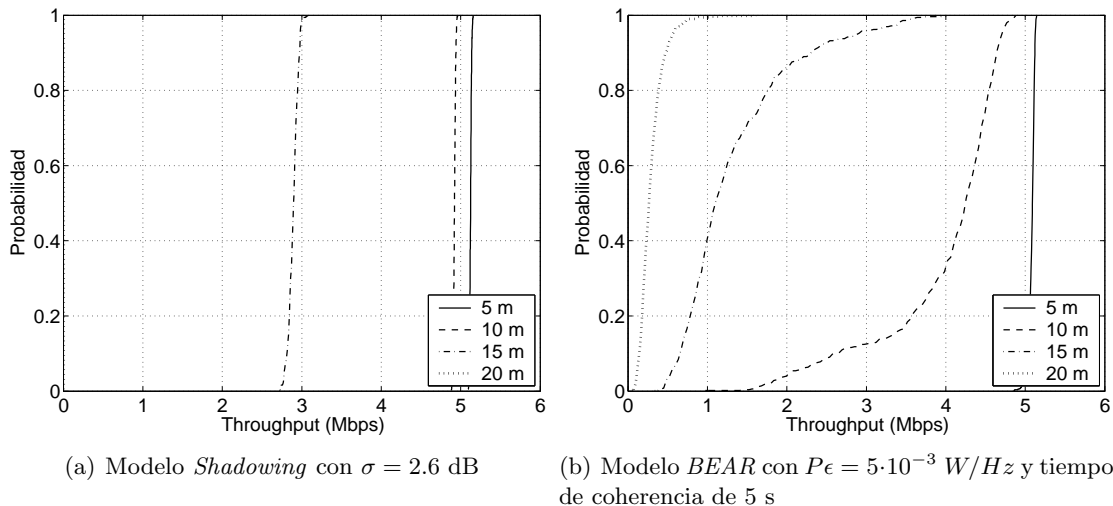


Figura 4.45: Función de probabilidad del rendimiento TCP en función de la distancia (en ambos casos no hay errores en el sentido de los reconocimientos)

muy poco variable, llegando al valor máximo que TCP puede ofrecer sobre canales 802.11b. Cuando la separación se incrementa ligeramente, hasta lo que se podría denominar *posición media* (10 metros), el rendimiento tiene un comportamiento interesante, ya que hay casos en los que se alcanzan valores iguales a los que se obtienen en la *posición mala* (15 metros), pero tal y como se ve en la figura, es bastante más probable que el *throughput* sea mayor, como sucede en la realidad. Por último, el modelo *BEAR* es asimismo capaz de reflejar un comportamiento más cercano al empírico, incluso cuando la distancia es más elevada; se puede ver, en efecto, que la variabilidad se reduce notablemente, y que el rendimiento es bastante bajo, pero no llega a anularse, tal y como se pudo ver en el comportamiento predecible del canal basado en *Shadowing*.

Además del rendimiento, las Figuras 4.46 y 4.47 permiten analizar la evolución de otros parámetros fundamentales en una conexión TCP, con un efecto claro en el anterior, como son las retransmisiones y el máximo tiempo de inactividad, respectivamente. En lo que se refiere al primero de ellos, se puede ver que las retransmisiones que se llevan a cabo en el caso del canal *Shadowing* son siempre muy predecibles, para cualquier distancia entre transmisor y receptor, incluso para el caso de $d = 20$ m, en el que prácticamente llegan al 30% del total de segmentos enviados por el transmisor TCP. Como se pudo ver anteriormente al analizar el rendimiento, las prestaciones de TCP a la distancia que se podría vincular a la *posición media* son muy similares a las que se obtuvieron sobre un canal sin errores, lo que se traduce, en términos de las retransmisiones, en que prácticamente no se produce ninguna cuando la separación es de 10 metros. Sin embargo, para el canal *BEAR* sí que se aprecia un aumento considerable del número de retransmisiones al incrementar la distancia y, además, el rango de valores que se observa (varianza) también crece paulatinamente. De alguna manera, el análisis de las funciones de probabilidad para el periodo máximo de inactividad corrobora las conclusiones que se han venido presentando anteriormente. Así, el canal *Shadowing* pasa de tener inactividades máximas de aproximadamente 0 segundos para todos los experimentos (cuando la distancia es menor o igual a 15 metros) a periodos de 120 segundos (el máximo

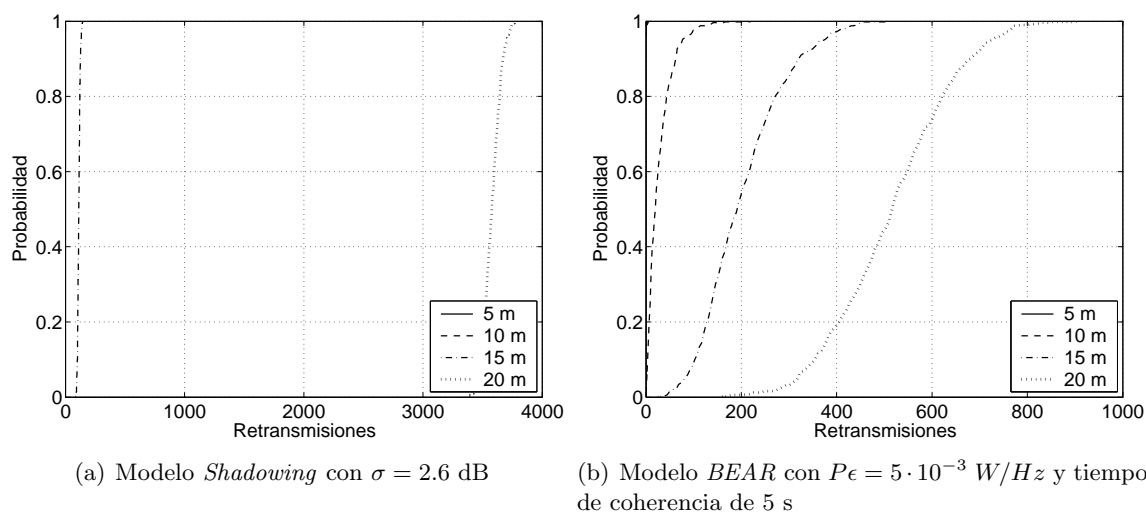


Figura 4.46: Función de probabilidad de las retransmisiones TCP en función de la distancia (en ambos casos no hay errores en el sentido de los reconocimientos)

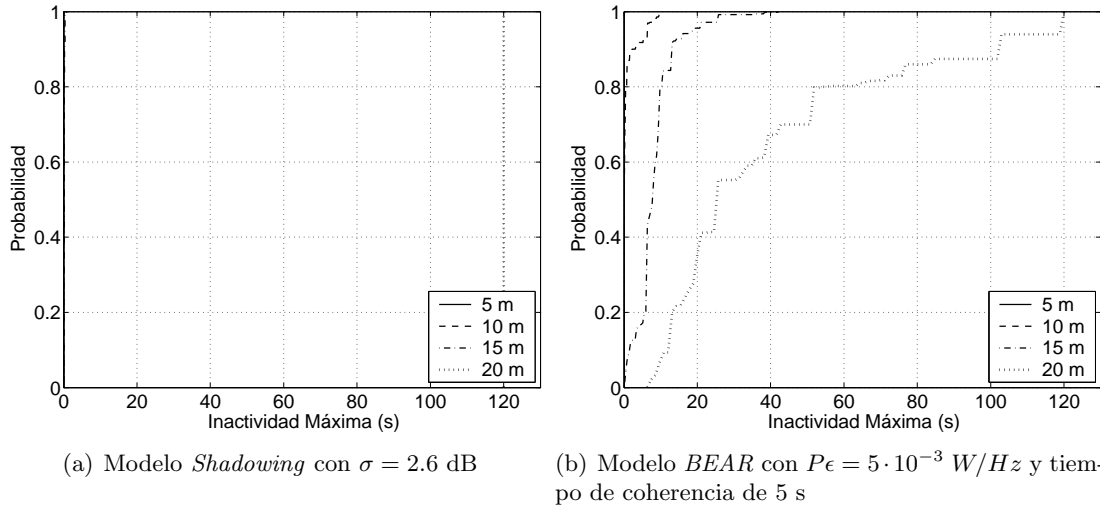


Figura 4.47: Función de probabilidad de la inactividad máxima TCP en función de la distancia (en ambos casos no hay errores en el sentido de los reconocimientos)

permitido por el protocolo TCP) cuando la separación se incrementa hasta los 20 metros, lo que no refleja de ninguna manera el comportamiento que se obtendría sobre un escenario real. De nuevo, los resultados obtenidos al emplear el canal *BEAR* son completamente diferentes, y el tiempo máximo de inactividad incrementa a medida que la distancia entre los nodos de la conexión aumenta, pero no es tan predecible (salvo en el caso del canal ideal) como en el modelo basado en *Shadowing*.

4.4. Conclusiones

A pesar de la gran importancia que tienen las herramientas de simulación a la hora de abordar el análisis del comportamiento de protocolos, algoritmos y técnicas (especialmente cuando se trata de estudiar la escalabilidad de las mismas) sobre cualquier tipo de red, relevancia que crece, si cabe, cuando se incorporan tecnologías inalámbricas, se necesita ser lo suficientemente crítico con los resultados que las plataformas de simulación existentes ofrecen, con el fin de asegurar la validez de los mismos.

Es habitual que los análisis se realicen, únicamente, en el ámbito de la simulación, para después extrapolarlos a entornos reales, sin disponer, por tanto, de una referencia que permita asegurar la validez de los mismos. En base a las necesidades particulares que surgieron a la hora de abordar los estudios que se llevan a cabo en el marco de esta Tesis, surgió la necesidad de llevar a cabo un número de mejoras sobre una de las plataformas que más relevancia tiene actualmente en el ámbito de las redes inalámbricas, como es el simulador *Network Simulator*. Los resultados obtenidos tras la realización de los citados cambios gozan de la suficiente relevancia en sí mismas como para ser presentados de manera independiente como aportación original de este trabajo.

En primer lugar se afrontó la modificación de la estructura interna de la plataforma *ns* para que se pudiera utilizar para simular nodos que contaran con más de una interfaz de red.

Este es un aspecto que, a pesar de gozar ya de una gran relevancia, puede que se convierta en fundamental en un futuro cercano, debido al incremento de la presencia de tecnologías inalámbricas heterogéneas y la capacidad de minaturización e integración de los componentes electrónicos. A pesar de esto, *ns* no permitía simular este tipo de nodos por defecto, por lo que se decidió modificar su estructura para poder hacerlo, de manera flexible, configurable, y respetando el funcionamiento original de la herramienta. Tras un análisis de otros trabajos que se habían acometido en la misma línea, comprobando que ninguno de ellos se adaptaba a las funcionalidades que se buscaban, se llevaron a cabo los cambios necesarios en la herramienta. Con el objetivo de contribuir al espíritu de código libre que existe entre la comunidad de usuarios del simulador *ns*, se decidió compartir el conocimiento adquirido, haciéndolo público. De alguna manera, el gran interés suscitado a raíz del documento generado, puede destacarse como una prueba tangible de la importancia de este resultado.

Por otro lado, uno de los principales inconvenientes que se le achacan habitualmente a la plataforma de simulación *ns* es que los modelos de canal que incorpora no reflejan de manera precisa el comportamiento que los canales inalámbricos presentan realmente. Sin embargo, existe una gran cantidad de trabajos que se sustentan, a la hora de obtener sus resultados y conclusiones principales, en el comportamiento que emula la plataforma de simulación. En este aspecto, a la hora de afrontar los análisis que se pretendían acometer posteriormente en la presente Tesis, se entendía que el modelado de canal que ofrecía el simulador no cumplía con los requisitos mínimos, en cuanto a su parecido con un escenario real, por lo que se acometió el diseño y posterior implementación de un modelo de canal, basado en el conocimiento profundo del comportamiento de los protocolos UDP y TCP en un entorno típico de oficinas (en base a una extensa campaña de medidas) [86–90], para posteriormente integrarlo dentro de la herramienta *ns* [91,92]. La principal característica que se ha buscado en *BEAR* es que fuera capaz de reflejar la memoria que se puso de manifiesto en la realidad; esto es, que simulara cierta correlación entre tramas consecutivas, para lo que se empleó un filtro auto-regresivo para emular la componente de variación temporal lenta en entornos de propagación reales. Tras llevar a cabo un extenso análisis del comportamiento que *BEAR* presenta (utilizando tanto tráfico UDP como TCP), comparándolo con el de los modelos que intrínsecamente incorpora *ns*, se ha comprobado que se ajusta de manera bastante fidedigna a lo observado sobre un canal radio real, quedando de manifiesto la clara mejoría sobre las otras alternativas. De alguna manera, este es un resultado que dota de una mayor validez a los futuros desarrollos que se llevarán a cabo en la Tesis, ya que, en contra de la aproximación tradicional, en la que se emplean herramientas de simulación para extrapolar el comportamiento a entornos reales, se ha optado por, a partir de un conocimiento exhaustivo de las prestaciones de los protocolos sobre un escenario real, parametrizar los modelos de simulación para que lo reflejen de manera precisa.

Capítulo 5

Mejora del enrutamiento fuente en redes multi-salto mediante técnicas *Cross-Layer Optimization*

En este capítulo de la Tesis se aborda el empleo de técnicas de *Cross-Layer Optimization* (optimización inter-capa) para la mejora de las prestaciones en las comunicaciones sobre redes inalámbricas multi-salto, partiendo, concretamente, del protocolo DSR. La razón que lleva a utilizar este protocolo, y no otro, es que se aprovechará su característica diferenciadora del empleo de encaminamiento fuente, lo que facilita el uso de métricas adicionales en el algoritmo de decisión de ruta, como se discutirá más adelante.

Hay que tener en cuenta que la evaluación se llevará a cabo siguiendo una doble aproximación; por un lado se acomete una extensa labor de implementación, tanto del protocolo DSR original, como de su versión mejorada, con lo que se pretende cubrir una de las necesidades que, como ya se ha indicado, han sido detectadas desde el marco del grupo de trabajo MANET del IETF. Por otra parte, y como ya se ha mencionado en el Capítulo 4, para evaluar de manera exhaustiva este tipo de técnicas se hace necesario hacer uso de técnicas de simulación, pues facilitan el establecimiento de escenarios concretos, así como la elaboración sistemática de extensas campañas de ‘experimentos’, indispensables a la hora de determinar la validez de los resultados.

De alguna manera, pues, se aglutinan en este punto resultados que han sido presentados previamente; en primer lugar, los escenarios que se emplearán para evaluar las prestaciones de las técnicas propuestas tienen en consideración el límite que es razonable establecer en lo que se refiere al número máximo de saltos que es sensato utilizar en una ruta y, por otro lado, a la hora de llevar a cabo el análisis mediante simulación, se hará uso del modelo de canal *BEAR* descrito en el capítulo anterior ya que, como se puso de manifiesto, presenta unas prestaciones sensiblemente mejores que los que la plataforma de simulación que se ha empleado a lo largo de la presente Tesis incorpora por defecto y que refleja, con gran grado de exactitud, el comportamiento observado sobre un canal real.

5.1. Introducción y planteamiento del problema

Hay diferentes razones que han llevado a decantarse por el protocolo DSR como base para introducir un algoritmo de encaminamiento mejorado, utilizando técnicas de *cross-layer optimization*. En primer lugar, se decide partir de las propuestas reactivas; los protocolos que pertenecen a esta familia, tal y como se ha visto en el Capítulo 3, suelen llevar asociado un menor consumo energético y, además, las propuestas preventivas únicamente presentan una clara ventaja en situaciones en las que la movilidad de los nodos sea elevada, ya que la sobrecarga asociada a los sucesivos procesos de descubrimiento de ruta que serían necesarios al emplear protocolos reactivos sería muy elevada. Sin embargo, ya se ha dicho que es razonable asumir que la movilidad de los nodos en los escenarios de comunicaciones personales, que posiblemente sean de los que mayor uso hagan de topologías multi-salto, sea limitada¹ y, además, tal y como se ha comprobado en el Capítulo 2, el número máximo de saltos que es razonable emplear por ruta no es muy elevado. Por otra parte, uno de los principales inconvenientes que se les puede achacar a los algoritmos de encaminamiento reactivos es que, como carecen de una visión completa de la topología de la red (que sí está disponible en las alternativas de la familia preventiva), es más complicada la aplicación de técnicas de calidad de servicio (*QoS*); es por ello que, teniendo en cuenta la ventaja adicional que proporciona el uso de encaminamiento fuente, se parte del protocolo DSR que, por otra parte, es uno de los representantes de la familia reactiva que más interés ha suscitado por parte de la comunidad científica. En este sentido se puede destacar el hecho de que muchos de las propuestas de métricas de encaminamiento que se encuentran en la literatura (algunas de las cuales se discutirán a continuación) se basan en versiones modificadas de DSR para poder ser aplicadas.

Una vez justificada la elección del protocolo de encaminamiento que se empleará para mejorar su proceso de selección de rutas, se discuten posteriormente cuáles son las métricas adicionales que podrían incorporarse al algoritmo correspondiente.

- **Potencia de señal.** Hay algunos protocolos de encaminamiento [93] que obtienen la potencia recibida en los paquetes provenientes de un cierto nodo, descartando, de este modo, aquellos enlaces en los que no se supere un cierto umbral. Se trata de una solución que podría considerarse como sencilla desde el punto de vista de implementación, aunque la potencia no es un parámetro que se pueda asociar estrictamente con la calidad del enlace, ya que cuando el ruido y/o la interferencia sean elevados, una potencia alta no asegura una recepción adecuada de la señal.
- **Tasa de entrega (o pérdidas).** En este caso cada uno de los nodos transmite, de manera *broadcast* y periódicamente, unos paquetes con los que anuncia su presencia (*beacons*). Monitorizando los recibidos de otros terminales, y al saber la frecuencia a los que se han transmitido, se puede determinar la tasa de entrega/pérdida de cada uno de ellos. Esta alternativa [93], a pesar de que ofrece un conjunto importante de ventajas, pues aglutina, en una única métrica, la calidad y la carga de cada enlace, también tiene sus inconvenientes, entre los que se pueden destacar:
 - Para poder caracterizar un enlace, se necesita una ventana temporal de una longitud considerable ya que, si no, la caracterización no sería todo lo precisa que

¹No se consideran entornos de comunicaciones entre vehículos, que indiscutiblemente sí que presentan una gran importancia, aunque tienen asimismo un conjunto de características muy particulares.

se necesita (la caracterización llevada a cabo del comportamiento de los canales interiores 802.11 así lo pone de manifiesto). Se podría transmitir un número elevado de *beacons* en un tiempo no demasiado largo, aunque esto podría perjudicar el resto de comunicaciones de la red, así como aumentar el consumo energético de los propios nodos, debido a la sobrecarga adicional en la que este proceso incurre.

- Otro inconveniente, de índole claramente diferente, viene dado por el conocido problema de las *Gray Zones* [70], que ya se mencionó en el Capítulo 4. En el análisis que se realizará posteriormente (en este caso basado en simulación), se prestará una atención especial a las consecuencias de esta particularidad.
- **Métrica ETX.** La métrica conocida como *expected transmission count* (o ETX) se propone en [94] como método de selección de ruta. Es realmente una evolución mejorada de la anterior propuesta ya que, basándose en la transmisión periódica de un conjunto de *probes* en una ventana temporal determinada, cada nodo calcula su propia métrica ETX, en función de las tasas de entrega (directa e inversa), para cada uno de los enlaces que tiene con los vecinos a un salto (aquellos con los que existe conectividad). A pesar de tratarse de un algoritmo que está completamente especificado, basado en el protocolo DSR, y que tiene unas ventajas importantes desde el punto de vista teórico y práctico, habiéndose evaluado experimentalmente por diferentes autores, se le pueden achacar las mismas desventajas que al método anterior, ya que los *probes*, al ser transmitidos en modo *broadcast*, tendrían como consecuencia efecto de las *Gray Zones*. La métrica ETX, independientemente de las desventajas que presenta, es posiblemente la que más interés ha suscitado por parte de la comunidad científica. Desde su propuesta por parte de De Couto [94] ha habido diferentes trabajos que la han analizado en detalle; por ejemplo, en [95] se compara con otras métricas, con un enfoque experimental, siendo la conclusión principal que ETX es la alternativa que mejores prestaciones ofrece. Posteriormente, Draves [96], basándose en ETX, propone una métrica adicional, ETT, para ser empleada en redes en la que estén disponibles múltiples canales ortogonales entre sí. Otros trabajos más recientes [97] han analizado asimismo el ETX, proponiendo diferentes evoluciones, como mETX o ENT. Posteriormente, se llevará a cabo una exhaustiva evaluación de esta métrica.
- **Carga de la red.** Un parámetro que, teóricamente, podría ofrecer prestaciones interesantes es la carga actual de la red, pues evitaría la utilización de los enlaces con mayor cantidad de tráfico, lo que ayudaría a reducir los retrasos asociados [98]. Este esquema presenta dos inconvenientes: por una parte, caracterizar la carga de la red es, desde un punto de vista experimental, complicado, pues supone acceder a las longitudes de las colas de las interfaces en cada momento; por otro lado, al seleccionar una alternativa por tener una carga menor, esta aumentaría, lo que podría causar inestabilidades (cambios continuos en las rutas).
- **Relación Señal a Ruido - SNR.** La relación señal a ruido mejora el método de la potencia de señal recibida, ya que considera además las posibles fuentes de degradación de la señal. Su principal inconveniente es que el canal radio presenta una gran variabilidad y, por tanto, una medida puntual puede llevar a caracterizaciones no muy precisas (que se correspondan con un desvanecimiento puntual, por ejemplo), por lo que en ocasiones podría ser necesario promediar un conjunto de muestras a lo largo de una ventana tem-

poral. Por ejemplo, los autores en [97] proponen basar sus métricas en parámetros de capa física, como la SNR.

- **Round trip time (RTT).** Esta métrica, propuesta por Adya [99] se basa en la estimación del RTT de los enlaces que un nodo mantiene con todos sus vecinos, mediante el envío de paquetes sonda unicast, para lo que se incluye una marca temporal en los mismos. A través de los reconocimientos correspondientes se puede estimar el tiempo de ida y vuelta del enlace. Sus principales inconvenientes son: primero, que depende del tamaño de los buffers internos de cada uno de los nodos y que, además, no se tiene en cuenta la tasa de generación de los paquetes.

A la hora de decidirse por una de las métricas anteriores (u otras adicionales) se tienen que considerar varios aspectos. Uno de los más importantes tiene que ser la capacidad de obtener medidas fiables en entornos reales, teniendo en cuenta el enfoque experimental que se pretende cubrir en este trabajo. De alguna manera, esto invalida la selección de parámetros como la carga de la red, por la dificultad inherente al acceso a la información de las longitudes de las colas de salida en los interfaces. Hay que tener en cuenta, además, que la solución propuesta en el marco de esta Tesis debería ser lo suficientemente flexible para incorporar, de manera sencilla, parámetros adicionales al proceso de selección de ruta, que pasaría a ser multi-paramétrico, pudiendo analizar la ventaja adicional que aportaría, aprovechando la evaluación mediante técnicas de simulación que se llevará a cabo.

Tras un breve análisis del conjunto de métricas disponibles, se optó por el empleo de la SNR, ya que es un parámetro que se puede obtener de manera sencilla en la mayoría de las tarjetas inalámbricas existentes en la actualidad y que proporciona además una medida relativamente precisa acerca de la calidad del canal. Como se vio previamente hay autores que han mostrado su interés en analizar las prestaciones que la SNR podría aportar a los procesos de selección de ruta [4]. Para validar el desarrollo mediante simulación (lo que añade un claro valor añadido, especialmente al incrementar la complejidad de los escenarios o al acometer un procedimiento sistemático y repetitivo de experimentos), se integró en la plataforma *ns* el modelo de canal *BEAR*, que refleja de manera precisa el comportamiento observado en el entorno real en el que se desarrollaron el conjunto de medidas experimentales con las que se ha validado el protocolo propuesto, complementándose ambas aproximaciones entre sí.

De todas maneras y como se ha dicho anteriormente, el diseño realizado es lo suficientemente flexible como para poder incorporar parámetros adicionales de manera sencilla ya que, como se verá más adelante, la calidad de los enlaces se mapea en un estado, que podría depender de un número mayor de métricas. La idea sería acometer una selección de ruta basándose en un conjunto de parámetros, a partir de una función de coste que asigne a cada uno de los enlaces un valor de calidad global. Entre las métricas adicionales que podría ser interesante incorporar al algoritmo de selección de ruta se podría citar la batería de los nodos, que de alguna manera puede dar idea de su idoneidad (o predisposición) de formar parte de las rutas, ya que esto conlleva un gasto energético adicional.

5.2. Dynamic Source Routing: DSR

Como se ha mencionado en el Capítulo 3, DSR pertenece a la familia de los protocolos reactivos, en tanto y cuanto no requiere de la propagación periódica de mensajes de señali-

zación con información topológica de la red. La característica que diferencia DSR frente a otras alternativas de la misma familia (por ejemplo, DYMO o AODV) es que utiliza un algoritmo de encaminamiento fuente y, por tanto, todos los datagramas (incluyendo los de datos) llevan información completa acerca de la ruta que tienen que seguir hasta llegar a su destino. Como se vio previamente, incorpora dos mecanismos principales: el descubrimiento y el mantenimiento de ruta. Por otra parte, su especificación ha ido variando de manera substancial durante la evolución del protocolo, e incorpora un gran número de aspectos adicionales.

5.2.1. Descubrimiento de ruta

Como se ha descrito en el Capítulo 3, el descubrimiento de ruta es el mecanismo que se emplea para encontrar un camino válido hacia un nodo en particular. Cuando una estación genera un datagrama, busca una ruta hacia el destinatario; si no la tuviera, difundiría (en modo *broadcast*) un paquete *Route Request* (RREQ), que será recibido por todos los nodos que están dentro de su área de cobertura (vecinos). El RREQ se va propagando paulatinamente por la red, hasta que llega al nodo destino -objetivo- que responderá con un paquete *Route Reply* (RREP).

De esta manera, al recibir un RREQ, se pueden dar tres posibles situaciones:

- El nodo es el destino -objetivo- del RREQ y, por tanto, envía al origen un paquete RREP, en el que le indica la ruta completa.
- Ya se había recibido un RREQ idéntico (mismo origen, mismo objetivo y mismo identificador), por lo que se descarta el paquete; esta situación se produce por la naturaleza *broadcast* del medio inalámbrico.
- Si no se cumple ninguna de las condiciones anteriores, el nodo añade su propia dirección a la ruta que viaja en el RREQ y lo vuelve a difundir.

Como se puede ver, cuando un RREQ llega al nodo objetivo, este lleva consigo la ruta completa que ha atravesado hasta alcanzarle. Para hacer llegar el RREP al origen, este debería buscar una ruta válida y, en caso de no encontrarla, iniciar un nuevo proceso de descubrimiento. En algunas ocasiones, cuando los enlaces inalámbricos se pueden considerar bidireccionales (es decir, cuando la comunicación en un sentido implica la del opuesto), el nodo objetivo puede invertir la ruta que recibe en el RREQ para transmitir el RREP².

Desde el momento en el que inicia el proceso de descubrimiento de ruta, el nodo origen debe guardar todos los datagramas dirigidos al nodo destino en un *buffer* o memoria local para, en el momento de recibir el RREP correspondiente, proceder a su transmisión, utilizando la ruta reportada. En caso de no recibir el RREP en un intervalo determinado, el nodo procederá a la retransmisión del RREQ, hasta un número máximo de veces, tras el cual descartará los paquetes almacenados en el *buffer*. El tiempo que transcurre entre transmisiones consecutivas de RREQ con un mismo objetivo se va doblando paulatinamente, según un algoritmo de *backoff exponencial binario*.

²Teniendo en cuenta la naturaleza bidireccional de los enlaces 802.11b, tecnología sobre la que se validará el protocolo propuesta se utilizará esta opción para enviar los paquetes RREP.

5.2.2. Mantenimiento de ruta

Una vez que el nodo fuente es consciente de una ruta válida hacia el destino, comienza con la transmisión de la información. Para ello estampa en cada uno de los datagramas la ruta completa que tiene que seguir, de manera que los nodos intermedios que procesan el paquete simplemente tienen que ver cuál es el siguiente nodo, para enviárselo. El proceso de mantenimiento de ruta cumple principalmente el objetivo de comprobar que ésta sigue siendo válida mientras se esté usando. Para ello, cada nodo debe asegurarse que el paquete llegue correctamente al siguiente salto de la ruta. En caso de que un enlace se rompa y un nodo lo detecte, debería mandar un paquete de *Route Error* (RERR) a la fuente, para que inicie un nuevo proceso de descubrimiento si fuera necesario.

Se especifican tres posibles mecanismos para que los nodos aseguren la llegada correcta de un datagrama al siguiente salto:

- **Reconocimiento pasivo.** En este caso, cada nodo permanece a la escucha tras el reenvío de un paquete. Si éste es retransmitido, de nuevo, por el siguiente nodo en la ruta, se puede concluir de que llegó correctamente al mismo. Este mecanismo tiene dos problemas principales: por un lado, no se puede emplear en el supuesto de que el siguiente salto sea precisamente el destino final del datagrama; además, requiere que las tarjetas trabajen en modo *promiscuo*, para poder escuchar los datagramas transmitidos por otros nodos, lo que supone un mayor gasto energético.
- **Reconocimientos de nivel de enlace.** Si la tecnología subyacente proporcionara una entrega con confirmación, como es el caso de la tecnología 802.11b, el procedimiento de mantenimiento de ruta debería aprovecharla para detectar la posible caída de enlaces. De esta manera se limita la sobrecarga adicional impuesta por otras alternativas.
- **Reconocimientos DSR.** Como tercera alternativa, se especifica la utilización de un mecanismo de reconocimientos propios de DSR, mediante dos campos específicos en su cabecera. Esta tercera posibilidad, a pesar de ser la más conservadora (ya que no depende de la configuración particular de las tarjetas inalámbricas ni de la posibilidad de acceder a la información proporcionada por los reconocimientos de nivel MAC), lleva implícita cierta sobrecarga adicional.

5.2.3. Mecanismos Adicionales

De manera adicional a sus procedimientos básicos, descritos anteriormente, la especificación de DSR recoge un conjunto de mecanismos opcionales, que permiten mejorar el comportamiento del protocolo original. Éstos se definen tanto en los procesos de descubrimiento y mantenimiento de ruta.

Descubrimiento de ruta

Hay tres posibles mejoras adicionales a lo descrito con anterioridad: *Utilización de información topológica escuchada*, *Respuesta a RREQ con información local*, y *Limitación del número de saltos en el RREQ*. A continuación se describe cada uno de ellos de manera detallada.

Utilización (*caching*) de información topológica escuchada. Al recibir un paquete (ya sea RREQ o RREP) un nodo puede mantener la información topológica que transporta, para poder usarla posteriormente. La manera de gestionar esta información dependerá principalmente de la tecnología subyacente, en cuanto implique o no enlaces bidireccionales.

Respuesta a RREQ con información local. En este caso se añade una alternativa adicional a las que tenía un nodo al recibir un paquete RREQ. Si dispusiera de un camino válido al objetivo del proceso de descubrimiento, podría construir una ruta, empleando la información contenida en el RREQ recibido y la que disponía localmente. Tras comprobar que no hay direcciones repetidas en la misma, se la enviaría al origen en un paquete RREP. En este caso, evidentemente, el RREQ no se seguiría propagando. Esta mejora lleva consigo la aparición del problema de las ‘tormentas’ de RREP (*RREP storms*), que se producen cuando varios nodos tratan de mandar simultáneamente un RREP al origen. Para evitarlo se ‘aleatoriza’ la generación de RREP, tomando como peso el número total de saltos al destino, con lo que se consigue que las rutas de menor número de saltos lleguen antes al origen.

Limitación de los saltos en el RREQ. El número de saltos máximo que puede recorrer un paquete RREQ puede limitarse con el objetivo principal de limitar la sobrecarga asociada al proceso de descubrimiento de ruta, apareciendo dos alternativas principales, que se describen a continuación.

- *Común.* El número de saltos que puede atravesar el RREQ se iguala al diámetro máximo de la red, asegurando de esta manera que el paquete alcance a todos los nodos de la misma. Esta alternativa presenta el inconveniente de que incurre en una sobrecarga mayor.
- *Expanding Ring.* En este caso, el primer RREQ sólo puede propagarse un salto (alcanzando únicamente los vecinos de un nodo); de esta manera, si no se recibiera un RREP, transcurrido un tiempo determinado, el RREQ se reenviaría, esta vez con un límite de dos saltos y así paulatinamente, hasta encontrar la ruta al objetivo o llegar a un valor máximo de número de saltos.

Mantenimiento de ruta

En este caso se definen hasta cuatro mecanismos adicionales que permiten mejorar las prestaciones originales del proceso de mantenimiento de ruta: *Salvamento de paquetes*, *Enco-lado de paquetes dirigidos a través de un enlace roto*, *Acortamiento automático de la ruta* y *Aumento de la difusión de los RERR*.

Salvamento de paquetes. Cuando un nodo detecta que el enlace con el siguiente salto de una ruta ha dejado de ser utilizable debe, como ya se ha dicho antes, enviar un paquete de RERR al origen. Adicionalmente, si dispusiera de una ruta alternativa y válida al destino, podría *salvar* el paquete, reenviándolo por la misma. En este caso se debe controlar el número de veces que se usa este proceso para un paquete, para evitar que se siga salvando de manera indefinida. Evidentemente, antes de tratar de salvar un paquete, un nodo tiene que generar el RERR correspondiente.

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

Encolamiento de paquetes a transmitir por un enlace roto. Cuando un nodo detecta que un enlace ha dejado de estar disponible, deberá comprobar si en alguna de sus colas internas tiene más paquetes que deberían ser transmitidos por dicho enlace. Si fuera así, debería borrarlos del *buffer*, generar un paquete de RERR a todas las posibles fuentes de los mismos y proceder a su *Salvamento*, en caso de que fuera posible.

Acortamiento automático de ruta. Cuando un nodo escucha/procesa un paquete no dirigido a él, y detecta que su dirección está en la ruta fuente, se percata de que el camino actual que sigue el datagrama podría acortarse. El mecanismo es en cierta manera similar al de los reconocimientos pasivos y, por tanto, requiere la operación en modo promiscuo de la interfaz inalámbrica. Cuando se produzca una situación de este tipo, el nodo que la detecta deberá notificarlo al origen de la ruta con un *RREP Gratuito*. A la hora de generar este tipo de paquetes, se tienen que tener en cuenta dos consideraciones adicionales: la información debe ser *‘escuchada’* en un paquete con una calidad superior a un umbral determinado y, por otra parte, el número de RREP gratuitos transmitidos para una ruta en particular debe limitarse.

Aumento de la difusión de los RERR. Para evitar que un enlace no disponible siga siendo reportado como válido en futuros RREP, el nodo fuente puede informar a sus vecinos, incorporando la información *-piggybacking-* en los consiguientes mensajes RREQ de la nueva situación.

Extensión opcional Flow State

Uno de los principales problemas que tiene la especificación original de DSR es la alta sobrecarga que supone la inclusión, en cada uno de los paquetes de datos, de toda la ruta que tiene que seguir hasta alcanzar el destino. El problema se agrava más si cabe al emplear la nueva versión del protocolo IP (IPv6), en el que las direcciones son sensiblemente más largas. Con el objetivo principal de resolver este problema se incorporó la extensión *Flow State*³.

Por flujo, *Flow*, se entiende una ruta *‘activa’* entre dos nodos origen y destino, pudiéndose por tanto establecer una relación unívoca entre el identificador de flujo y la propia ruta. En lugar de especificar el camino completo en los paquetes de datos, será suficiente con incluir el identificador. El funcionamiento es similar al del protocolo original, aunque en esta ocasión la fuente asignará, en alguno de los paquetes que mande a través de la ruta, un identificador aleatorio a la misma, información que los terminales intermedios registran para emplearla posteriormente. Así, a partir de ese momento, cada nodo, al recibir un datagrama de datos, comprobará el identificador del flujo y la dirección de la fuente, accediendo a la entrada correspondiente de la tabla, en la que encontrará la información necesaria para retransmitir el paquete hacia el siguiente salto.

5.2.4. Especificación del protocolo

Como protocolo de encaminamiento que es, DSR se localiza, dentro del modelo de capas correspondiente (ya sea OSI o Internet) en el nivel de red, esto es, compartiendo funcionalidad

³Hay que tener en cuenta que la especificación del DSR es anterior a la de PacketBB.

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

con el propio protocolo IP. Sin embargo, como ya se ha adelantado previamente, todos los paquetes DSR, tanto los de control como los de datos, se encapsulan en datagramas IP y, por tanto, todos llevan información propietaria del propio protocolo DSR. Esta es una diferencia fundamental con otros protocolos de encaminamiento para redes *ad hoc*; así, en el resto de las soluciones especificadas en MANET, independientemente de que sea reactiva o preventiva, los mensajes de señalización se encapsulan en datagramas UDP, mientras que los mensajes de datos no llevan sobrecarga adicional del protocolo de encaminamiento. A lo largo de este apartado se describen los formatos empleados en las diferentes paquetes y opciones DSR.

Parte fija de la cabecera DSR

En DSR se definen diferentes opciones, aunque todas ellas comparten una parte común en su cabecera, cuyo formato se muestra en la Figura 5.1. Sus campos se describen seguidamente.

- *Siguiente cabecera.* Indica el protocolo que sigue a la parte DSR. Utiliza los mismos valores que los empleados por el protocolo IP.
- *Bandera F.* Cuando está activo, este bit indica que se está empleando la extensión *Flow State*.
- *Reservado.* Se fija a 0 y se ignora en recepción.
- *Longitud.* Longitud total de las diferentes opciones DSR que viajan en el paquete.

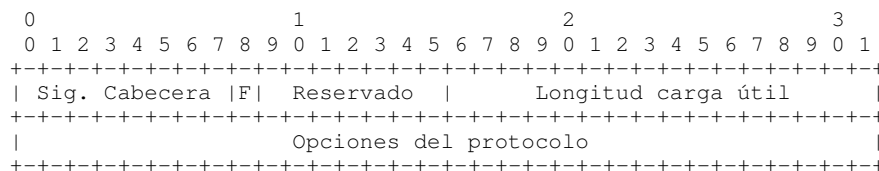


Figura 5.1: Parte Fija de la cabecera DSR

Opción RREQ

Como se ha dicho anteriormente, cuando un nodo inicia el proceso de descubrimiento de ruta, comienza con la propagación de un paquete DSR, que incluye la opción de RREQ (ver Figura 5.2). Los nodos intermedios, al recibirlo y procesarlo, añaden su propia dirección, volviéndolo a propagar posteriormente, hasta que llega al objetivo o se alcanza el máximo número de saltos.

- *Opción.* Identifica la opción actual. En el caso del RREQ se corresponde con el valor hexadecimal 0x01.
- *Longitud.* Indica la longitud, en octetos, de la opción actual, excluyendo los dos primeros campos (opción y longitud).

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

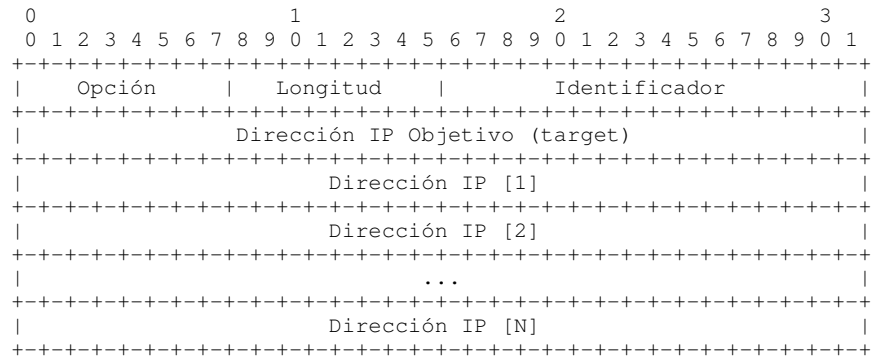


Figura 5.2: Opción RREQ en DSR

- *Identificador.* Valor único que asigna el iniciador del proceso de descubrimiento de ruta correspondiente. Se emplea para la detección de RREQ duplicados que, como se dijo antes, no serán propagados.
- *Objetivo.* Identifica el nodo objetivo del RREQ, es decir el nodo con el que se pretende encontrar una ruta.
- *Dirección IP[1 .. N].* Cuando el RREQ es propagado por cada uno de los nodos intermedios, éstos van añadiendo su propia dirección a la ruta. No se incluyen las direcciones de los nodos origen y objetivo del descubrimiento.

Opción RREP

Cuando el objetivo de un procedimiento de descubrimiento de ruta recibe el RREQ, genera una respuesta (opción RREP) en la que le indica a la fuente la ruta completa, tal y como se ve en la Figura 5.3.

- *Opción.* Identifica la opción actual. En el caso del RREP se emplea el valor hexadecimal 0x02.

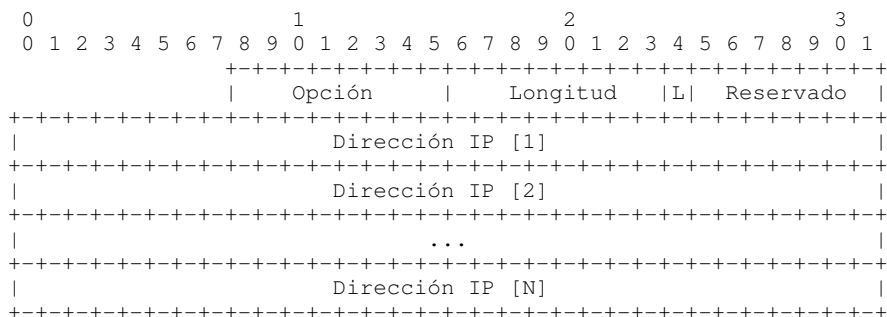


Figura 5.3: Opción RREP en DSR

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

- *Longitud.* Es la longitud, en octetos, de la opción actual, excluyendo los dos primeros campos (opción y longitud).
- *Bit L.* Esta bandera se emplea para indicar que el último salto de la ruta reportada por el RREP pertenece a una red externa a la isla DSR.
- *Dirección IP[1 .. N].* Ruta completa al destino -objetivo del proceso de descubrimiento-.

Opción RERR

Durante el proceso de mantenimiento de ruta, si un nodo detecta la caída de un enlace que estaba utilizando previamente, genera un paquete DSR con la opción RERR (Figura 5.4), que envía a la fuente correspondiente, para que pueda buscar un camino alternativo.

- *Opción.* Identifica la opción actual. En el caso del RERR se corresponde con el valor hexadecimal 0x03.
- *Longitud.* Indica la longitud, en octetos, de la opción actual, excluyendo los dos primeros campos (opción y longitud).
- *Tipo de Error.* Indica la causa del error. Aunque puede haber varias posibilidades, la más habitual es *Nodo inalcanzable*.
- *Reservado.* Este campo se fija a cero y se descarta en el destino.
- *Salvamento.* Se emplea al utilizar el proceso de salvamento de paquetes, copiando el valor de la opción *Ruta Fuente* que generó el RERR, de manera que el origen del paquete sea consciente del número de veces que un paquete ha sido ‘salvado’.
- *Dirección Fuente del RERR.* La dirección del nodo que genera el RERR, esto es, aquel que detectó la caída de un enlace.
- *Dirección Destino del RERR.* Dirección del nodo al que se tiene que enviar el error, que coincide con el origen del paquete que desencadenó el proceso.
- *Dirección del nodo inalcanzable.* Dirección del siguiente salto, el extremo del enlace que ha dejado de estar disponible.

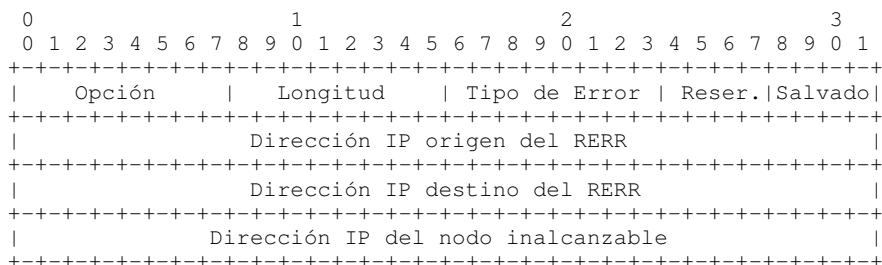


Figura 5.4: Opción RERR en DSR

Opción de ACKREQ

La opción de petición de confirmación (*Acknowledgment Request* o ACKREQ) se utiliza para solicitar, al siguiente salto en la ruta actual, el envío de una confirmación (*Acknowledgment* o ACK) propio de DSR. Se utiliza cuando no es posible detectar la correcta recepción de un datagrama por parte del nodo contiguo en una ruta, mediante reconocimiento pasivo o utilizando la información proporcionada por el protocolo MAC subyacente. Su formato se muestra en la Figura 5.5, y consta de los siguientes campos:

- *Opción*. Identifica la opción actual que, en el caso del ACKREQ, se corresponde con el valor hexadecimal 0xA0.
- *Longitud*. Indica la longitud, en octetos, de la opción actual, excluyendo los dos primeros campos (opción y longitud).
- *Identificador*. Valor único asignado por el nodo que solicita la confirmación y que será replicado en el ACK correspondiente, mandado por el siguiente salto.

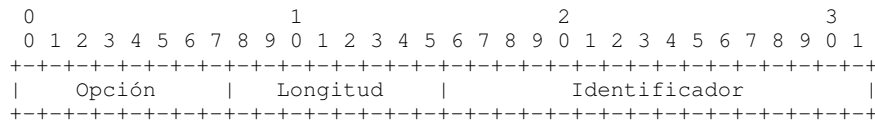


Figura 5.5: Opción ACKREQ en DSR

Opción ACK

La opción ACK (Figura 5.6) se corresponde con la confirmación propietaria de DSR, transmitida por un nodo al recibir un ACKREQ.

- *Opción*. Identifica la opción actual que, en este caso, se corresponde con el valor hexadecimal 0x20.
- *Longitud*. Tamaño, en octetos, de la opción actual, excluyendo los dos primeros campos (opción y longitud).
- *Identificador*. Valor único asignado por el nodo que solicita la confirmación y que se adjunta en el ACK.
- *Dirección Fuente del ACK*. Dirección del nodo que transmite el ACK.
- *Dirección Destino del ACK*. Dirección del nodo al que se dirige el ACK, que es el que solicitó confirmación mediante la opción ACKREQ

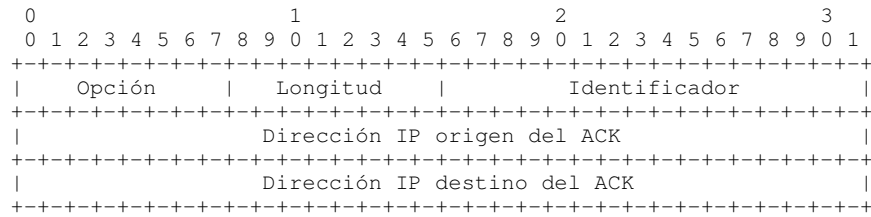


Figura 5.6: Opción ACK en DSR

Opción de Ruta Fuente

La opción de Ruta Fuente (*Source Route* o SRC), cuyo formato se muestra en la Figura 5.7, se utiliza para indicar la ruta completa que tiene que seguir un paquete DSR para alcanzar el destino. Se empleará principalmente en los paquetes de datos, aunque, por ejemplo, las opciones RERR y RREP también van acompañadas de esta opción.

- *Opción.* Identifica la opción actual. En el caso de SRC se corresponde con el valor hexadecimal 0x60.
- *Longitud.* Indica la longitud, en octetos, de la opción actual, excluyendo los dos primeros campos (opción y longitud).
- *Bits F y L.* Se emplean cuando la isla DSR está conectada con redes externas e indican que el primer o el último salto, respectivamente, de la ruta actual son nodos externos.
- *Reservado.* Este campo se fija a cero y es descartado en el destino.
- *Salvamento.* Se utiliza cuando un nodo procede al salvamento de un paquete.
- *Segmentos.* Número de saltos que el paquete tiene que atravesar antes de llegar al destino.
- *Dirección IP[1 .. N]* Ruta completa que tiene que seguir el paquete de datos, excluyendo los extremos de la misma (nodos origen y destino), pues ya aparecen en la cabecera IP.

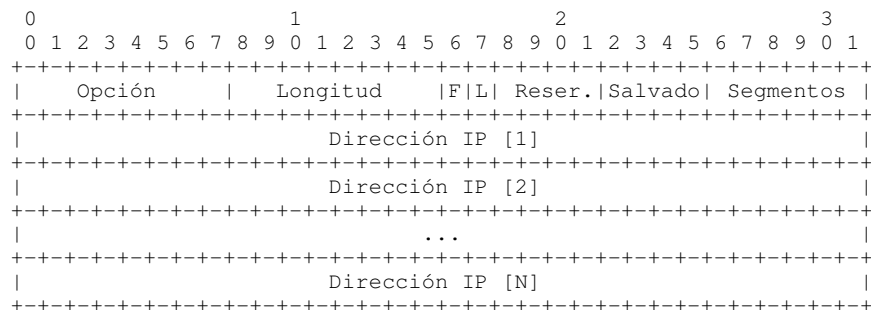


Figura 5.7: Opción Ruta Fuente en DSR

Opciones PAD1 y PADN

Se utilizan, de manera opcional, para alinear la información propietaria del protocolo DSR en un número entero de palabras de cuatro octetos.

5.3. SNR Aware DSR

En el marco de esta Tesis se propone una evolución del protocolo DSR que, como se ha adelantado previamente, se basa en la incorporación de la relación señal a ruido de los enlaces como métrica adicional en el proceso de selección de ruta, teniendo en cuenta que la caracterización del canal 802.11b descrita en el Capítulo 4 puso de manifiesto la influencia clara de este parámetro en la calidad global del enlace inalámbrico. Posteriormente se realizará una doble validación de la propuesta, basándose tanto en una implementación real como en un exhaustivo análisis mediante técnicas de simulación. En esta sección se describe, de manera detallada, la especificación del nuevo protocolo, al que se ha denominado *SNR Aware DSR* (SADSR), haciendo especial hincapié en las modificaciones que se han acometido sobre la versión original del DSR, cuya descripción se ha llevado a cabo anteriormente.

SADSR, de la misma manera que su antecesor, se basa en los procesos de descubrimiento y mantenimiento de ruta y, además, necesita una monitorización continua del entorno que rodea a un nodo, lo que se consigue con un módulo genérico de descubrimiento de vecinos [100], que bien podría ser el protocolo NHDP descrito en el Capítulo 3⁴. Además de requerir un conocimiento continuo de los nodos dentro del área de cobertura de uno mismo, se han tenido que acometer una serie de cambios frente a lo ya descrito para el protocolo DSR, modificaciones que se detallan a continuación.

Es importante destacar que la descripción que se realizará no atiende a la naturaleza del desarrollo posterior, ya sea empírico o en el marco de algún simulador. Evidentemente, en cada uno de los casos, se necesita realizar alguna adaptación puntual, en función de las necesidades particulares, que no afectaría en ningún caso al comportamiento general del SADSR, tal y como se detalla a continuación.

5.3.1. Del DSR al SADSR

El cambio fundamental que hay que acometer en el protocolo SADSR es el de asignar a los enlaces inalámbricos un peso, que será el que determine la calidad ‘relativa’ de cada uno de ellos. Como ya se ha adelantado anteriormente, se decidió que en este caso hacer la asignación en función de la SNR de cada uno de los enlaces, pero asimismo será necesario tener en cuenta el algoritmo de búsqueda a utilizar. Una opción plausible vendría dada por el conocido Algoritmo de *Dijkstra* [24], ya que sus prestaciones están más que probadas. Éste realiza la búsqueda de menor coste global, por lo que el valor del peso de cada uno de los enlaces debería aumentar a medida que su calidad empeorase. Teniendo en cuenta las caracterizaciones del canal radio de 802.11 que se han descrito de manera detallada en el Capítulo 4, se decidió utilizar tres niveles diferentes para modelar el canal: cuando la SNR

⁴En la literatura existen diferentes trabajos empíricos que usan la misma técnica (envío periódico de paquetes *Hello*) para llevar a cabo esta monitorización, obteniendo diferentes métricas sobre la calidad del enlace, alguna de las cuales se han discutido previamente. Sin embargo, no se conoce ningún trabajo que emplee, específicamente, la SNR.

sea elevada al enlace correspondiente se le asignará un peso de 1 (indicativo de un canal ‘bueno’), mientras que a los canales ‘malos’ se les asignará un 7; se diferencia, asimismo, un estado intermedio, caracterizado por un peso de 3. De esta manera, una ruta que conste de dos enlaces ‘buenos’ sería elegida frente a una ruta con un enlace ‘medio’, con lo que, supuestamente, se debería estabilizar el rendimiento.

Para obtener la calidad de un enlace determinado es necesario monitorizar la SNR que existe entre un nodo y todos aquellos con los que mantiene un enlace, para lo que se hace uso de una entidad de descubrimiento de vecinos. De esta manera, cada vez que se procesa un paquete de *Hello*, se obtiene la relación señal a ruido con la que se recibe para, posteriormente, actualizar el valor de la calidad del enlace correspondiente (entre el transmisor del *Hello* y el propio nodo); para ello se emplea una media ponderada de las últimas ω muestras de SNR. En el supuesto de que no llegue un *Hello* en el tiempo correspondiente, se asumiría una SNR de 0 dB, que es lo suficientemente baja; además, si se perdiera un número determinado de *Hellos* de manera consecutiva, se procedería a eliminar toda la información correspondiente a dicho terminal de la tabla de vecinos. Por otro lado, al transmitir un *Hello* se incluyen en el mismo una lista con todos los nodos con los que uno es consciente de mantener un enlace, así como la calidad correspondiente, de manera que, al recibir esta información, se pueda conocer la calidad de los dos sentidos de un enlace entre dos terminales, pudiendo gestionar correctamente enlaces asimétricos.

Además de la calidad individual de cada enlace ($\phi \in \{1, 3, 7\}$), es interesante definir asimismo la calidad global de cualquier ruta (Φ) que, teniendo en cuenta el procedimiento que se sigue en el algoritmo de búsqueda, se puede definir, para una ruta de N saltos, como la suma de las calidades individuales de todos los enlaces que la forman, tal y como se muestra en (5.1).

$$\Phi = \sum_{i=1}^N \phi_i \quad (5.1)$$

Además, también se hará uso de la calidad media de la ruta $\bar{\Phi}$, que se define como el cociente entre Φ y el número de saltos de la ruta (N).

5.3.2. Descubrimiento de ruta

El procedimiento del descubrimiento de ruta es muy similar al que se emplea en la versión original del DSR; en este caso, evidentemente, además de propagar la dirección de los nodos que van procesando el paquete RREQ también se hará lo propio con la calidad de los enlaces correspondientes. La modificación más relevante viene dada por el hecho de que, en el caso del SADSR, un nodo que ya haya procesado un RREQ (identificado por la dupla *Origen-Identificador*) podrá retransmitirlo, siempre que la calidad global de la ruta que viaje en el RREQ sea mejor (más pequeña) que la que tuviera registrada anteriormente; recordar que en el caso de la versión original del protocolo DSR, todos los paquetes de búsqueda de ruta ya hubieran sido procesados se descartaban directamente. De esta manera se asegura que el mejor de los posibles caminos llegue, al menos, al destino final.

Hay que tener en cuenta que la comparación se hará en base a la calidad global (Φ), pues es la que empleará el algoritmo de búsqueda a la hora de determinar la ruta óptima. Otra mejora que se llevó a cabo, para controlar, en la medida de lo posible, el proceso de reenvío de

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

mensajes RREQ, es el de aleatorizar, teniendo en cuenta la calidad global media $\bar{\Phi}$, el tiempo en el que el paquete debería ser retransmitido; así, si durante el periodo de espera llegara un RREQ con una calidad menor, se cancelaría la retransmisión del primero. De esta manera se consigue reducir el número de retransmisiones de RREQ y, además, se da cierta prioridad a aquellos paquetes que informen de rutas con mayor calidad. Cuando un nodo recibe un paquete de RREQ, y tras comprobar que debe ser retransmitido, selecciona un tiempo de espera, uniformemente distribuido en el rango $\left[\frac{\lfloor \bar{\Phi} \rfloor (\lfloor \bar{\Phi} \rfloor - 1)}{2}, \frac{\lfloor \bar{\Phi} \rfloor (\lfloor \bar{\Phi} \rfloor + 1)}{2} \right]$ (en decenas de *ms*), donde $\lfloor \bar{\Phi} \rfloor$ es la calidad global media del camino que ha seguido el RREQ hasta llegar al nodo actual.

5.3.3. Mantenimiento de ruta

El principal objetivo del mantenimiento de ruta en el protocolo DSR es asegurar que los enlaces que forman parte de una ruta en uso sigue siendo válidos; en el caso del SADSR se añade, además, la necesidad de reportar cambios que sean relevantes en lo que se refiere a la calidad de los enlaces que forman la ruta.

En primer lugar, gracias al módulo de monitorización de vecinos que se ha integrado con el SADSR, se pueden detectar cambios en los estados de los enlaces pero, además, es necesario poder relacionar dichos enlaces con las rutas que hacen uso de los mismos. Para ello, se define el concepto de *ruta activa*, para la que cada nodo mantiene, además de la tupla *Origen-Destino*, que es la que la identifica unívocamente, cuáles son los nodos que se encuentran a distancias de uno y dos saltos, de manera que si se detectara un cambio en la calidad de los enlaces que hay con cualquiera de éstos, se lo podría notificar a la fuente de la ruta, que tomaría las acciones correspondientes. Estos cambios no sólo tienen que incluir los que impliquen una calidad inferior, sino que también es beneficioso anunciar la mejora de las condiciones de alguno de los enlaces, especialmente si se trata del nodo que se encuentra a dos saltos de distancia, ya que de esta manera sería probable acortar la longitud de la ruta actual.

5.3.4. Cambios en las estructuras de almacenamiento

Uno de los aspectos más importantes en cualquier protocolo de encaminamiento en general, y en el DSR, en particular, viene dado por las tablas en las que se mantiene la información necesaria para gestionar correctamente su funcionamiento. Al evolucionar al SADSR se hace imprescindible acometer un conjunto de modificaciones en las mismas, así como el empleo de ciertas estructuras adicionales.

Caché de rutas

La especificación del DSR no fija qué tipo de estructura de datos se tiene que emplear para almacenar las rutas hacia todos los posibles destinos. Sin decantarse por una u otra, presenta dos alternativas diferenciadas:

- **Path Cache.** En este caso se almacenan todas las rutas conocidas hacia un mismo nodo, salto a salto. Habitualmente, las diferentes rutas se indexan por la dirección IP

del destino.

- **Link Cache.** En este tipo de estructura, cada nodo mantiene una visión más o menos completa de la topología de la red, de manera unificada, en forma de grafo. A la hora de buscar una ruta hacia un destino en particular se tiene que aplicar un algoritmo de búsqueda en grafos.

Para el protocolo DSR original es suficiente el uso de la *path cache*, cuya mayor ventaja es la sencillez que la caracteriza, aunque por otro lado requiere una mayor capacidad de almacenamiento, siendo los procesos de búsqueda más rígidos que en la *link cache*. En el caso del SADSR no es aconsejable utilizar este tipo de estructura, ya que no es lo suficientemente flexible. Por esta razón se implementará una *link cache*, en la que, para cada uno de los enlaces de la red, se tiene que mantener, al menos, la siguiente información:

- Nodos origen y destino del enlace en particular.
- El peso del enlace; en principio, y tal y como se ha dicho con anterioridad, el diseño es lo suficientemente flexible como para que este parámetro dependa de diferentes métricas a través de una función de coste determinada, aunque en el caso del SADSR (tal y como se ha especificado en el marco de la Tesis) únicamente se hace uso de la SNR, como se verá posteriormente.
- También se asigna un temporizador a cada enlace, de manera que cuando no se reciba información acerca del mismo en un tiempo determinado, se borre la entrada correspondiente.

De esta manera, la *link cache* se actualiza tras la aparición de dos posibles eventos:

- Cuando se recibe un paquete con la opción *Ruta Fuente*, se actualizan los temporizadores de todos los enlaces que forman parte de la entrada correspondiente, aumentando el periodo de validez de los mismos.
- Al procesar cualquier paquete con información de SNR, no sólo se modificarán los temporizadores de los enlaces, sino también el valor de su peso.

Tabla de rutas activas

Así como en la versión original del protocolo DSR, la estructura de almacenamiento *path cache* es suficiente para mantener toda la información que se necesita para asegurar el correcto funcionamiento del protocolo, no sucede lo mismo en SADSR, en el que se hace uso de la estructura de tipo *link cache*. Esta estrategia de almacenamiento presenta numerosas ventajas, pero no es posible asociar cada uno de los enlaces con las rutas que, en un momento determinado, están haciendo uso del mismo. Para ello se requiere una estructura nueva, que se denominará *Tabla de Rutas Activas*. Su función principal es permitir a los nodos que detectan un cambio de calidad en un enlace determinar quienes son las fuentes actuales que están empleando dicho enlace, para poder, de ese modo, informarles del cambio.

La tabla de rutas activas se puede ver además como un paso previo hacia la incorporación de la opción *Flow State*, ya que ésta se basa en la asignación de un identificador unívoco

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

para todas las rutas que se estén empleando en un momento concreto, que son las que se guardarían en esta tabla. Consta de los siguientes campos:

- *Nodo origen.* Dirección del origen de la ruta.
- *Nodo destino.* Dirección del destino de la ruta.
- *Siguiente salto.* Dirección del nodo que prosigue al actual en la ruta. De esta manera, cuando un nodo detecta, a través de los eventos generados por el mecanismo de monitorización correspondiente, que el enlace con alguno de los vecinos ha cambiado de calidad, recorre la tabla de rutas activas y genera un evento a transmitir a la fuente para todos aquellas entradas que hicieran uso del enlace en el que se ha producido un cambio de calidad.
- *Nodo a dos saltos.* Se corresponde con el nodo que está a una distancia de dos saltos en una entrada en particular, y se mantiene para poder informar a la fuente de un cambio en la calidad correspondiente, que podría derivar en un cambio de ruta.
- *Calidad Global de Ruta.* Este parámetro da idea de la calidad global de la ruta y se corresponde, como se ha dicho anteriormente, con la suma de los pesos de todos los enlaces de la misma, siendo el parámetro que el algoritmo de *Dijkstra* minimiza durante el proceso de búsqueda de ruta. Además, se emplea para activar procedimientos de descubrimiento periódicos, siempre que la calidad actual media de la ruta no supere un umbral determinado, para lo que también es necesario mantener el número de saltos de la ruta.
- *Temporizador para los procesos periódicos de ruta.* Siempre que la calidad global media de la ruta esté por debajo de un valor concreto, este temporizador se emplea para activar los procesos de descubrimiento periódicos de ruta, que, como se ha dicho previamente, tienen el objetivo principal de encontrar un posible camino alternativo de mayor calidad global que el actual.
- *Temporizador de la ruta.* Con el fin de evitar que las rutas activas se queden obsoletas se emplea este temporizador, que se reinicia al recibir un paquete de datos (con la opción *Ruta Fuente*). Si llegara a expirar, significaría que la entrada actual no se ha empleado en un tiempo considerable, por lo que se borraría de la tabla.

Tabla de RREQ

En el caso del DSR original se mencionó que un nodo, antes de propagar un RREQ, debe comprobar que no lo haya procesado anteriormente, para lo que emplea el identificador único que asigna la fuente. En el caso del SADSR, tal y como ya se ha comentado, sí que se puede retransmitir un RREQ previamente propagado, aunque solamente cuando la calidad global de la ruta que ha seguido hasta el nodo que lo esté procesando sea menor que el que retransmitió previamente (en caso contrario, el paquete se descarta, al igual que en la versión original del protocolo). Para poder implementar este comportamiento se necesita modificar ligeramente la estructura de información original, introduciendo un campo adicional para mantener las calidades globales de los caminos que los diferentes RREQ han seguido hasta llegar al nodo.

Tabla de vecinos

Uno de los principales pilares para el funcionamiento del protocolo SADSR es la monitorización de los vecinos de cada nodo. Evidentemente, la entidad que lleve a cabo esta funcionalidad, mantendrá sus propias estructuras internas, pero el propio SADSR necesita disponer de cierta información para asegurar su correcto funcionamiento. En primer lugar, se guardan las últimas ω muestras de la relación señal a ruido, que son las que se utilizarán para calcular el valor de la calidad de cada enlace; también se mantiene la calidad de los sentidos inversos, reportada en los *Hellos* transmitidos por el resto de nodos. Por último, se indexan las entradas de la tabla de rutas activas que utilizan cada vecino como siguiente nodo (o a una distancia de dos saltos), para poder informar a la fuente correspondiente de cambios que se produzcan en la calidad de dichos enlaces.

5.3.5. Especificación del protocolo

Tras analizar el formato de las cabeceras existentes en la versión original del protocolo DSR, se detectaron ciertas deficiencias que tenían que cubrirse para asegurar un correcto funcionamiento del SADSR. En particular se realizaron cambios en el formato de las cabeceras RREQ, RREP y RERR (para adaptarse al concepto de ruta activa) y se añadió una nueva opción: *Route SNR* o RSNR, que informaría de cambios relevantes en la calidad de algún enlace. Los formatos de todas ellas se detallan a continuación.

Opción RREQ

En el proceso de descubrimiento de ruta es fundamental que se informe acerca de la calidad de los enlaces correspondientes, por lo que, como se ve en la Figura 5.8, cada nodo añadirá, tras su propia dirección, el estado del enlace que le une con aquel del que recibió el RREQ. El resto de los campos coinciden con los vistos en el caso del DSR original. Esta propuesta es similar a la empleada en [94] y en [95], concretamente en las implementaciones que utilizan

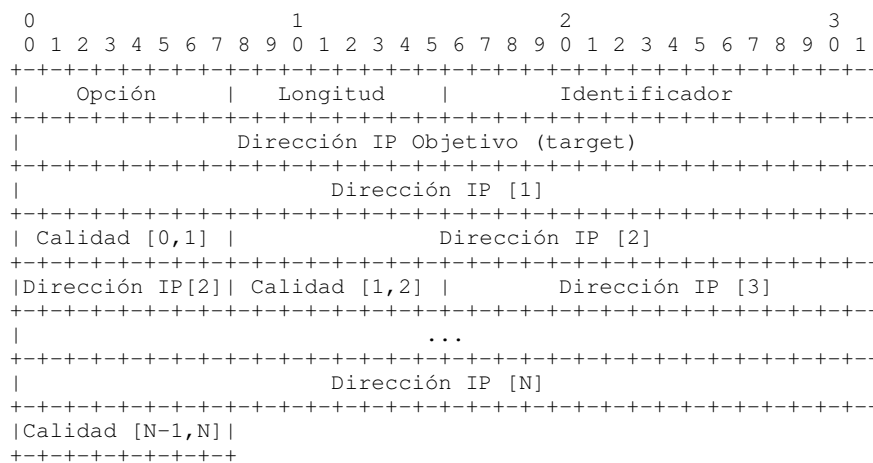


Figura 5.8: Opción RREQ en SADSR

a la hora de evaluar las prestaciones de las diferentes métricas que proponen (principalmente ETX).

Opción RREP

En el protocolo original, cuando el nodo objetivo recibe un RREQ, genera un RREP para informar al iniciador del proceso de descubrimiento de ruta el camino correspondiente. En el caso del SADSR, esta información no se limita a la ruta en sí misma, sino que también se incluyen los estados de todos los enlaces que forman parte de la ruta, tal y como se muestra en la Figura 5.9. El resto de los campos coinciden con los vistos en el caso del protocolo DSR original.

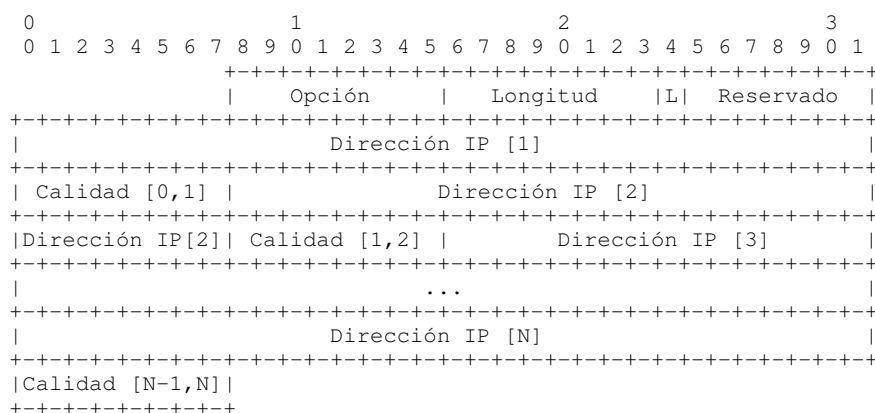


Figura 5.9: Opción RREP en SADSR

Opción RERR

El cambio en la opción RERR es posiblemente menos relevante que los de las dos anteriores. Mientras que el formato mostrado en la Figura 5.4 es suficiente para el protocolo DSR, en el caso del SADSR se necesita, asimismo, incorporar el destino de la ruta activa que estuviera utilizando el enlace erróneo, para que los nodos que procesen el RERR puedan eliminar la entrada correspondiente en la tabla de rutas activas. El formato actualizado se muestra en la Figura 5.10.

Opción RSNR

El RNSR se trata de la única opción que se necesita incorporar al protocolo SADSR (frente a las que ya existen en la versión original del DSR). Se emplea para reportar un cambio en la calidad de un enlace que estuviera siendo utilizado por alguna ruta activa, de manera que los nodos afectados puedan tomar las medidas necesarias. El formato de la nueva opción se muestra en la Figura 5.11, y consta de los siguientes campos:

- *Opción.* Identifica la opción actual. Como el RSNR se incorpora en el marco de la propuesta presentada en el marco de esta Teiss, se fija cualquier valor hexadecimal no

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

0									1									2									3								
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1				
Opción									Longitud									Tipo de Error									Reser. Salvado								
									Dirección IP origen del RERR																										
									Dirección IP destino del RERR																										
									Dirección IP del nodo inalcanzable																										
									Dirección IP destino de la ruta activa																										

Figura 5.10: Opción RERR en SADSR

usado por DSR, concretamente el 0x08.

- *Longitud.* Indica la longitud, en octetos, de la opción actual, excluyendo los dos primeros campos (opción y longitud).
- *Calidad Antigua.* Estado anterior del enlace cuyo cambio se está reportando.
- *Calidad Nueva.* Estado actual del enlace cuya calidad ha variado.
- *Reservado.* Este campo se fija a cero y se descarta en el destino.
- *Dirección Fuente del RSNR.* La dirección del nodo que genera el RSNR, aquel que detecta el cambio de calidad de un enlace.
- *Dirección Destino del RSNR.* Dirección del nodo al que se tiene que enviar el RSNR, que se corresponde con la fuente de la ruta activa correspondiente.
- *Extremo del enlace con cambio.* Dirección del siguiente salto, el extremo del enlace cuyo estado ha variado.
- *Dirección destino de la ruta activa.* Dirección del destino final de la ruta activa a la que pertenece el enlace en el que se ha detectado un cambio de calidad.

0									1									2									3								
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1				
Opción									Longitud									Cal. Ant Cal. Nue									Reservado								
									Dirección IP origen del RSNR																										
									Dirección IP destino del RSNR																										
									Dirección IP del nodo destino del enlace																										
									Dirección IP destino de la ruta activa																										

Figura 5.11: Opción RSNR en SADSR

5.4. Evaluación experimental de las prestaciones de DSR y SADSR

Evidentemente, el proporcionar una descripción detallada de la implementación de los protocolos DSR y SADSR se sale completamente del alcance del presente documento, por lo que esta sección de la Tesis, que describe la validación experimental llevada a cabo, simplemente presentará la estructura del desarrollo correspondiente, destacando los diferentes componentes de la misma. También se analizarán los aspectos principales en la integración del módulo DSR con el resto de la pila de protocolos. En el Anexo F se da una descripción más pormenorizada de las técnicas que se han usado para acometer la implementación, así como un estudio del estado del arte relacionado (trabajos que han acometido desarrollos similares).

5.4.1. Estructura de la implementación del DSR

Como se indica en el Anexo F, los protocolos DSR y SADSR se implementan como un módulo en el *kernel* del Sistema Operativo Linux, haciendo uso de las funcionalidades del marco *Netfilter* [101].

La Figura 5.12 muestra la arquitectura de alto nivel de la implementación⁵ que se ha acometido en el marco de esta Tesis y que consta de los siguientes elementos:

- **Entidad principal o *core*.** El *core* o parte principal de la implementación interacciona con la pila de protocolos TCP/IP, que incorpora el Sistema Operativo Linux y, por tanto, proporciona el punto de entrada al módulo, tanto para tráfico generado por el propio dispositivo (proveniente de las capas superiores) como para aquel que llegue a través del interfaz de red. Además, se encarga de registrar el módulo cuando es cargado,

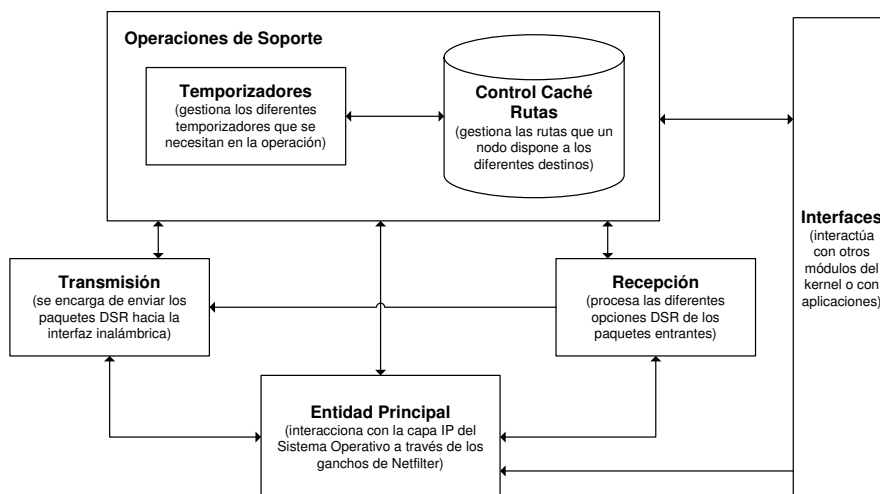


Figura 5.12: Estructura de la implementación del módulo DSR

⁵Esta estructura es común para las dos versiones del protocolo, SADSR y DSR, por lo que se hablará de módulo DSR para referirse, indistintamente, a ambas.

habilitando las interfaces tanto con el espacio de usuario como con el resto de entidades del *kernel* del Sistema Operativo.

Para acceder a, y procesar, los datagramas tiene dos rutinas principales, cada una de ellas asociada a un gancho *Netfilter* diferente (`NF_IP_PRE_ROUTING` y `NF_IP_LOCAL_OUT`, que se corresponden con los tráficos entrante y saliente, respectivamente). Además, en la entidad que permite la interconexión de una isla DSR con el exterior, *Gateway*, también se empleará el gancho `NF_IP_FORWARDING`.

- **Entidad de transmisión.** Aquí se incluyen todas aquellas funcionalidades que se requieren para transmitir paquetes DSR, ya sea tráfico de control o transportando información del usuario.
- **Entidad de recepción.** Procesa los paquetes entrantes, en función de la opción DSR correspondiente.
- **Entidad de control de la caché de rutas.** Unos de los elementos principales de los protocolos DSR y SADSR es la estructura en la que mantienen las rutas a los potenciales destinos de las comunicaciones. La implementación llevada a cabo incorpora un módulo que se encarga de gestionar dicha estructura y que facilita, a través del uso de una interfaz común, el uso de diferentes estrategias de almacenamiento.
- **Entidad de temporizadores.** El funcionamiento de ambos protocolos requiere de la utilización de diferentes temporizadores, que se gestionan en una entidad concreta de la implementación.
- **Interfaces.** Permite al DSR/SADSR comunicarse con otras entidades, ya sean módulos del *kernel* del Sistema Operativo o procesos del nivel de usuario (a través de *ioctl*s⁶).

Como puede observarse, los dos procedimientos básicos (descubrimiento y mantenimiento de ruta) del DSR/SADSR se mapean sobre diversas funcionalidades de las entidades en las que se ha estructurado la implementación. A continuación se describen los aspectos fundamentales del desarrollo llevado a cabo, atendiendo a la operación tradicional del protocolo.

5.4.2. Incorporación del módulo DSR en la capa de protocolos IP

Como se detalla en el Anexo F, al cargar el módulo DSR, se registran los puntos ‘*ganchos*’ en los que se puede adquirir el control sobre el datagrama IP. Más concretamente, se distinguen tres posibilidades, en función de que el paquete en cuestión sea tráfico ascendente, empleándose el gancho `NF_IP_PRE_ROUTING`, o descendente, en el que se activaría el `NF_IP_LOCAL_OUT`. También, para posibilitar la conectividad de islas DSR con redes externas, a través de la funcionalidad de *Gateway*, se empleará el gancho `NF_IP_FORWARDING`. Por otro lado, además de la manera de capturar el tráfico, es importante analizar el modo en el que éste es procesado a continuación, ya que se tiene que modificar el procedimiento ‘tradicional’ que la capa IP sigue con cada uno de los datagramas, teniendo en cuenta que la información DSR no puede salir de los límites del módulo, pues su formato no puede ser interpretado por el resto de entidades de la capa de protocolos.

⁶Estas interfaces facilitan especialmente la integración del protocolo de enrutamiento con otros desarrollos llevados a cabo en el marco de los proyectos europeos en los que se hizo uso del mismo.

Tráfico descendente

El supuesto que es importante diferenciar en este punto es aquel en el que un datagrama IP tiene que ser transmitido al siguiente salto en una ruta determinada, y éste no coincide con el destino final del mismo. En efecto, cada paquete tiene que ser reenviado a un nodo cuya dirección no coincide con la que aparece en la cabecera IP. Además, debido a la su característica intrínseca de encaminamiento fuente, el módulo DSR no puede hacer uso de la estructura que maneja el Sistema Operativo, ya que ésta se basa en la tradicional dupla *Destino_Final - Siguiente_Salto*. La combinación de ambos aspectos implica ciertas dificultades desde el punto de vista del funcionamiento tradicional del protocolo IP, por lo que se tiene que ‘alterar’ su interacción con las capas inferiores, en particular con la capa MAC y el procedimiento ARP. Otra particularidad que hay que considerar viene dada por la limitación impuesta en las interfaces físicas al tamaño máximo de las tramas que se pueden transmitir; el módulo DSR se introduce en la capa de protocolos a través del marco proporcionado por *Netfilter*, pero el resto de las entidades que procesarán cada datagrama no son conscientes de la sobrecarga que DSR/SADSR va a introducir, por lo que se tiene que asegurar, de alguna manera, que el tamaño total de la trama, incluyendo la información de control requerida por el módulo no supere el máximo soportado por el controlador correspondiente a la interfaz física.

Tráfico ascendente

En este caso el paquete se obtiene en el gancho `NF_IP_PRE_ROUTING`, pudiéndose dar dos posibilidades diferentes: se dirige a un proceso (aplicación) local, con lo que el módulo DSR deberá extraer toda la información propia del datagrama, dejando que siga su procesamiento habitual (`NF_ACCEPT`); por el contrario, si se trata de un nodo intermedio en una ruta, o es un paquete de control DSR, tras procesar la información propia de DSR que lleve el datagrama, no se permitirá que siga su recorrido habitual a través de la capa IP; evidentemente, en este último caso, y si fuera necesario, el datagrama se reenviaría de nuevo, para lo que se pasaría a la interfaz de red correspondiente.

Funcionalidad Gateway

Cuando alguno de los equipos de la isla DSR cumpla además la funcionalidad de *Gateway*, interconectándola con el exterior, es asimismo necesario habilitar el gancho `NF_IP_FORWARDING`, para poder procesar aquellos datagramas que provengan de una red ajena y estén dirigidos a uno de los dispositivos presentes en la isla DSR.

5.4.3. Descubrimiento de ruta

El proceso de descubrimiento de ruta se emplea cuando un nodo, al querer comunicarse con otro, no dispone de un camino válido a este último. En su implementación se ha seguido de manera fidedigna la especificación original del protocolo, así como los cambios requeridos para la correcta operación del SADSR. A continuación se destacan los aspectos más relevantes.

En primer lugar, teniendo en cuenta que la plataforma sobre la que se evaluará el comportamiento de ambos protocolos es IEEE 802.11b, que requiere de enlaces bidireccionales, el

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

nodo objetivo utilizará siempre la ruta inversa (a aquella que llega en la opción RREQ) para enviar la respuesta al origen, utilizando la opción de ruta fuente. En este caso, además, no se empleará ningún mecanismo de confirmación para los paquetes RREP⁷.

Tal y como se ha adelantado anteriormente, el funcionamiento del DSR/SADSR, en general, y del procedimiento de descubrimiento de ruta, en particular, requiere del uso de un conjunto de tablas de información. Las más relevantes son las que se describen seguidamente.

- **Tabla de descubrimiento.** Cada vez que un nodo inicializa un procedimiento de descubrimiento de ruta, añade una entrada en esta tabla, para poder limitar la tasa a la que se envían los paquetes RREQ. Además, en el caso del SADSR se utiliza para poder gestionar el envío periódico de RREQ, cuando la calidad global media de la ruta esté por debajo de un umbral predeterminado. Por último también mantiene una copia de los datagramas de información dirigidos a cada uno de los posibles destinos, en el *buffer* de envío, tal y como se describe a continuación.
- **Buffer de envío.** Se utiliza para guardar los paquetes que lleguen de las capas superiores mientras se esté tratando de encontrar una ruta válida al destino. Los paquetes se guardan localmente hasta que se reciba un RREP o hasta que el nodo decida que no existe una ruta válida, momento en el que se descartan todos los datagramas.
- **Tabla de RREQ procesados.** Como ya se ha mencionado anteriormente, los nodos, al recibir un RREQ, pueden decidir no retransmitirlo; en el caso del DSR cuando la dupla *nodo_objetivo - identificador* ya ha sido procesada anteriormente, mientras que en el SADSR cuando además la calidad de la ruta seguida por el RREQ hasta ese momento no sea superior a la registrada anteriormente. Por ello, todos los nodos deben mantener información acerca de los RREQ que han procesado.

En cuanto a los mecanismos adicionales que se proponen en la especificación original del DSR, no se incorporan, inicialmente, a la implementación llevada a cabo. La utilización de información local para generar RREP resulta interesante cuando el tamaño de la red sea elevado, pero ya se ha visto que el número máximo de saltos que es razonable emplear en los escenarios sobre los que se trabaja en esta Tesis (ver Capítulo 2) no es muy elevado. La misma razón se podría aducir para justificar la no implementación de los mecanismos para controlar la difusión de los paquetes de RREQ y, a pesar de que el desarrollo soporta el procedimiento *Expanding Ring*, sólo se hará uso del método tradicional, en el que se fija el número máximo de saltos en los RREQ al diámetro de la red.

5.4.4. Mantenimiento de ruta

El proceso del mantenimiento de ruta asegura que un datagrama que se esté transmitiendo sobre un camino en particular llegue correctamente al destino y, por tanto, la ruta se pueda seguir considerando como válida. Más concretamente, este mecanismo permite detectar la caída de enlaces. Como se dijo anteriormente se pueden emplear tres métodos diferentes

⁷Este aspecto, que no afecta de manera importante al comportamiento global del módulo es razonable ya que, como se vio en el Capítulo 4, las tramas de menor tamaño presentan una probabilidad de pérdida sensiblemente más pequeña.

para asegurar la correcta recepción de un datagrama por parte del siguiente salto: los reconocimientos de nivel de enlace, los propios de DSR o los pasivos. El primero de ellos es el que, a priori, se debería emplear si fuera posible, ya que es el que incurre en una sobrecarga y consumo energético menores, por el no envío de los paquetes de reconocimiento DSR; sin embargo, a pesar de que, la plataforma inalámbrica sobre la que se verificó el desarrollo (802.11b) sí que emplea un mecanismo subyacente de reconocimientos propios de capa MAC, los componentes particulares que se emplearon (tarjetas inalámbricas y controlador asociado) no permitían acceder a la información correspondiente, descartando el uso de esta alternativa. Por su parte, el uso de reconocimientos pasivos no implica la transmisión de paquetes de control adicionales, pero necesita que todos los dispositivos que formen parte de la red DSR trabajen en modo promiscuo (para capturar todas las tramas, incluso aquellas que no estén dirigidas a ellos mismos), lo que conlleva un consumo energético mayor⁸.

La solución que se empleará, por tanto, es el uso de los reconocimientos propietarios de DSR. Evidentemente, se incurre en cierta sobrecarga, debido a los mensajes de control adicionales. Sin embargo, tal y como se sugiere en la especificación del DSR, no será necesaria la confirmación de cada uno de los datagramas, sino que se limitará la tasa a la que se solicitan peticiones de confirmación para cada nodo, con lo que se reducirá el impacto del tráfico adicional.

De la misma manera que sucedía con el mecanismo de descubrimiento de ruta, también se requiere manejar un conjunto de tablas de información, que se describen a continuación.

- **Caché de rutas.** Se trata de la estructura de almacenamiento principal en cualquier protocolo de encaminamiento, ya que es en la que mantiene la información topológica de la red (es decir, las rutas a los posibles destinos). En el caso del módulo implementado en el marco de esta Tesis, se pueden emplear dos tipos diferentes de estructuras: *path cache* o *link cache*; en la primera de ellas, que es la que emplea DSR, las entradas se indexan por la dirección del nodo destino, registrándose la ruta completa. La búsqueda es sencilla, aunque requiere una capacidad de almacenamiento generalmente mayor. En la *link cache*, por el contrario, la información se guarda según una estructura de grafo (indicando, por tanto, la existencia de enlaces entre los diferentes nodos que componen la red). En esta estrategia, fundamental para la operación del SADSAR, la capacidad de memoria requerida es sensiblemente menor y, evidentemente, dota de una mayor libertad a la hora de determinar la ruta hacia un destino. Esta mayor flexibilidad implica, por contra, el empleo de algoritmos de búsqueda sensiblemente más complejos, entre los que se destaca, como ya se ha mencionado, el de *Dijkstra*.
- **Buffer de mantenimiento.** Se utiliza como soporte para la detección de caídas de enlaces y se indexa por la dirección IP de todos los vecinos de un nodo en particular. Gestiona un temporizador y dos variables que marcan el estado en que se encuentra el nodo, por ejemplo para saber si se le ha enviado un ACKREQ recientemente.
- **Tabla de rutas activas.** Como se vio anteriormente, sólo se emplea en el caso del protocolo SADSAR y permite monitorizar la calidad de las rutas en uso, para proceder al envío de paquetes RSNR, si fuera necesario.

⁸Por otra parte, el propio marco *Netfilter* imposibilita el uso de esta estrategia, ya que la implementación del protocolo IP del Sistema Operativo descarta los paquetes entrantes cuando estos no estén dirigidos a la propia tarjeta de red (modo promiscuo), antes del gancho `NF_IP_PRE_ROUTING`, con lo que no se podría tener en ningún acceso a los mismos.

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

Al igual que sucedía con el proceso de descubrimiento, existen una serie de mejoras (definidas en la especificación de DSR) que se pueden incorporar con el objetivo de mejorar las prestaciones del protocolo. La primera de ellas se trata del *salvamento de paquetes*; teniendo en cuenta el límite en el número de saltos que es razonable emplear, y a pesar de que el diseño de la implementación es lo suficientemente genérico como para incorporar, de manera sencilla, esta funcionalidad adicional, se optó por no hacerlo inicialmente. En lo que se refiere al *encolamiento de paquetes a transmitir por un enlace roto*, la implementación no está preparada para utilizar este mecanismo, debido a la prácticamente nula capacidad de interacción con las capas subyacentes (interfaz inalámbrica y controlador correspondiente). El *acortamiento automático de ruta* no se puede emplear ya que, como sucedía con el esquema de reconocimientos pasivos, la propia implementación del marco *Netfilter* no permite acceder a la información de ruta transportada por un datagrama que no estuviera dirigido directamente a un nodo. Tampoco se ha incorporado el *aumento en la propagación de los RERR*, ya que en redes con un número máximo de saltos reducido (como las que se han usado en la validación de la implementación), los beneficios de este mecanismo no son tan evidentes.

5.4.5. Interfaces

Como ya se ha dicho con anterioridad y, entre otros objetivos, para favorecer la integración del DSR/SADSR en las arquitecturas de los proyectos europeos en los que se empleó el módulo, se tuvieron que definir un conjunto de interfaces tanto con aplicaciones (nivel de usuario) como con otras entidades del núcleo del Sistema Operativo. Estas interfaces han facilitado, además, el establecimiento de la plataforma de desarrollo.

Hay que tener en cuenta que la aparición de nuevas necesidades de interacción de/hacia el módulo puede ser bastante dinámica, por lo que será necesario dotar a la implementación de la flexibilidad necesaria para que pueda adaptarse a estos nuevos requerimientos.

Espacio de usuario

Como se describe en el Anexo F, para comunicar el módulo DSR/SADSR con aplicaciones ejecutándose en el espacio de usuario se hará uso de la funcionalidad proporcionada por el comando de sistema *ioctl* (que aparece brevemente descrita en el citado anexo). A continuación se enumeran las necesidades que se han identificado e incorporado a la implementación.

Mackill. A pesar de que no sea un requerimiento específico para el correcto funcionamiento de este desarrollo, se ha convertido en una funcionalidad fundamental, ya que permite desplegar las plataformas de verificación necesarias de una manera sencilla. Cuando se trata de establecer una red multi-salto, la idea que subyace es que los nodos que se comunican a través de otros no sean capaces de comunicarse directamente entre sí. Lo que desde el punto de vista teórico no parece entrañar demasiadas dificultades, impone un gran reto desde el punto de vista experimental; el despliegue de plataformas ‘reales’ para la validación de este tipo de protocolos es un aspecto que dista mucho de ser sencillo. Así, en el modo de funcionamiento denominado *ad hoc* de la tecnología 802.11, todos los terminales deben formar parte de la misma ‘celda’ y tienen que participar, de manera distribuida, en ciertos mecanismos de sincronización. Para que esto sea posible, necesitan pertenecer al mismo área de cobertura imposibilitando, por tanto, el establecimiento ‘riguroso’ de comunicaciones multi-salto. La

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

funcionalidad *mackill* permite desconectar, de manera virtual, nodos entre sí, aunque sigan estando dentro de la misma área de cobertura, utilizando las direcciones MAC de las tarjetas inalámbricas como filtro. De esta manera, se podrían evitar comunicaciones directas entre dos nodos cuando fuera necesario. A través de esta interfaz, las direcciones MAC pueden añadirse/eliminarse fácilmente a/de la relación de estaciones filtradas. Esto supone una gran ventaja frente a resultados preliminares presentados en [102], en los que dicha funcionalidad no se había incorporado.

Establecimiento y chequeo de rutas. En ciertas ocasiones es beneficioso, e incluso necesario, que un usuario pueda establecer manualmente una ruta, especialmente a la hora de realizar pruebas de funcionamiento. Además, hay ciertas aplicaciones que necesitan examinar el contenido de la caché de rutas (como por ejemplo, las correspondientes a la gestión de red [103, 104]). Teniendo en cuenta estos requerimientos, que son especialmente importantes en el marco de los proyectos en los que se integró el módulo, se habilitó la capacidad de examinar la caché de rutas y, además, de modificarla, añadiendo entradas o borrando las ya existentes.

Monitorización de vecinos. En el Capítulo 3 se mencionó que la especificación del protocolo DSR no proponía la utilización de mensajes periódicos de *broadcast*, como los *Hello* de AODV, para la detección de vecinos. Por otro lado, también se ha introducido, en el grupo de trabajo MANET, el protocolo NHDP, que cumple principalmente con esa funcionalidad; en principio, éste debería poder emplearse con cualquier esquema de encaminamiento. Teniendo en cuenta, además, que para la correcta operación del SADSR se necesita un conocimiento preciso del entorno de un nodo, se incorporó la posibilidad de recibir información de una entidad de monitorización de vecinos, también desarrollada en el marco de esta Tesis [100].

Espacio del kernel

En este caso se ha hecho uso de la funcionalidad proporcionada por el Sistema Operativo, mediante la que cualquier módulo puede registrarse dentro de la tabla de símbolos del *kernel*, para que el resto de entidades puedan acceder a los servicios que ofrece (ver Anexo F). En este caso, eran concretamente los requerimientos impuestos por la arquitectura que se definió en el proyecto PACWOMAN [4] los que llevaron a incluir esta funcionalidad en la implementación.

Monitorización de vecinos. La función es la misma que la descrita anteriormente, aunque en este caso la entidad que monitoriza el entorno de un nodo (detectando la aparición y desaparición de vecinos) es otro módulo del *kernel* del Sistema Operativo.

Establecimiento del siguiente salto. Una de las principales dificultades que hay que afrontar a la hora de incorporar el protocolo de encaminamiento al subsistema de red del Sistema Operativo es la de evitar la problemática que existe con el mecanismo de resolución de direcciones ARP. Al integrar el módulo con algún desarrollo basado en el concepto de dispositivo virtual de red (como es el caso del proyecto PACWOMAN), la situación es diferente, ya que podría no existir ARP ni ningún mecanismo similar, y el mapeo se haría en base a una tabla con duplas de direcciones IP-MAC. En rutas de un único salto se puede tomar la

información directamente de la cabecera IP, pues el destino no es otro que la máquina que tiene que recibir, físicamente, la trama. Sin embargo, en el supuesto de tener comunicaciones multi-salto, la situación cambia completamente, por lo que se tuvo que incorporar un mecanismo mediante el cual el módulo DSR proporcionara, bajo demanda, el siguiente salto en un datagrama IP, examinando la opción de ruta fuente correspondiente.

5.4.6. Plataforma empleada durante la campaña de medidas

Una de las principales dificultades que aparecen a la hora de validar experimentalmente un protocolo de encaminamiento para redes multi-salto es el hecho de que prácticamente todas las tecnologías inalámbricas existentes en la actualidad no fueron diseñadas inicialmente para este tipo de topologías⁹. En particular, la familia IEEE 802.11, que es la más extendida en la actualidad en el campo de las WLAN, define dos modos de funcionamiento: infraestructura y *ad hoc*¹⁰.

- **Modo infraestructura.** Se trata de la opción más empleada, en la que un punto de acceso gestiona las comunicaciones de las estaciones móviles, conectándolas a una red subyacente (habitualmente, una red de área local). En esta configuración, que se muestra en la Figura 5.13(a), las estaciones no pueden comunicarse directamente entre sí, y lo hacen siempre a través del punto de acceso. La topología básica se puede extender, utilizando varios puntos de acceso, que se interconectan a través de un sistema de distribución correspondiente.
- **Modo ad hoc.** En esta alternativa, que se representa en la Figura 5.13(b), las estaciones se comunican de igual a igual, sin la intervención de ningún elemento centralizador, tras establecer, de manera espontánea, una estructura de red temporal. Generalmente no se conectan con el exterior.

De las dos configuraciones anteriores, la segunda es la más apropiada para el establecimiento de topologías multi-salto, ya que el carácter claramente centralizador de la primera de ellas se contrapone intrínsecamente a las topologías multi-salto. Hay que tener en cuenta, por otra parte, que el propio estándar 802.11 parece oponerse al establecimiento topologías multi-salto, ya que el modo de funcionamiento *ad hoc* sólo es posible cuando las estaciones puedan comunicarse entre sí de manera directa o, lo que es lo mismo, se encuentren dentro de la misma área de cobertura, ya que participan, de manera distribuida a un proceso de generación de tramas de *beacon*, empleadas para asegurar la sincronización de toda la red. Teniendo en cuenta que es probable, incluso deseable, que en una topología multi-salto real, nodos no contiguos no puedan comunicarse directamente entre sí, se podrían ocasionar inestabilidades en el mencionado proceso de sincronización, por lo que para el establecimiento de algunos de los escenarios que se emplearán más adelante se hará uso de la funcionalidad de *mackill*, definida anteriormente. Se podría argumentar que de esta manera no se emulan de manera fidedigna las características de una red multi-salto, ya que las estaciones simplemente estarían desconectadas '*virtualmente*' y, por tanto, las transmisiones de unas influirían en las otras y

⁹Actualmente se trabaja en una extensión al estándar 802.11, que sí que soportará topologías malladas (*mesh*). Además la ampliación a la especificación 802.16 (*WiMax*) también posibilita su uso.

¹⁰Este término no debe confundirse con el que se le da asimismo a las redes multi-salto, como se ha visto previamente.

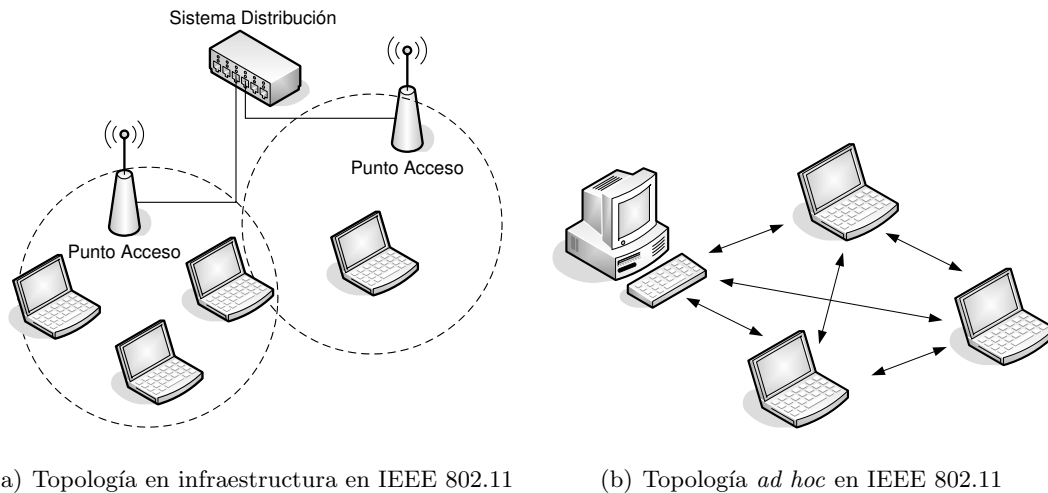


Figura 5.13: Topologías de red definidas en la recomendación IEEE 802.11

que, además, por el mismo motivo, tampoco se podría llegar a reflejar el efecto del *terminal oculto*. Hay que tener en cuenta, sin embargo, que como se ha descrito en el Capítulo 4, las tarjetas comerciales suelen presentar un rango de detección de portadora sensiblemente mayor que el de transmisión, por lo que, incluso en una topología real, sería discutible la presencia de alguno de los problemas referidos con anterioridad, especialmente cuando el número de saltos por ruta no es muy elevado.

5.4.7. Prestaciones de DSR y SADSR

En este apartado de la Tesis se presentarán los resultados obtenidos a la hora de verificar el correcto comportamiento, tanto del protocolo DSR [105, 106], como del SADSR, sobre una plataforma real. Hay que tener en cuenta las dificultades intrínsecas que existen a la hora de plantear una caracterización experimental, por lo que el conjunto de escenarios que se utilizarán es limitado, aunque siempre cumpliendo el objetivo de poner de manifiesto la mejora introducida a través de las técnicas de *Cross-Layer Optimization*. Posteriormente, se hará un análisis mucho más exhaustivo de las prestaciones del protocolo SADSR basado en técnicas de simulación y en el modelo de canal *BEAR*, cuyo diseño y validación se ha descrito en el Capítulo 4.

Protocolo DSR nativo

Un paso previo al análisis de las prestaciones de cualquier protocolo de encaminamiento, es verificar que la sobrecarga que introduce, tanto por los mecanismos de control que emplea como por las cabeceras necesarias en cada paquete de datos, no es excesiva. Además se pretende analizar el impacto de los reconocimientos propios de DSR. Para ello se dispuso de tres configuraciones lineales, de uno, dos y tres saltos, como muestra la Figura 5.14. Primeramente se realizará una configuración estática, en la que el encaminamiento se establece manualmente, modificando las tablas correspondientes en cada uno de los terminales.

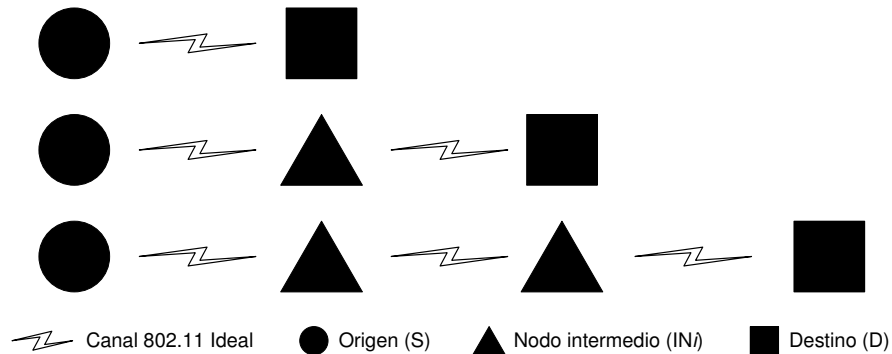


Figura 5.14: Escenarios empleados para caracterizar la sobrecarga del protocolo DSR

Posteriormente se establecerán las mismas topologías, utilizando el protocolo DSR, que se configuró para emplear o no los reconocimientos DSR¹¹, y asegurando la desconexión virtual de los terminales mediante el uso de la funcionalidad *mackill*.

En cada caso se llevaron a cabo diferentes comunicaciones, tanto con tráfico UDP como TCP, mostrándose, en la Figura 5.15 el rendimiento instantáneo obtenido en alguna de las mismas. Como se puede ver, la sobrecarga que introduce el DSR, independientemente del uso de sus reconocimientos propietarios, es prácticamente inapreciable, ya que las prestaciones son, en todos los casos, tanto para tráfico UDP como para TCP, muy similares a las que se obtuvieron con la configuración estática de la plataforma.

Teniendo en cuenta que la sobrecarga que introduce el protocolo de encaminamiento DSR

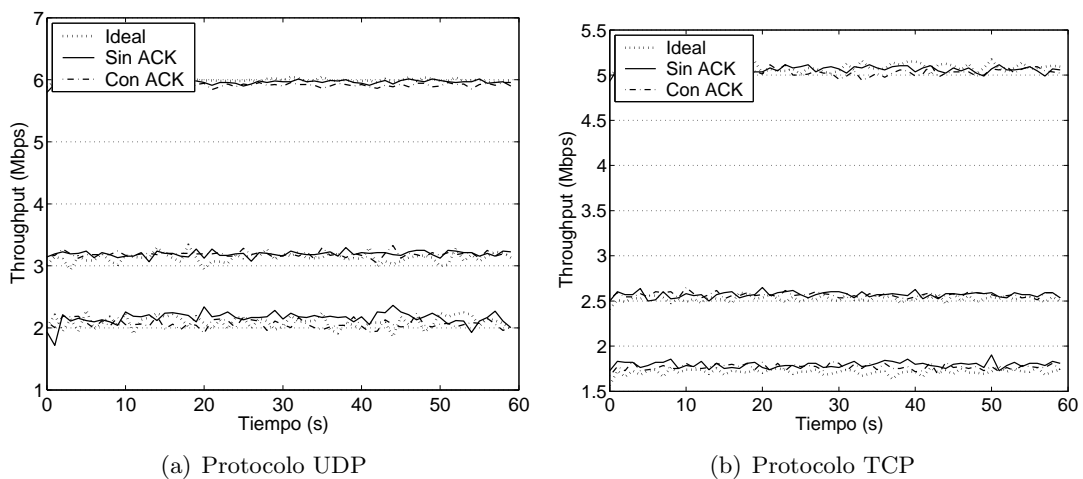


Figura 5.15: Rendimiento instantáneo con el protocolo DSR para rutas de uno, dos y tres saltos

¹¹Como los enlaces que separan los nodos contiguos se pueden considerar ideales, se puede despreciar la presencia de errores y, por tanto, es razonable deshabilitar el esquema de confirmación.

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

es despreciable, es razonable utilizarlo para caracterizar las prestaciones de los protocolos TCP y UDP sobre topologías inalámbricas multi-salto, empleando IEEE 802.11b como tecnología subyacente. Primeramente, la Figura 5.16 muestra los resultados obtenidos con tráfico UDP, para diferentes longitudes de datagrama y sobre topologías de uno, dos y tres saltos inalámbricos. El uso de los reconocimientos propietarios de DSR se habilitó en todas las configuraciones, de manera que se pudiera analizar su influencia. Se realizaron 10 experimentos independientes en cada caso, y la figura refleja, además del valor medio, los rendimientos mínimo y máximo que se obtuvieron en cada uno de los supuestos. A la vista de los resultados obtenidos se puede concluir que, efectivamente, y tal como se vio previamente, la influencia de los reconocimientos DSR es prácticamente nula, ya que las prestaciones son, en ambos casos, muy similares; además, a tenor de la escasa variabilidad de los resultados, se puede concluir que la estabilidad de la implementación llevada a cabo es significativa. Finalmente, en lo que se refiere a la interpretación más general del comportamiento observado, se puede decir que el rendimiento sigue una relación inversamente proporcional al número de saltos (N), de manera que los valores obtenidos con 2 y 3 saltos se corresponden, aproximadamente, con el que se observa cuando la ruta es de un único salto, dividido por N . Además, se comprueba que el rendimiento disminuye a medida que se emplean datagramas más cortos, como también se pone de manifiesto en el análisis del comportamiento sobre un único enlace inalámbrico [88].

Una vez caracterizada la capacidad máxima que se puede obtener sobre una topología multi-salto sobre la tecnología IEEE 802.11b, la Figura 5.17 analiza cuál es el comportamiento que se observó al utilizar el protocolo de transporte TCP, que posiblemente sea el más extendido en la actualidad, al ser el que se emplea, por ejemplo, como base en la mayoría de las aplicaciones y servicios Internet (*web, email, ftp*). Hay que tener en cuenta que, a diferencia de lo que ocurre con UDP, TCP utiliza un esquema orientado a la conexión, incorporando un conjunto de avanzados mecanismos para el control de errores y de flujo, basado en el envío de reconocimientos TCP por parte de la entidad receptora. En este caso, además de modificar el número de saltos de la ruta y la longitud de la carga útil en cada uno de los paquetes

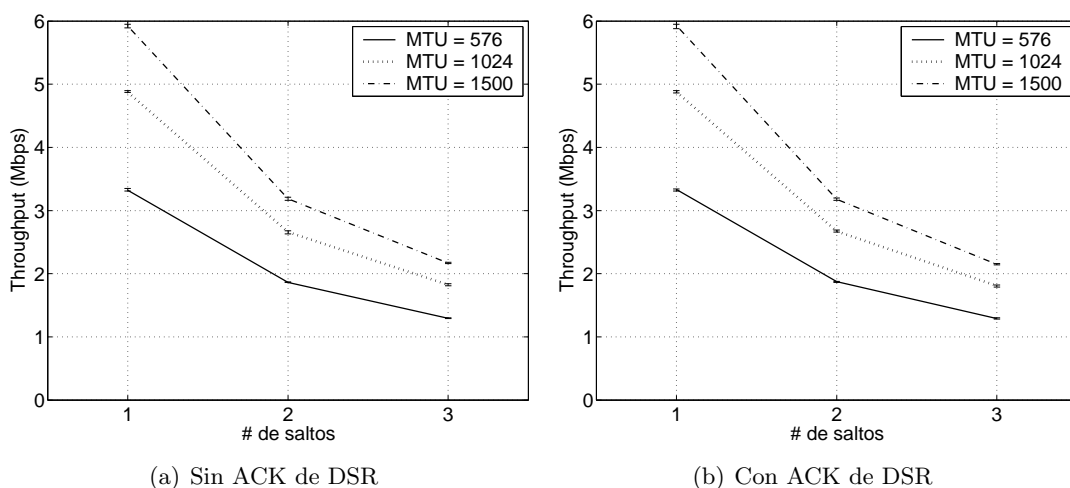


Figura 5.16: Comportamiento del protocolo UDP sobre rutas de uno, dos y tres saltos inalámbricos 802.11b libres de errores

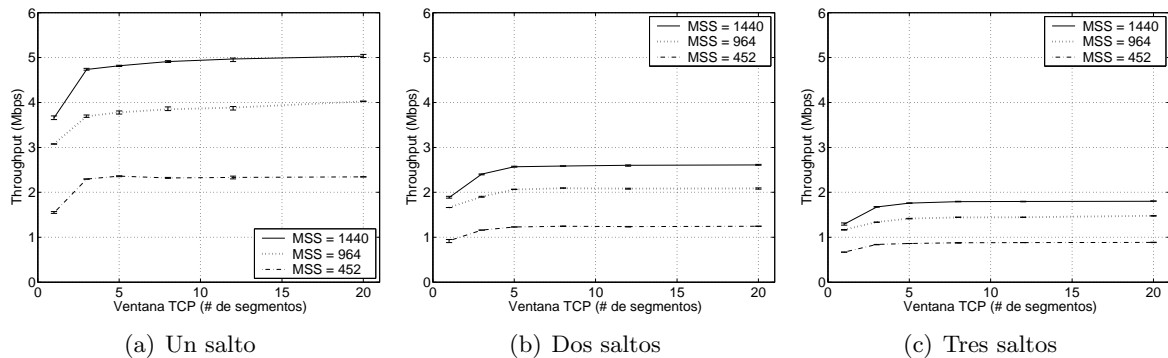


Figura 5.17: Comportamiento del protocolo TCP sobre rutas de uno, dos y tres saltos inalámbricos 802.11b libres de errores

a transmitir, que en el protocolo TCP se llevará a cabo a través del parámetro *Maximum Segment Size* (MSS), también se configura la ventana del trasmisor, que es el número de segmentos que se pueden transmitir sin recibir confirmación. Para cada uno de los diferentes casos analizados se realizaron cinco medidas independientes entre sí. En primer lugar, se pone de manifiesto nuevamente la gran estabilidad del comportamiento del módulo, ya que prácticamente no se aprecia diferencia entre los valores máximo y mínimo del rendimiento, y las prestaciones en el caso de un salto coinciden con los que máximos que se pueden obtener utilizando tráfico TCP sobre 802.11b [90]; se sigue poniendo de manifiesto cierta dependencia tanto con el número de saltos en la ruta, como con la longitud máxima de segmento utilizada. Se observa en este caso un aspecto adicional, ya que se aprecia claramente el beneficio de incrementar la ventana empleada por el transmisor TCP, aunque únicamente hasta que toma un valor de 5 segmentos, a partir del cual, el rendimiento se estabiliza, para todas las configuraciones, en torno a su valor máximo.

Uno de los aspectos que mayor novedad aportan a la implementación realizada del protocolo DSR, es la incorporación de la funcionalidad de *Gateway* o pasarela hacia redes externas. Como ya se ha dicho en el Capítulo 3, es cada vez mayor la importancia de la interconexión de redes *ad hoc*, para lo que se hace indispensable el uso de una pasarela o *Gateway*. La Figura 5.19 muestra los rendimientos instantáneos que se obtuvieron en los supuestos en los

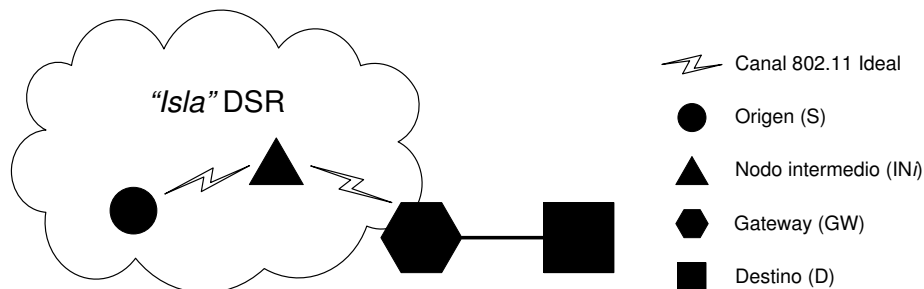


Figura 5.18: Escenarios empleados para caracterizar la influencia del Gateway

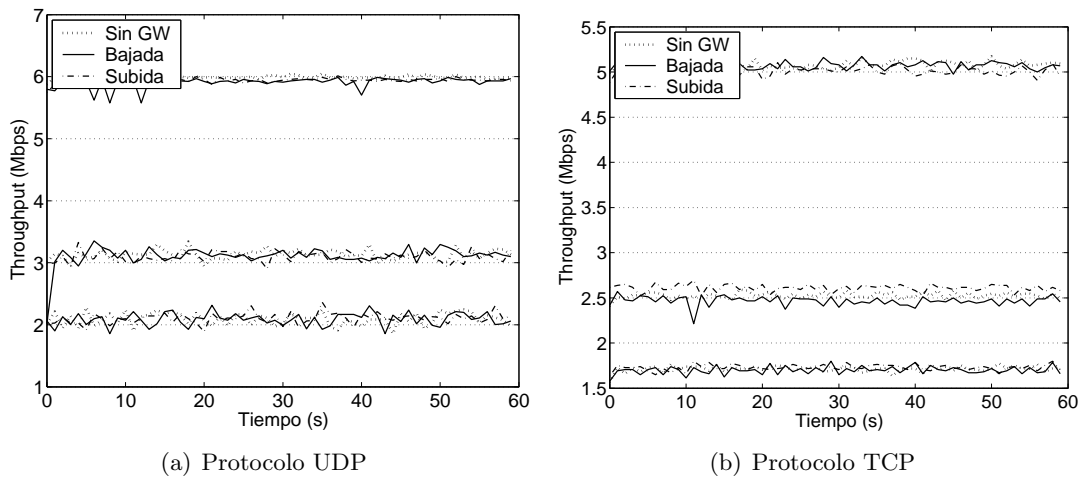


Figura 5.19: Efecto de la presencia del Gateway en el comportamiento del protocolo DSR

que bien el transmisor (tráfico de bajada), bien el receptor (tráfico de subida) se situaba en una red externa a la propia isla DSR (como se representa en la Figura 5.18), para los protocolos UDP y TCP, comparándolos con el *throughput* que se obtuvo previamente, cuando ambos extremos de la comunicación estaban dentro de la red *ad hoc*. Como puede observarse, prácticamente no se aprecia disminución del rendimiento en ninguno de los casos, de lo que se deduce que la incorporación de la funcionalidad de pasarela no influye negativamente al rendimiento caracterizado previamente.

Protocolo SADSR

Antes de realizar una valoración cualitativa de las mejoras que se pueden conseguir utilizando el protocolo SADSR, la Figura 5.20 pone de manifiesto que el uso de los mensajes *Hello* no implica una reducción relevante en el rendimiento obtenido, frente al del caso ideal, por lo que se puede deducir que el análisis del comportamiento de los protocolos TCP y UDP sobre topologías multi-salto realizado con el protocolo DSR es asimismo válido para la versión mejorada que se propone en el marco de esta Tesis.

Una vez corroborado que la que la sobrecarga introducida por el protocolo de encaminamiento SADSR puede considerarse despreciable, se realizaron medidas de sus prestaciones sobre topologías dinámicas, escenarios canónicos, sobre los que se pueda demostrar la mejora que es posible conseguir al emplear la información de la calidad de los enlaces para modular el algoritmo de selección de ruta. Como se ha mencionado previamente, en el siguiente apartado, y mediante el empleo de técnicas de simulación, se llevará a cabo un análisis más exhaustivo de las prestaciones de este protocolo para cubrir las limitaciones que suelen acarrear las caracterizaciones experimentales.

El primero de los escenarios que se analizará es el más sencillo; se pretende simplemente demostrar la capacidad que tanto DSR como SADSR tienen para reaccionar ante la caída de un enlace en una ruta activa; como se ve en la Figura 5.21 existe una comunicación entre dos terminales (*S* y *D*) a través de un nodo intermedio, que en un momento determinado deja de estar disponible; ambos protocolos de encaminamiento son capaces de reaccionar ante la

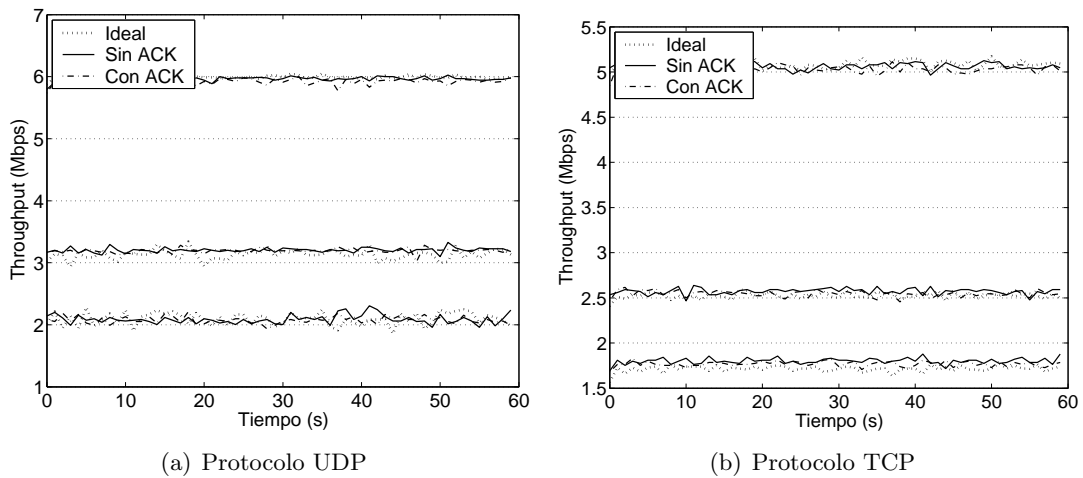


Figura 5.20: Rendimiento instantáneo con el protocolo SADSR para rutas de uno, dos y tres enlaces inalámbricos 802.11b libres de errores

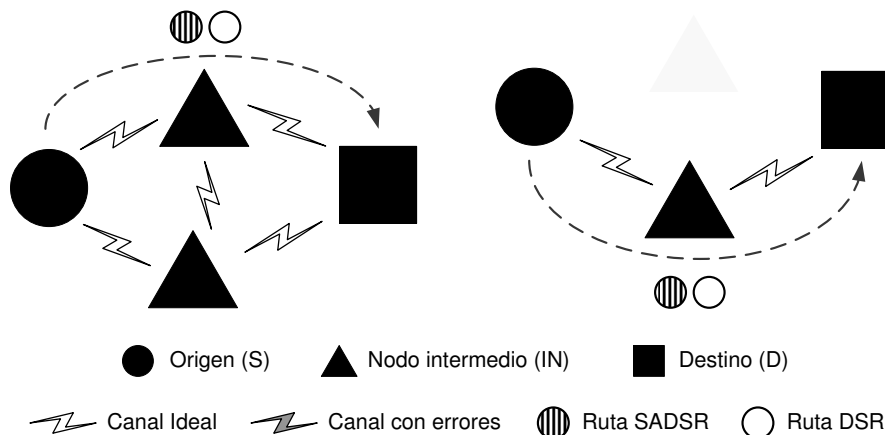


Figura 5.21: Escenario canónico 1

caída de dicho enlace, que detectan a través del esquema de reconocimientos que emplean, estableciendo la ruta a través de otro nodo intermedio. La Figura 5.22 muestra los rendimientos instantáneos que se midieron, para los dos protocolos de enrutamiento, utilizando tráfico TCP y UDP. Es interesante destacar que el tiempo en el que se recupera la comunicación, prácticamente inapreciable en todos los casos, es algo mayor al emplear tráfico TCP, ya que este protocolo, al detectar la presencia de errores, aplicaría sus procesos de control de flujo, reduciendo la tasa de generación de segmentos de datos. Por otro lado, en el caso del tráfico UDP, que no deja de generar datagramas durante la caída del enlace, se produce una ligera pérdida, aunque no llega al 2% del total de paquetes generados.

En el segundo de los escenarios (ver Figura 5.23), se dispone de dos nodos que se comunican a través de una ruta con un único salto de baja calidad. En un momento determinado, aparece

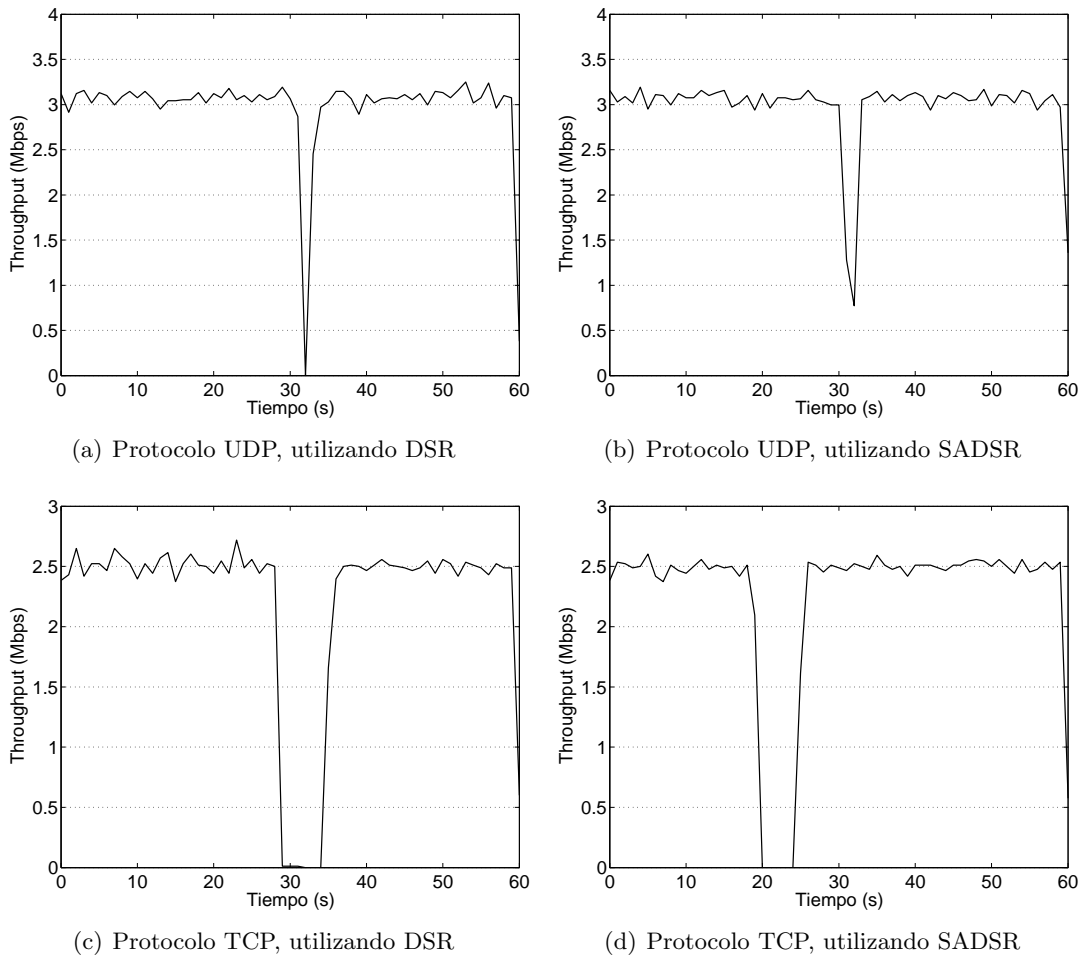


Figura 5.22: Comportamiento de los protocolos DSR y SADSRS en el escenario canónico 1

un tercer nodo, que se sitúa entre ambos. Teniendo en cuenta que la ruta original es de baja calidad global, el protocolo SADSRS habría activado el procedimiento de búsqueda periódica de ruta, por lo que una vez que se percate de la presencia del nodo adicional comenzará a reenviar los datagramas a través del mismo. En el caso del protocolo DSR, sin embargo, siempre se elegiría la ruta directa (de un único salto), manteniendo las prestaciones deficientes de la situación inicial, tal y como se pone de manifiesto en la Figura 5.24. En ella se puede ver claramente que el rendimiento instantáneo, tanto con tráfico UDP como con TCP, se estabiliza al usar el protocolo SADSRS, una vez que aparece el nodo intermedio. Sin embargo, al emplear el protocolo DSR, el origen persiste en seleccionar la ruta de un único salto, y el comportamiento es pobre durante toda la conexión.

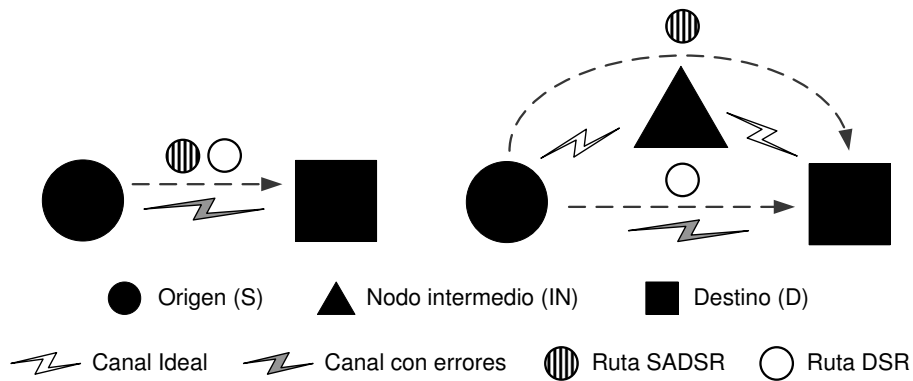


Figura 5.23: Escenario canónico 2

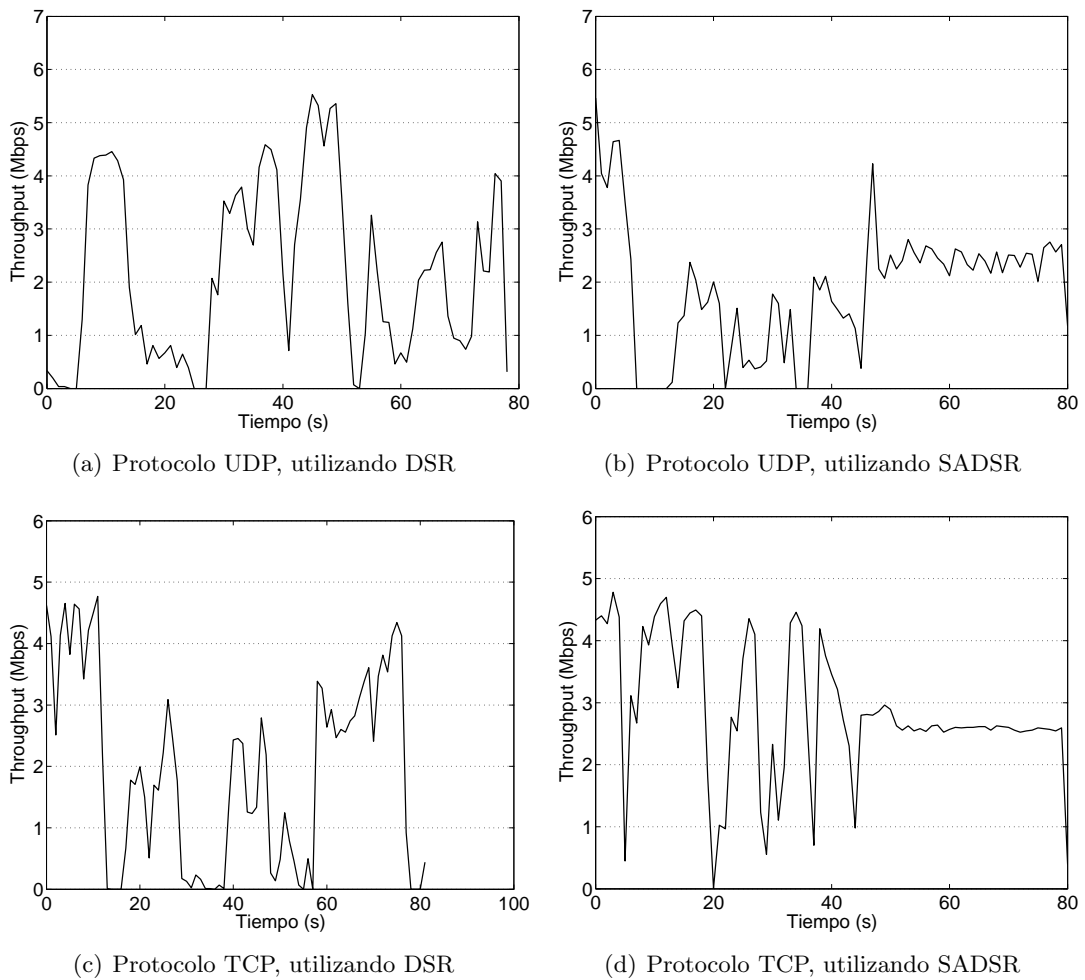


Figura 5.24: Comportamiento de los protocolos DSR y SADSr en el escenario canónico 2

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

El tercero de los escenarios que se ha empleado, representado en la Figura 5.25 es, en cierta manera, similar al anterior. En este caso, al comienzo de la comunicación, el enlace que une a los nodos S y D es de calidad elevada, lo que se refleja en el rendimiento instantáneo (ver Figura 5.26) que se obtiene, tanto para tráfico UDP como TCP, muy cercano al ideal con ambos protocolos de encaminamiento. Sin embargo, en un momento determinado el terminal destino comienza a alejarse paulatinamente de la fuente, llegando un punto en el cual la calidad del enlace que les une deja de ser *buena*. Tras percatarse de ese cambio (ya sea mediante un paquete RSNR o RERR), SADSR encuentra una ruta alternativa, a través del nodo intermedio ($IN1$), lo que estabiliza el rendimiento. Sin embargo, en el caso del protocolo DSR, al seguir detectando la presencia del destino (a través de los paquetes de *Hello*), se continuará empleando la ruta de un único salto, con lo que el comportamiento comienza a ser muy poco predecible, superando claramente SADSR al DSR original en cuanto a sus prestaciones. Por otra parte, se puede ver que la transición entre ambos estados, para el protocolo de encaminamiento propuesto en el marco de esta Tesis, es prácticamente inapreciable, lo que denota una rápida reacción ante los cambios en las calidades de los enlaces.

La última de las topologías que se empleará para poner de manifiesto las prestaciones mejoradas de SADSR es la que se muestra en la Figura 5.27; en este caso, el enlace que une a los dos nodos extremos de la comunicación (S y D) es de baja calidad, por lo que la política de decisión de rutas empleada por SADSR opta por reenviar los datagramas a través de un tercer nodo que se encuentra disponible. Sin embargo, tal y como se ha comentado previamente, el protocolo DSR original, siendo consciente de la presencia del nodo destino, a través de los correspondientes mensajes de *Hello*, utiliza el enlace directo para comunicar el transmisor con el receptor, con el consiguiente deterioro del comportamiento, tal y como se puede ver en la Figura 5.28. En un momento determinado, el nodo D comienza a acercarse a la fuente; en el caso del DSR, no se produce ningún cambio en la ruta utilizada, pero la mejoría en la calidad del enlace inalámbrico, hace que el comportamiento se estabilice. En el caso del protocolo SADSR, a pesar de que la ruta original de dos saltos hubiera seguido ofreciendo un comportamiento adecuado, el nodo origen, tras percatarse del cambio de estado en el enlace con el destino (que es un vecino al que tiene en una ruta activa a una distancia de dos saltos), cambia asimismo de ruta y comienza a transmitir a través del enlace existente entre S y D , con lo que el rendimiento se equipara al obtenido con DSR.

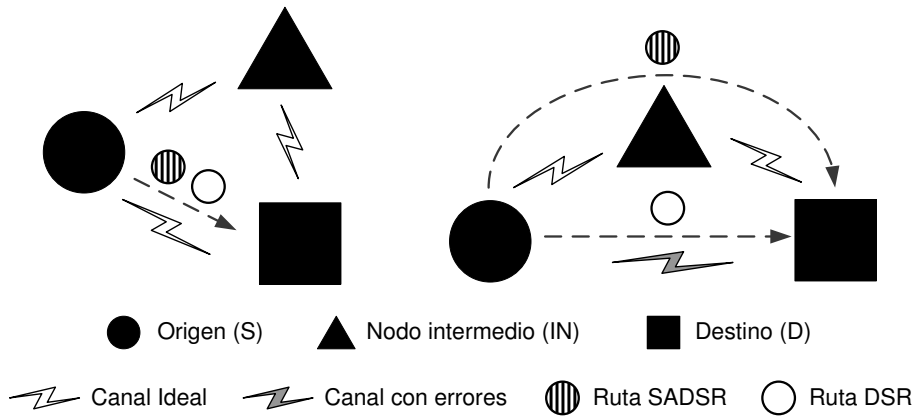


Figura 5.25: Escenario canónico 3

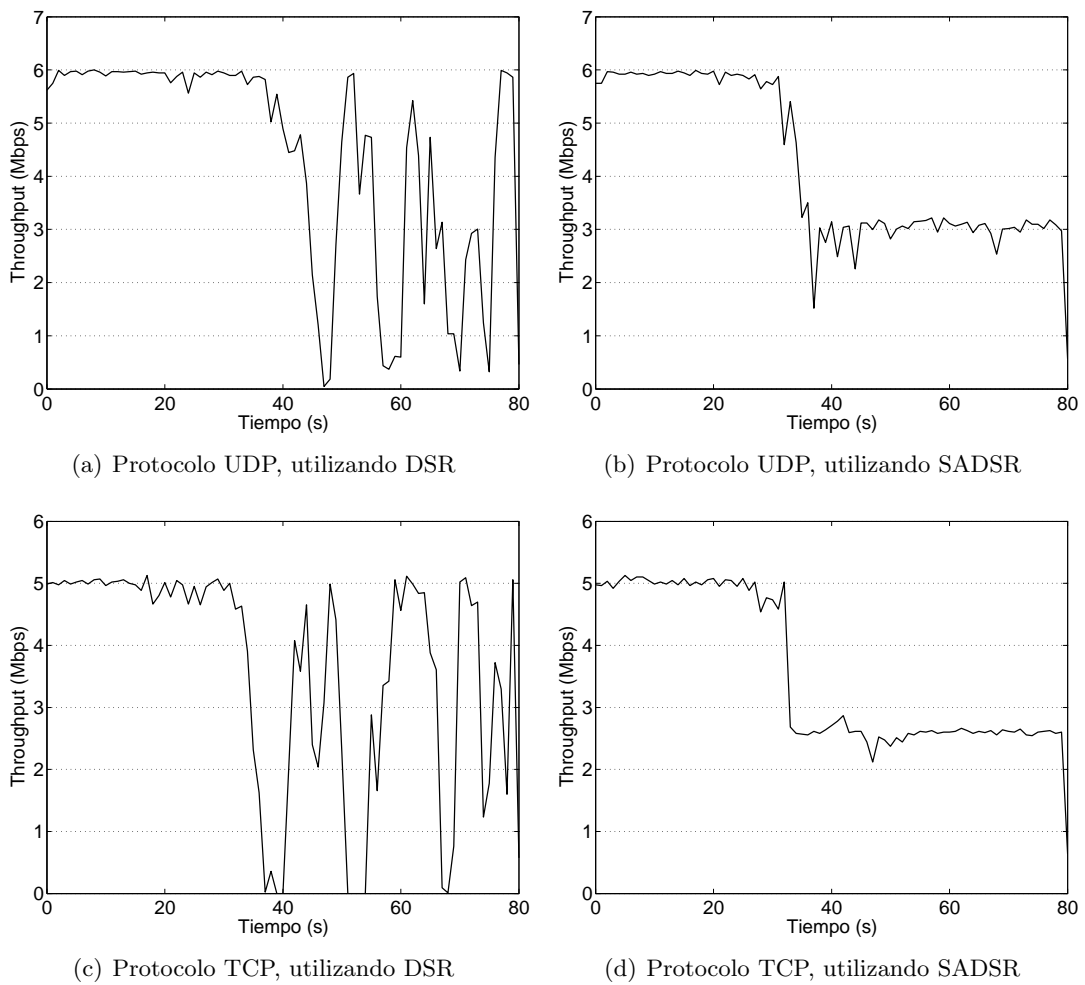


Figura 5.26: Comportamiento de los protocolos DSR y SADS en el escenario canónico 3

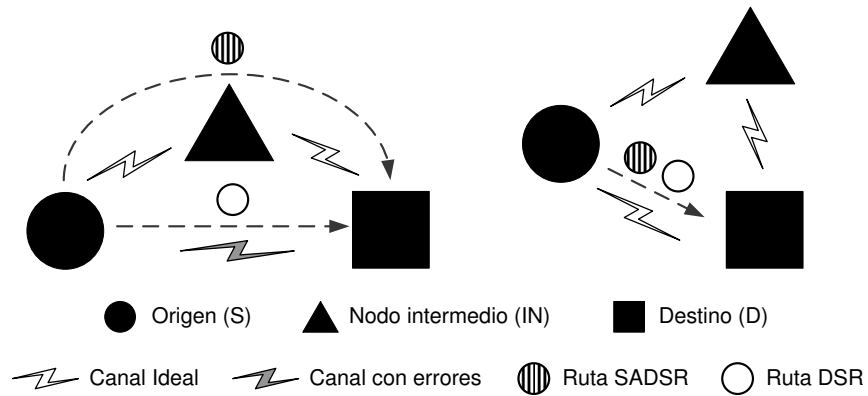


Figura 5.27: Escenario canónico 4

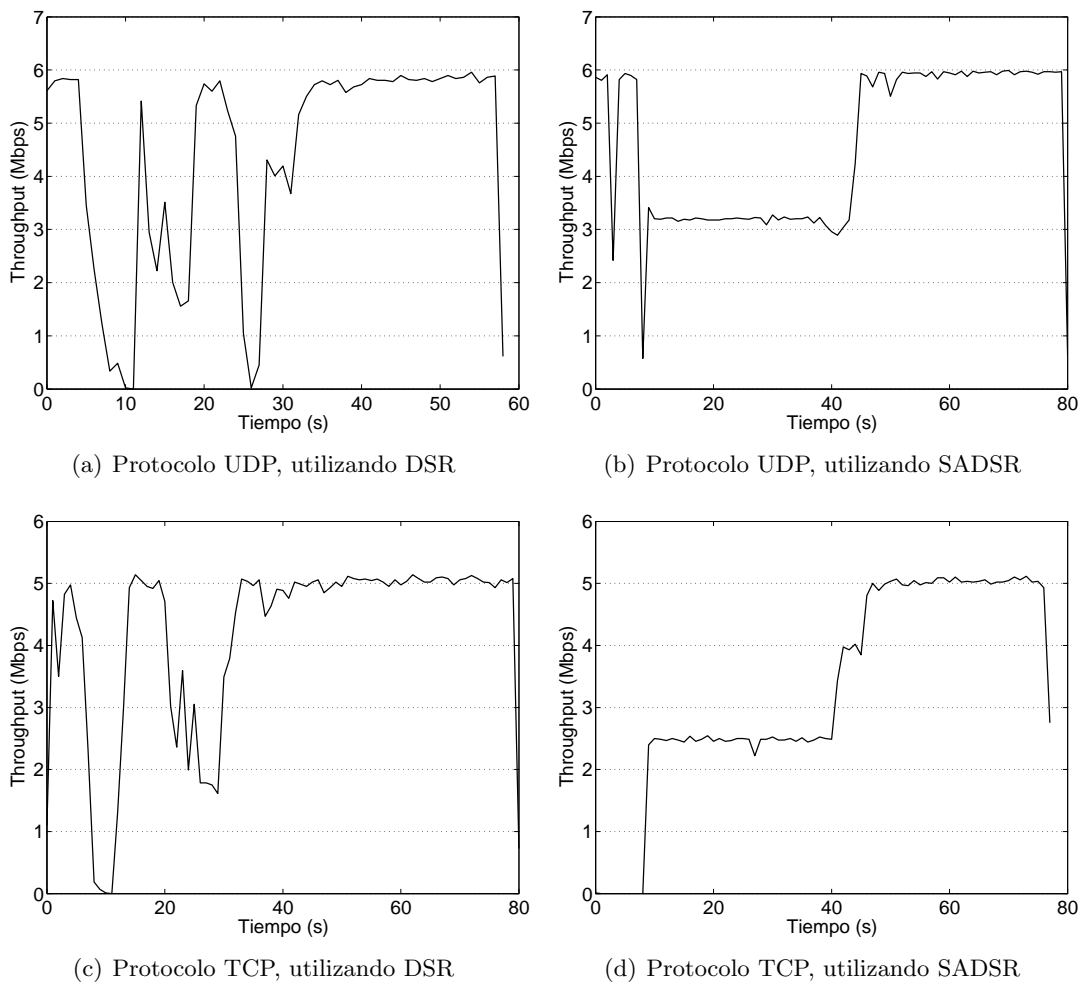


Figura 5.28: Comportamiento de los protocolos DSR y SADS en el escenario canónico 4

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

Hay que tener en cuenta que, como se ha dicho previamente, y para poder realizar una comparación equitativa de ambas estrategias, se ha supuesto, a lo largo de todas las medidas presentadas hasta este momento, que el protocolo DSR cuenta, de la misma manera que su versión mejorada, con un mecanismo para la detección de vecinos¹². Si no fuera así, los resultados que se hubieran obtenido, utilizando este protocolo de encaminamiento, aun sin llegar a las prestaciones de SADSR, sí que habrían sido mejores¹³. Sin embargo, el último de los escenarios que se ha estudiado, sí que puede usarse para demostrar que, incluso con dicha funcionalidad deshabilitada, el SADSR puede superar, en sus prestaciones, al protocolo original DSR. Bajo este supuesto, ambos protocolos terminarían por seleccionar, al iniciarse la comunicación, la ruta de dos saltos (DSR lo acabaría haciendo tras producirse, por ejemplo,

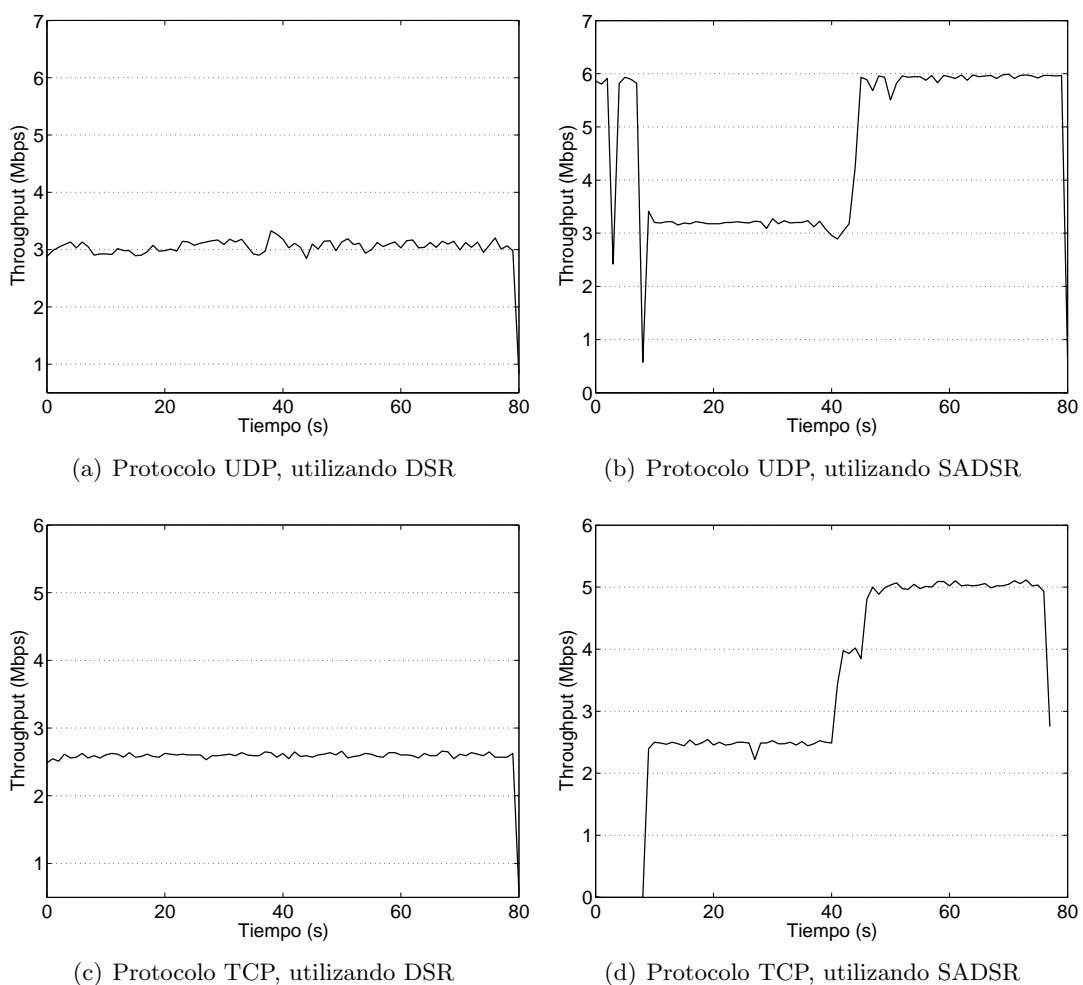


Figura 5.29: Comportamiento de los protocolos DSR y SADR en el escenario canónico 4, deshabilitando la capacidad de detectar vecinos en el DSR

¹²Esta suposición es, sin embargo, razonable, en tanto en cuanto la presencia de entidades de monitorización de vecinos (NHDP, por ejemplo) parece más probable en un futuro cercano.

¹³En el análisis que se hará posteriormente utilizando técnicas de simulación sí que se analizará el comportamiento del DSR original, con y sin la capacidad de detección de vecinos habilitada.

un RERR sobre el enlace directo, lo que sería muy probable). La diferencia consiste que sólo el SADSR es capaz de detectar (gracias a la monitorización adecuada de sus tablas de rutas activas y de vecinos) que el cambio del estado del enlace entre S y D podría aprovecharse para utilizar una ruta con mejor calidad global, por lo que comienza a transmitir los datagramas a través del enlace directo entre ambos extremos de la comunicación, mientras que el DSR persiste en emplear la ruta de dos saltos a través de $IN1$, ya que no detecta errores en la misma, tal y como se puede ver en la Figura 5.29.

5.5. Evaluación mediante técnicas de simulación del protocolo SADSR

Como ya se ha comentado a lo largo de este documento, la principal desventaja de validar un protocolo como el SADSR sobre una plataforma experimental es que es complicado analizar su comportamiento de manera exhaustiva y sistemática, por las dificultades intrínsecas que atañe. Es por ello que las medidas que se han presentado en la sección anterior se han limitado a topologías concretas y, si bien recogen escenarios realistas sobre los que cualitativamente se intuyen los beneficios que el SADSR puede aportar, no permiten llevar a cabo una evaluación cuantitativa lo suficientemente exhaustiva, siendo complicado establecer pautas más generales acerca de su funcionamiento. Teniendo en cuenta que se cuenta con un modelo de canal realista (ver Capítulo 4), diseñado e implementado en el marco de esta Tesis, se decide llevar a cabo un detallado análisis de las prestaciones de SADSR como protocolo de encaminamiento, comparándolo con la versión original del DSR, así como con otras propuestas de métricas para algoritmos de encaminamiento que han surgido recientemente en la literatura y que también carecen de un análisis sistemático mediante técnicas de simulación.

5.5.1. Análisis de la calidad de los enlaces radio mediante diferentes métricas

Antes de pasar al estudio de las prestaciones de las diferentes estrategias de encaminamiento, se vuelve imprescindible analizar la manera en la que cada una de ellas determina la calidad de los enlaces radio ya que, evidentemente, éste es el factor que en mayor medida afecta al proceso de selección de ruta. En particular se analizarán dos estrategias diferenciadas; lógicamente, se estudiará el modo en el que el protocolo SADSR determina la calidad de cada uno de los enlaces que mantiene en la *linkcache*, comparándolo con el que emplea una de las propuestas que más interés ha suscitado recientemente por parte de la comunidad científica, como es la métrica ETX¹⁴. Evidentemente, el análisis no es necesario llevarlo a cabo con el protocolo original DSR, ya que en ese caso, como ya se ha comentado, el valor que se le aplica a un enlace es siempre el mismo, en caso de que éste exista, siendo la métrica el número de saltos de la ruta.

Para el estudio se utilizará lógicamente el modelo de canal *BEAR*, por lo que se analizará cuál es el efecto que algunos de los parámetros que se pueden configurar en el mismo tienen sobre la asignación de calidades a los diferentes enlaces. Además, también se comparará la probabilidad

¹⁴Hay que tener en cuenta que, como se mencionó previamente, ha habido otras métricas que se han propuesto después de la aparición de la ETX, heredando muchas de sus características, ya que se basan en ella.

idad de transición entre estados para cada una de las estrategias, ya que cada cambio podría acarrear el envío de un paquete de control, para difundir dicha información a los nodos que pudieran estar interesados (por ejemplo, con los RSNR en SADSR). Finalmente, se hará especial hincapié en el efecto de las *Gray Zones*, ya que es una de las principales desventajas que se le achacan a la métrica ETX.

En ambos casos, el escenario que se simulará es muy sencillo; se situarán dos nodos separados una distancia d , y, sin ningún tipo de tráfico adicional, comenzarán a transmitir los paquetes *Hello*, a partir de los cuales se estimará la calidad de los enlaces radio. De esta manera, y según se ve en la Figura 5.30, el nodo B podrá caracterizar la calidad del enlace $A \rightarrow B$, y viceversa; además, como en cada transmisión se incluye la calidad estimada del enlace inverso, A será consciente del estado de los dos sentidos: $B \rightarrow A$, a través de los *Hello*s recibidos de B , y $A \rightarrow B$, gracias a la información que B incluye en dichos paquetes. Además de modificar los parámetros de funcionamiento del canal *BEAR*, como se ha dicho anteriormente, también se irá variando de manera paulatina la distancia entre los dos nodos. Cada uno de los experimentos, independientes entre sí, tendrá una duración de 5000 s, por lo que cada nodo transmitirá, aproximadamente, esa cantidad de paquetes *Hello* y, dependiendo de cada caso, se harán 200 ó 500 repeticiones, asegurando, de este modo, la validez de los resultados obtenidos.

Métrica SADSR

Como se ha descrito brevemente con anterioridad, en el protocolo SADSR cada nodo utiliza los valores de SNR con los que recibe los *Hello* o *Beacons* de los terminales con los que dispone de conexión (vecinos) para determinar la calidad de los enlaces correspondientes. Si bien en la validación experimental que se ha descrito previamente, no se hizo demasiado hincapié en la frecuencia a la que era necesario mandar dichos mensajes, o en la manera en la que se utilizan, en este caso, para que la comparación con ETX sea más ecuánime, se emplearán los mismos valores que se especifican en esta solución [94].

De esta manera se enviará un paquete sonda cada segundo, en el que se incluirá, además, la calidad que el nodo mantiene de los enlaces con todos aquellos vecinos de los que él mismo recibe *Hello*s. A pesar de que esta información no es estrictamente necesaria para la operación del SADSR, sí que lo es en el caso del ETX y como, además, permite obtener un conjunto más extenso de estadísticas, se incorporó a la implementación del protocolo en el marco del

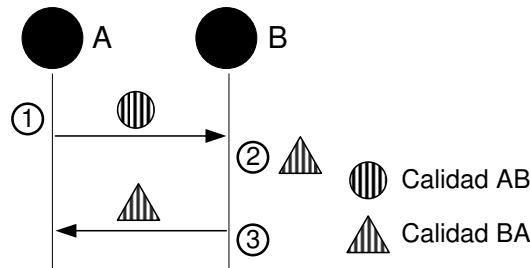


Figura 5.30: Intercambio de paquetes de Hello en el protocolo SADSR

simulador *ns*.

La principal decisión de diseño a afrontar es, por tanto, la asignación de los valores de las calidades de los enlaces a partir de la SNR medida en los mensajes recibidos. En este sentido hay que decir que una de las características que más llama la atención de la métrica ETX es, como se detallará posteriormente, la elevada granularidad que utiliza a la hora de modelar los estados en los enlaces; cualquier decisión de diseño debe hacerse, evidentemente, con un compromiso entre la complejidad de la solución y los beneficios que puede aportar. Ya se ha adelantado previamente que, a la vista de la caracterización del canal en interiores que se ha descrito en el Capítulo 4 y teniendo en cuenta además los resultados obtenidos con el modelo *BEAR*, se decidió por distinguir tres niveles de calidad diferentes, diferenciando entre canales *bueno*, *medio* y *malo*. Por otro lado, a partir de la relación (caracterizada empíricamente) entre la SNR y la FER, se establecieron los umbrales para pasar de un canal a otro. Como se puede ver en la Figura 5.31, que representa la FER medida para los diferentes valores de SNR, parece razonable establecer 14 dB como la frontera entre los estados *medio* y *bueno*, y 8 dB para separar el *medio* y el *malo*. Así, se puede afirmar que la FER, cuando el canal está en el estado *bueno* será inferior al 10%, mientras que en el estado *medio*, la probabilidad de que una trama llegue erróneamente al receptor si situará en el rango [0.1, 0.5]. De la misma manera que se propone en la métrica ETX, en el caso del SADSR, se utilizarán las últimas 10 muestras de la SNR para, a través de un procedimiento de promedio deslizante, estimar la SNR media en el que el canal se encuentra¹⁵.

A pesar de ponderar las últimas 10 muestras, es posible que se produzcan situaciones en las que, estando muy cerca de cualquiera de los dos umbrales definidos, el canal oscile entre dos estados diferentes. Recordar que cada vez que un nodo detecte un cambio en la calidad de un

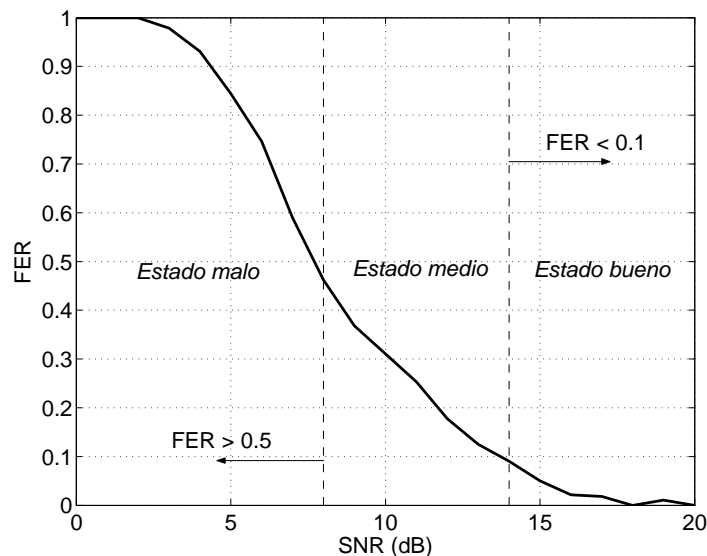


Figura 5.31: Estados para la métrica SADSR

¹⁵Se podrían aplicar pesos mayores para las muestras más cercanas en el tiempo, lo que posiblemente permitiría acelerar la detección de cambios en el estado del canal, o utilizar un promediado equitativo, que daría lugar a un comportamiento más estable.

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

enlace que forme parte de una ruta activa se procedería al envío de un paquete de RSNR a las fuentes correspondientes. La consecuencia sería un aumento de la sobrecarga introducida por el protocolo SADSRS, por lo que se añade, al algoritmo de asignación de calidades un sencillo procedimiento de histéresis, como el que se muestra en la Figura 5.32. De esta manera se reduciría la probabilidad de cambio entre estados o, lo que es lo mismo, el envío de paquetes de control SADSRS.

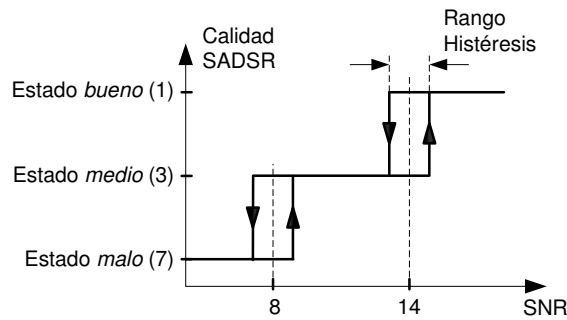


Figura 5.32: Procedimiento de histéresis para determinar la métrica SADSRS

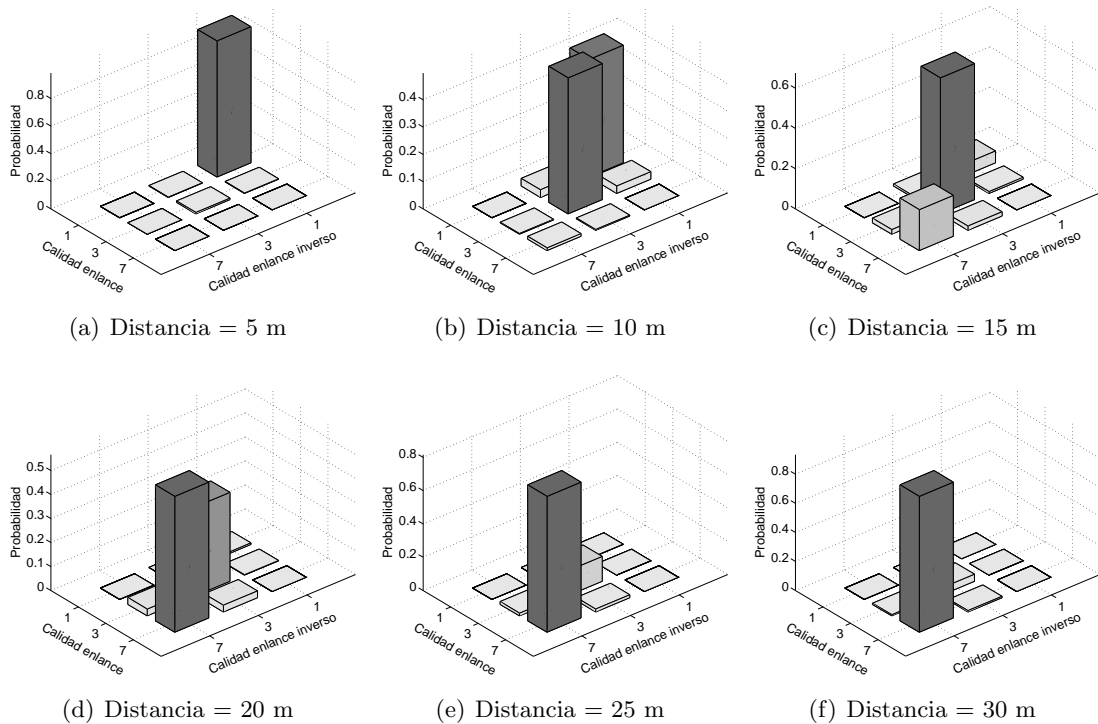


Figura 5.33: Probabilidades de las calidades de los enlaces directo e inverso para la métrica SADSRS, con una histéresis de 1 dB y configurando BEAR para que funcione en modo simétrico

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

Tal y como se vio en el Capítulo 4, una de las características que en mayor medida se les suele atribuir a los canales inalámbricos es su asimetría; sin embargo, hay ciertos protocolos de encaminamiento para redes *ad hoc* que no presentan un funcionamiento adecuado sobre este tipo de canales y, además, experiencias empíricas indican que sí es posible establecer cierta correlación entre ambos sentidos de un canal inalámbrico. La Figura 5.33 compara las probabilidades de las tres posibles calidades, estimadas en el escenario descrito anteriormente, al emplear SADSr para diferentes separaciones entre los dos nodos, configurando el canal inalámbrico en modo simétrico, mientras que la Figura 5.34 hace lo propio cuando el modelo *BEAR* presenta un comportamiento asimétrico. En ambos casos se utilizarán los valores de la potencia de entrada al filtro AR (P_e) y de varianza de la componente de variación temporal rápida (σ_{FV}^2) que en mejor medida reflejaban el comportamiento medido experimentalmente, $5 \cdot 10^{-3} W/Hz$ y $2.8 dB^2$, respectivamente.

La primera conclusión que se puede extraer es que el efecto de configurar el modelo de canal *BEAR* como simétrico se aprecia claramente; si bien en este caso es muy poco plausible que se den situaciones en las que las calidades de los dos sentidos de la comunicación sean diferentes entre sí (prácticamente todos los estados con probabilidad no despreciable presentan valores iguales para los dos sentidos, como se puede ver en la Figura 5.33), en el caso del modo asimétrico, la presencia de este tipo de situaciones es sensiblemente mayor, siendo su probabilidad conjunta más elevada, incluso, que la de los estados en los que la calidad estimada

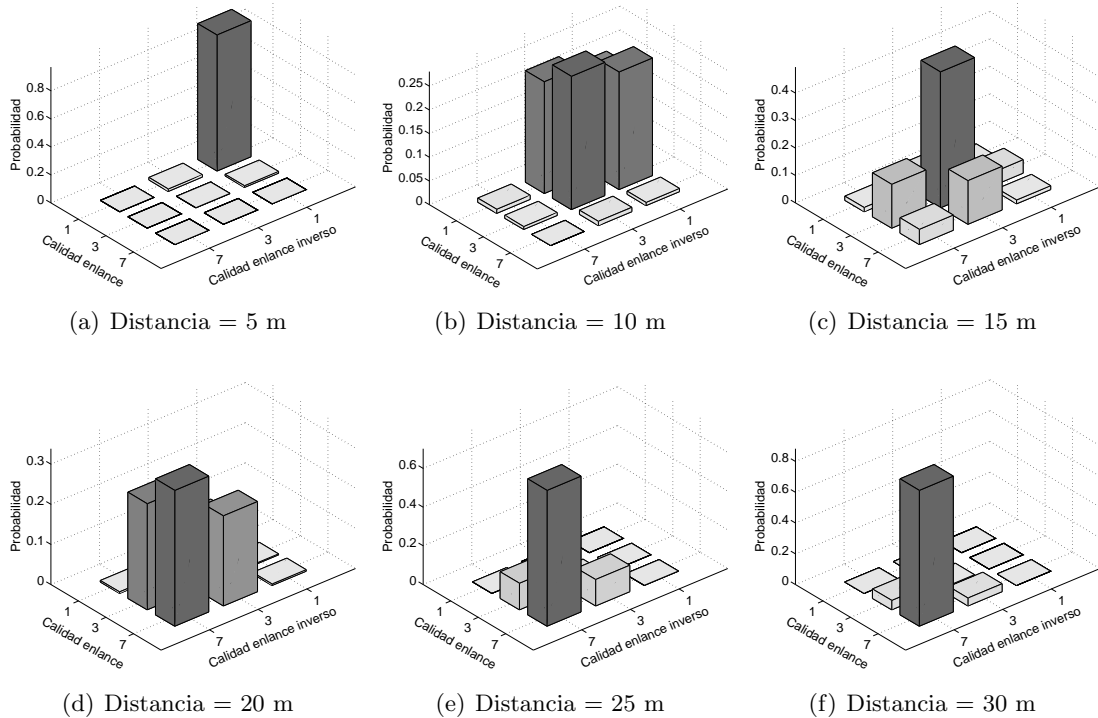


Figura 5.34: Probabilidades de las calidades de los enlaces directo e inverso para la métrica SADSr, con una histéresis de 1 dB y configurando BEAR para que funcione en modo asimétrico

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

en cada sentido es igual. Por otro lado, se comprueba que la asignación de las calidades en función de la SNR que se ha asumido es apropiada. Así, cuando la distancia es pequeña (5 m), prevalece, en la estimación llevada a cabo, el estado *bueno*, durante prácticamente durante toda la medida. Cuando la distancia aumenta hasta los 10 m, que es la que se había relacionado con la posición *media* en el Capítulo 4, se ve que la probabilidad de estar en los estados 1 y 3 es muy similar; en $d = 15$ m, sin embargo, la presencia del estado *malo* comienza a hacerse apreciable, predominando el *medio*, mientras que a partir de esta distancia, claramente prevalece el estado *malo*.

En el Anexo G se puede ver la distribución de las métricas SADSRS para los dos sentidos de un enlace cuando se deshabilita la histéresis, comprobando que su efecto no es muy relevante en la estimación llevada a cabo, así como la correlación existente entre ambos, para las diferentes configuraciones.

Previamente se han representado las probabilidades de los estados correspondientes a las dos direcciones del enlace entre los nodos; por su parte, la Figura 5.35 se centra únicamente

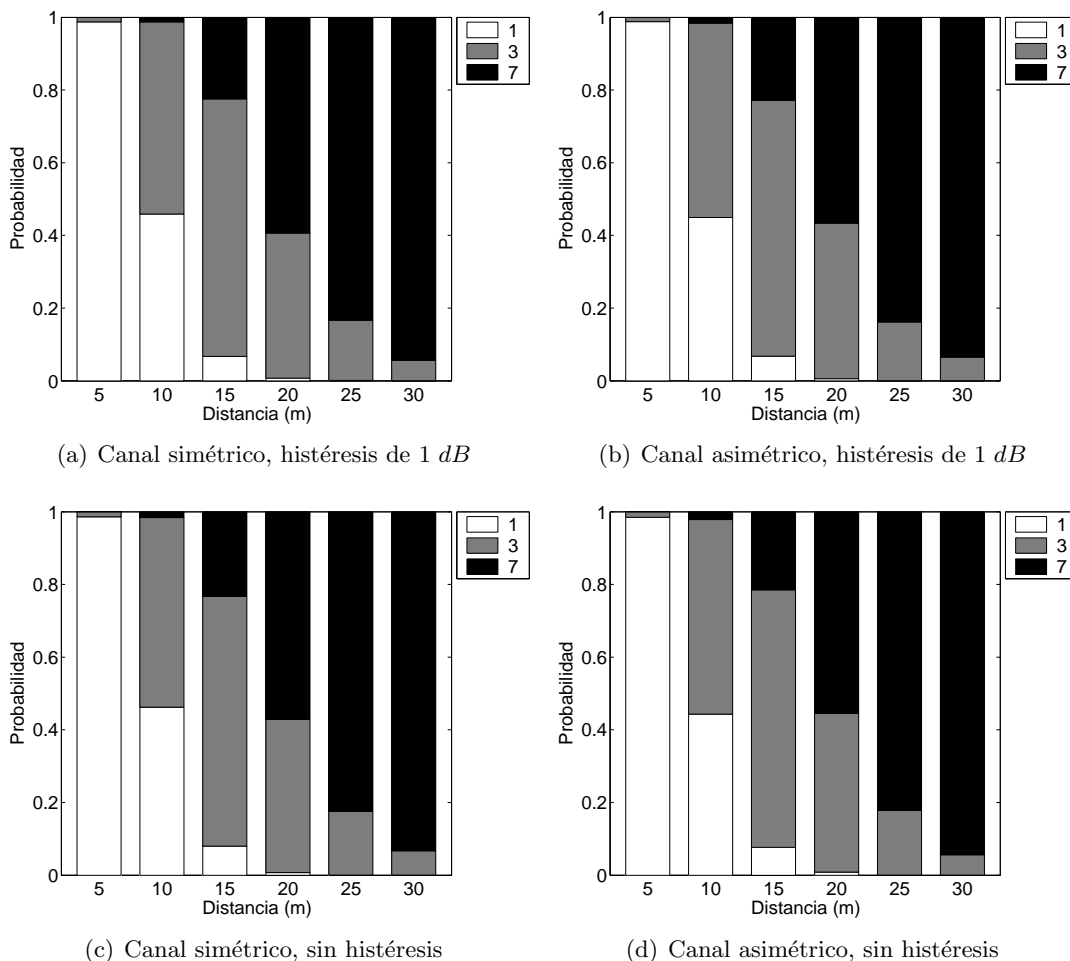


Figura 5.35: Evolución de la métrica SADSRS en función de la distancia

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

en uno de los mismos, en los que se ve claramente, que ni la simetría del canal, ni la utilización del mecanismo de histéresis, tienen una influencia significativa. De alguna manera este es un resultado que se podría haber esperado, ya que la configuración del canal como simétrico o no únicamente tiene cierto impacto en la correlación entre los estados de los dos sentidos (ver Anexo G), pero no en el valor concreto de cada uno de los mismos; por otra parte, el efecto de la histéresis debería ser el de reducir las oscilaciones entre estados, pero nunca alterar sus probabilidades. En la representación que se emplea en esta ocasión se percibe de manera más clara que anteriormente que la presencia del estado *bueno* disminuye paulatinamente a medida que se aumenta la distancia entre los nodos, evidentemente al contrario de lo que se puede ver en el caso del canal *malo*. En el Anexo G se complementan estos resultados, reportando asimismo la función de probabilidad para cada uno de los diferentes estados.

A pesar de que hasta ahora (tanto en los resultados presentados previamente como los que aparecen en el Anexo G) no se ha visto una gran influencia del procedimiento de histéresis sobre la métrica SADSR, es necesario recordar que precisamente se había incluido para evitar oscilaciones entre estados. Para corroborar este extremo, la Figura 5.36 analiza la probabilidad

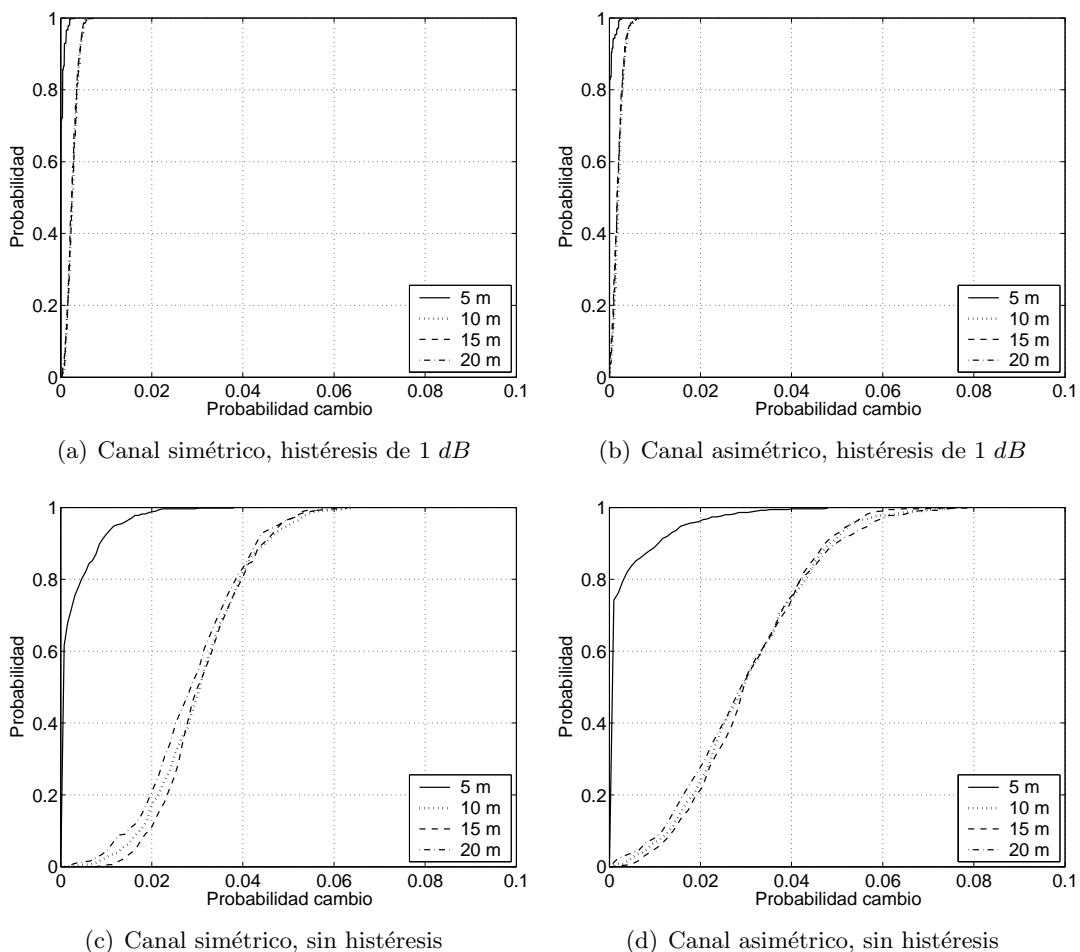


Figura 5.36: Probabilidad de cambio entre estados, utilizando la métrica SADSR

de cambio que se midió al emplear la métrica SADSR. Cuanto mayor sea ésta, más paquetes RSNR tendrán que transmitirse, para informar a la fuente de un cambio de calidad en algún enlace de una ruta activa. Como puede verse, en este sentido, el beneficio del mecanismo de histéresis es muy evidente, ya que reduce de manera considerable la probabilidad de que se produzca un cambio entre estados para un enlace radio en particular.

Finalmente, en el Anexo G se amplía la evaluación de la métrica SADSR, estudiando cuál es la efecto en la misma de las variaciones temporales lentas y rápidas del canal.

Métrica ETX

Como se ha adelantado previamente, la estimación de la métrica ETX sigue un proceso claramente diferente al que se emplea en el protocolo SADSR. La ETX de un enlace inalámbrico se define como las tramas que sería necesario transmitir (sin que existiera ningún límite en el número de retransmisiones) para que un datagrama IP llegara correctamente al destino. En su definición se tiene en cuenta que los enlaces 802.11b tienen que ser bi-direccionales, ya que los reconocimientos propios del protocolo MAC han de informar al origen de la recepción correcta de las tramas. Por lo tanto, para la estimación de la ETX, un nodo debe conocer las tasas de transmisión de los dos sentidos de cada enlace. Para ello, todos transmiten, periódicamente (cada T segundos), un paquete de *Hello*; además, cada uno de ellos monitoriza, asimismo, los recibidos en los últimos ω segundos y, de esta manera, como se conoce la frecuencia a la que se deberían transmitir, puede determinar cuál es la tasa de entrega que existe entre cada uno de sus vecinos (nodos de los que recibe paquetes) y él mismo. Para conocer la tasa en el sentido inverso, se utiliza la información que viaja en cada uno de los paquetes *Hello*; de esta manera, como ya se comentó previamente en el caso de la métrica SADSR, se incluye en cada *Hello* la lista de todos los vecinos de los que se sea consciente en un momento determinado, indicando, además, la tasa de entrega asociada al mismo. Así, a partir de las tasas de los enlaces directo (te_d) e inverso (te_i), la métrica ETX se define como se muestra en la Ecuación 5.2.

$$ETX = \frac{1}{te_d te_i} \quad (5.2)$$

Habitualmente se utilizan los valores de $T = 1$ s y $\omega = 10$ s, por lo que la precisión en la estimación de las tasas de entrega es de 10^{-1} ; en estas circunstancias, como se puede ver en la Tabla 5.1, se pueden dar hasta 18 valores diferentes para la calidad de un enlace inalámbrico (hay que tener en cuenta que para facilitar las labores de propagación de la información, se han redondeado los valores reales al entero más cercano en todos los casos).

La métrica ETX presenta varios inconvenientes principales:

- Los paquetes *Hello* se transmiten en modo broadcast, principalmente para favorecer que todos los nodos sean capaz de recibirlos, y evitar la sobrecarga en la que se incurriría en caso de tener que ser reconocidos. Como se ha visto en el Capítulo 4, 802.11b transmite las tramas broadcast a una velocidad menor que las que se dirigen a una estación en particular, presentando, además, un mayor alcance (efecto conocido como *Gray Zones*). Se puede esperar, por tanto, que la estimación de la métrica ETX caracterice el canal de

Tabla 5.1: Valores de la métrica *ETX*, en función de la estimación de las tasas de entrega directa e inversa

		Tasa de entrega enlace directo									
		1.0	0.9	0.8	0.7	0.6	0.5	0.4	0.3	0.2	0.1
Tasa de entrega enlace inverso	1.0	1	1	1	1	2	2	3	3	5	10
	0.9	1	1	1	2	2	2	3	4	6	11
	0.8	1	1	2	2	2	3	3	4	6	13
	0.7	1	2	2	2	2	3	4	5	7	14
	0.6	2	2	2	2	3	3	4	6	8	17
	0.5	2	2	3	3	3	4	5	7	10	20
	0.4	3	3	3	4	4	5	6	8	13	25
	0.3	3	4	4	5	6	7	8	11	17	33
	0.2	5	6	6	7	8	10	13	17	25	50
	0.1	10	11	13	14	17	20	25	33	50	100

manera bastante optimista, como diferentes trabajos [107] ya han puesto de manifiesto¹⁶.

- El hecho de que haya que multiplicar las dos tasas de entrega (enlaces directo e inverso) se debe a que se considera la probabilidad de que se pierda el reconocimiento propio del protocolo MAC 802.11 (lo que tendría el mismo efecto que la pérdida de la trama de datos), sin embargo, el hecho de que los ACKs se transmitan a 2 *Mbps*, unido a su tamaño (mucho menor que las tramas de datos); hace que la probabilidad de que se pierdan sea prácticamente despreciable, aspecto que se ha corroborado a través de diferentes experiencias empíricas (ver Capítulo 4).
- El procedimiento que se sigue para estimar la métrica *ETX* asume, de manera incorrecta, que las pérdidas de trama se producen de manera independiente unas de otras, según un proceso de *Bernouilli*; sin embargo, como se ha podido comprobar en el Capítulo 4, éstas suelen producirse a ráfagas, con lo que la estimación que se utiliza en *ETX* pudiera no ofrecer un comportamiento esperado; en este sentido ha habido recientemente trabajos que ya han propuesto modificaciones a esta métrica [97], para tener en cuenta los estadísticos de mayor orden de la misma.
- La definición de la métrica *ETX* asume, por defecto, que los enlaces inalámbricos son simétricos; a pesar de que, bajo ciertas circunstancias, esta afirmación podría ser válida, impone ciertas restricciones que, por ejemplo, la métrica *SADSR* no asume.
- Finalmente, por la mera definición que se hace de la métrica *ETX*, se puede ver (Tabla 5.1) que existe un conjunto elevado de estados; esto, unido al hecho de que no se proponga ningún procedimiento de histéresis, podría causar que la probabilidad de cambio entre valores de la métrica *ETX* fuera muy relevante, con las consecuentes oscilaciones en el algoritmo de selección de ruta y la potencial sobrecarga en la que se incurriría a la hora de notificar a la fuente correspondiente del cambio de calidad de uno de los enlaces que componen la ruta.

¹⁶Hay que tener en cuenta que en el trabajo en el que se introdujo inicialmente la métrica *ETX*, la verificación se realizó fijando la velocidad binaria, para *todas* las transmisiones, a 1 *Mbps*, con lo que no se incurría en este problema.

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

A todo lo anterior hay que añadir el hecho de que, hasta ahora, todas los trabajos en los que se ha analizado las características de la métrica ETX son principalmente experimentales; evidentemente, y como ya se ha discutido, una evaluación sobre plataformas reales aporta un elevado número de ventajas pero, por otro lado, es más complicado acometer análisis exhaustivos de las características que este parámetro presenta. Por ello, el estudio que se ha llevado a cabo mediante técnicas de simulación, con las ventajas que intrínsecamente aporta, y gracias a la utilización de un modelo de canal realista, puede servir para conocer cuáles son las principales ventajas e inconvenientes de la métrica ETX. Para ello, el procedimiento que se va a seguir es muy similar al que ya se empleó en el caso del SADSR, aunque en este caso, no se analizará el efecto del procedimiento de histéresis, que no está contemplado en la ETX, sino que se hará mayor hincapié en la influencia de los diferentes alcances que se tienen al trabajar con diferentes regímenes binarios.

Además, en este caso hay una diferencia importante respecto al estudio realizado con la métrica SADSR ya que, mientras que en esta última, las calidades de los dos enlaces se correspondían, individualmente, con el valor de la métrica SADSR correspondiente (que, por tanto, podría ser diferente en cada uno de los sentidos), en el caso de la ETX no es exactamente así. En esta ocasión, cada nodo necesita las tasas de entrega de los dos sentidos para calcular la métrica ETX, que será la misma para ambos. Por tanto, primeramente se analizará cuál es la evolución de las tasas de entrega que un nodo mantiene. En ese sentido, la Figura 5.37 muestra las probabilidades de los diferentes duplas, cuando el modelo de canal *BEAR* se

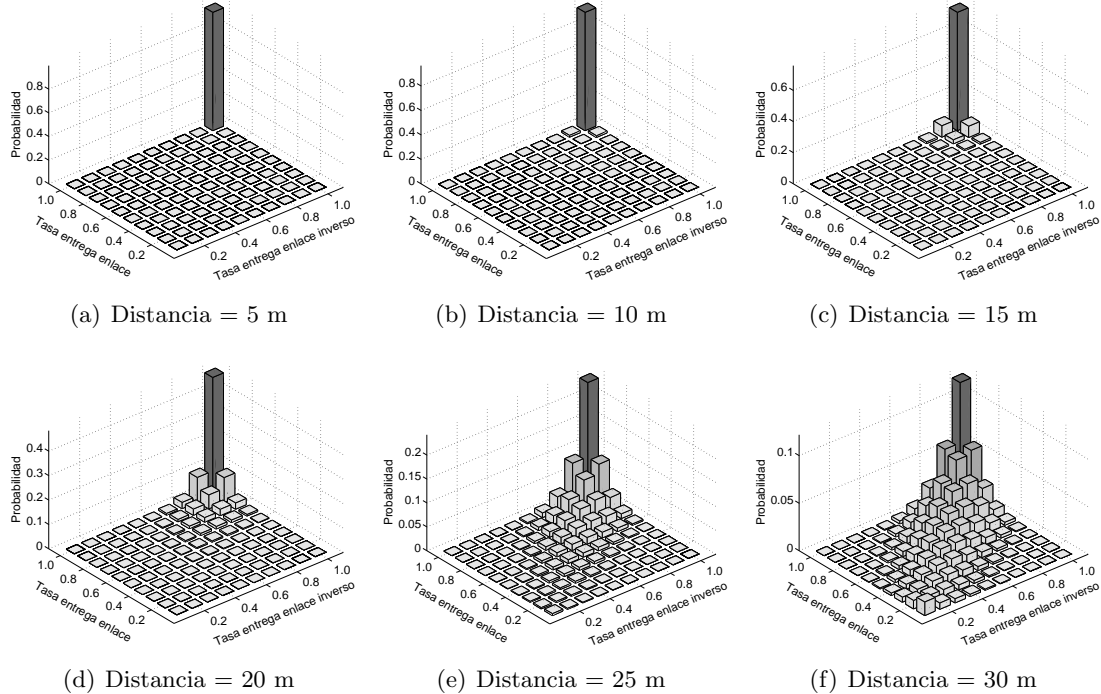


Figura 5.37: Probabilidades de las tasas de entrega de los enlaces directo e inverso para la métrica ETX, configurando BEAR para que funcione en modo simétrico

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

configura para que trabaje en modo simétrico, con una potencia de ruido de entrada al filtro AR de $5 \cdot 10^{-3} W/Hz$ y una varianza de la variación temporal rápida de 2.8 dB^2 . Como se puede ver, la situación es completamente diferente a lo que se vio para el caso de la métrica SADSR; de esta manera, los estados que prevalecen de manera más relevante son, en todos los casos, sensiblemente mejores (con un valor menor) que los que se midieron anteriormente, incluso para distancias elevadas. Este aspecto, que aparece claramente como una desventaja de este procedimiento para estimar la calidad de un enlace radio, se debe principalmente a la mayor cobertura que se tiene cuando se envían tramas en modo broadcast (*Gray Zones*) ya que, como se vio en el Capítulo 4, el alcance ‘real’ que se tiene al trabajar al régimen binario de 2 Mbps es bastante mayor, pues la probabilidad de error por trama es más pequeña que en el caso de trabajar a la velocidad habitual. Como el modelo de canal *BEAR* está configurado por defecto para reflejar este comportamiento, los estados que se obtienen al aplicar la métrica ETX son mucho más optimistas que los que se obtuvieron previamente al emplear el SADSR. Como se puede ver en el Anexo H (que también analiza la correlación entre la estimación de las tasas en ambos sentidos), la influencia de la simetría es, en el caso de la ETX, muy relevante.

Aunque no sea lo más correcto desde el punto de vista del comportamiento de canal, es interesante analizar cuál sería el efecto de ‘corregir’ las diferencias entre el alcance de las transmisiones broadcast y las que no lo son; de esta manera, se puede estudiar la estimación de la métrica ETX bajo esas circunstancias, que fueron las que se emplearon durante la

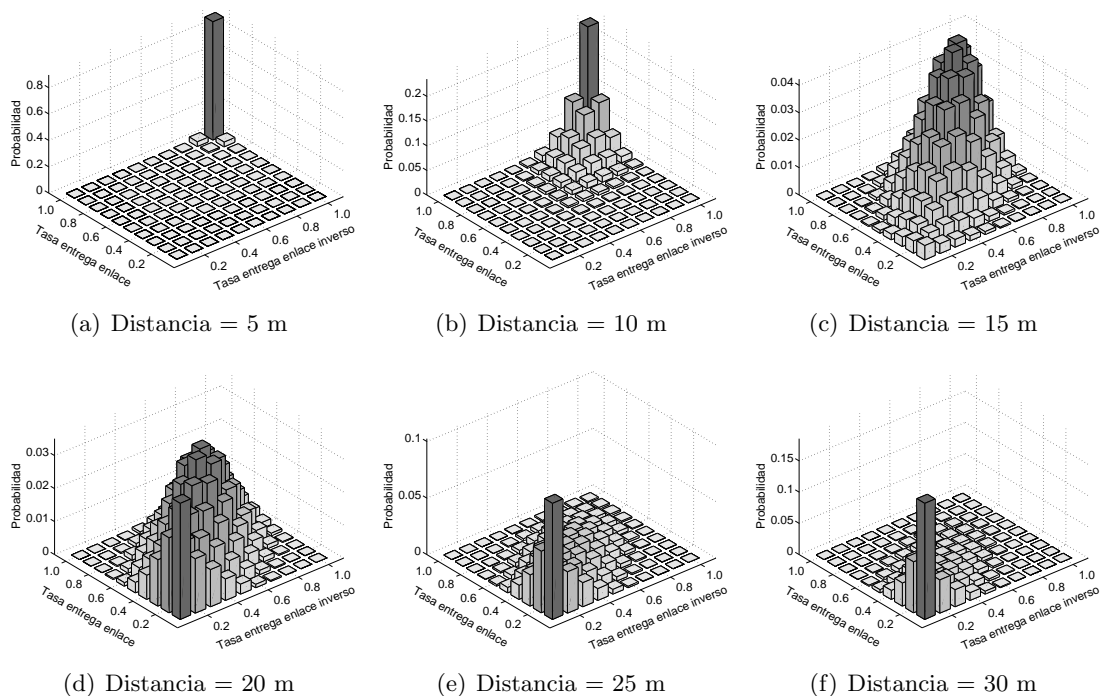
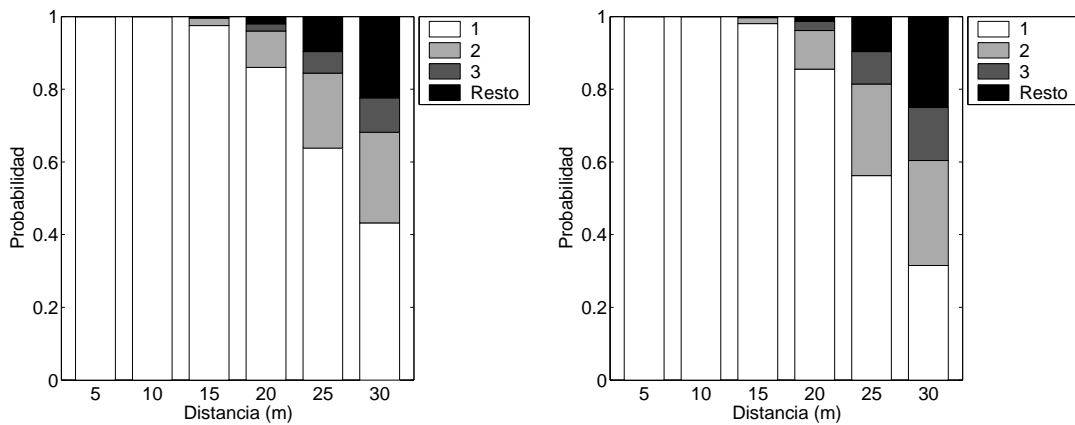


Figura 5.38: Probabilidades de las tasas de entrega de los enlaces directo e inverso para la métrica ETX, configurando BEAR para que funcione en modo simétrico y para eliminar el efecto de las Gray Zones

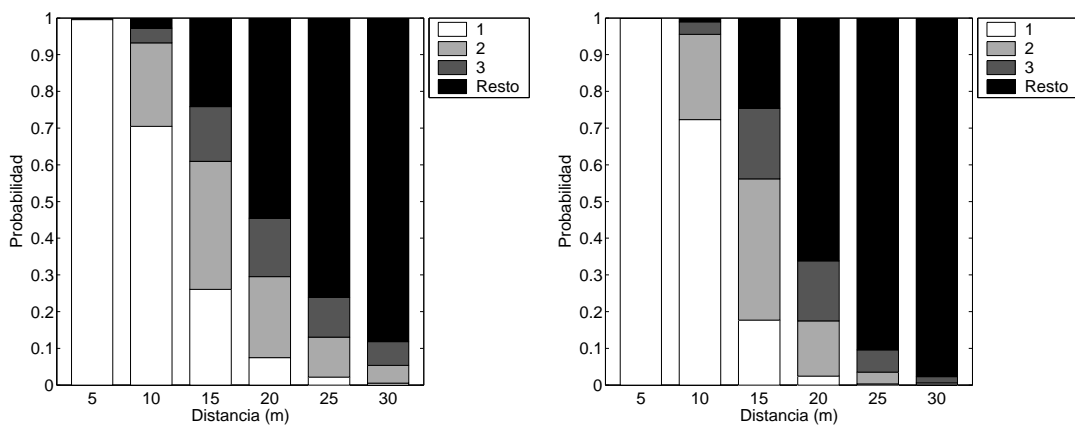
Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

verificación experimental que de esta propuesta se llevó a cabo [94]. La Figura 5.38 muestra las probabilidades de los diferentes pares de tasas de entrega que se obtuvieron cuando se configuró el modelo de canal *BEAR* para que se aplicara la misma política a todas las tramas recibidas (incluso las broadcast). Se pone de manifiesto una diferencia muy evidente frente al comportamiento que se ha visto previamente; en este caso, la estimación es mucho menos optimista y, muy posiblemente, incluso más realista que en el caso anterior, aunque conviene recordar que el canal, configurado de esta manera, no refleja de manera tan fidedigna, el comportamiento que se observó de manera empírica. Hay que mencionar, además, que en este caso se configuró *BEAR* para que se comportara de manera simétrica, lo que se traduce en que los estados en los que haya diferencias apreciables entre las dos tasas de entrega son mucho menos probables que los otros.

Como se ha dicho previamente, en el caso de la ETX, los parámetros que se han representado en las figuras anteriores (tasas de entrega) no se corresponden exactamente con el propio



(a) Canal simétrico, sin corregir el efecto de las *Gray Zones* (b) Canal asimétrico, sin corregir el efecto de las *Gray Zones*



(c) Canal simétrico, corregido el efecto de las *Gray Zones* (d) Canal asimétrico, corregido el efecto de las *Gray Zones*

Figura 5.39: Evolución de la métrica ETX en función de la distancia

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

valor de la métrica, sino que éste se deriva a partir de aquéllas. Es interesante, por tanto, analizar cuál es la variación de la propia métrica al ir aumentando la distancia que separa los dos extremos de un enlace inalámbrico. La Figura 5.39 muestra las probabilidades de los diferentes estados; en este caso, como se definen hasta 18 diferentes valores, se ha decidido agrupar un conjunto de los mismos, principalmente para favorecer la representación gráfica y su posterior interpretación. Como se puede ver, en la configuración por defecto del *BEAR* (esto es, sin corregir el efecto de las *Gray Zones*), la probabilidad de estar en alguno de los estados de menor calidad es muy pequeña. Mientras que en el caso de la métrica *SADSR* no se observaba una diferencia muy relevante al desactivar el mecanismo de histéresis, como se podía prever, el impacto de corregir el efecto de las *Gray Zones* es muy significativo, ya que cuando el modelo *BEAR* se configura para que se comporte de la manera más ajustada a la realidad, la estimación de la métrica *ETX* es mucho más optimista que cuando las tramas broadcast se procesan en el canal de la misma manera que las que no lo son. Además, hay

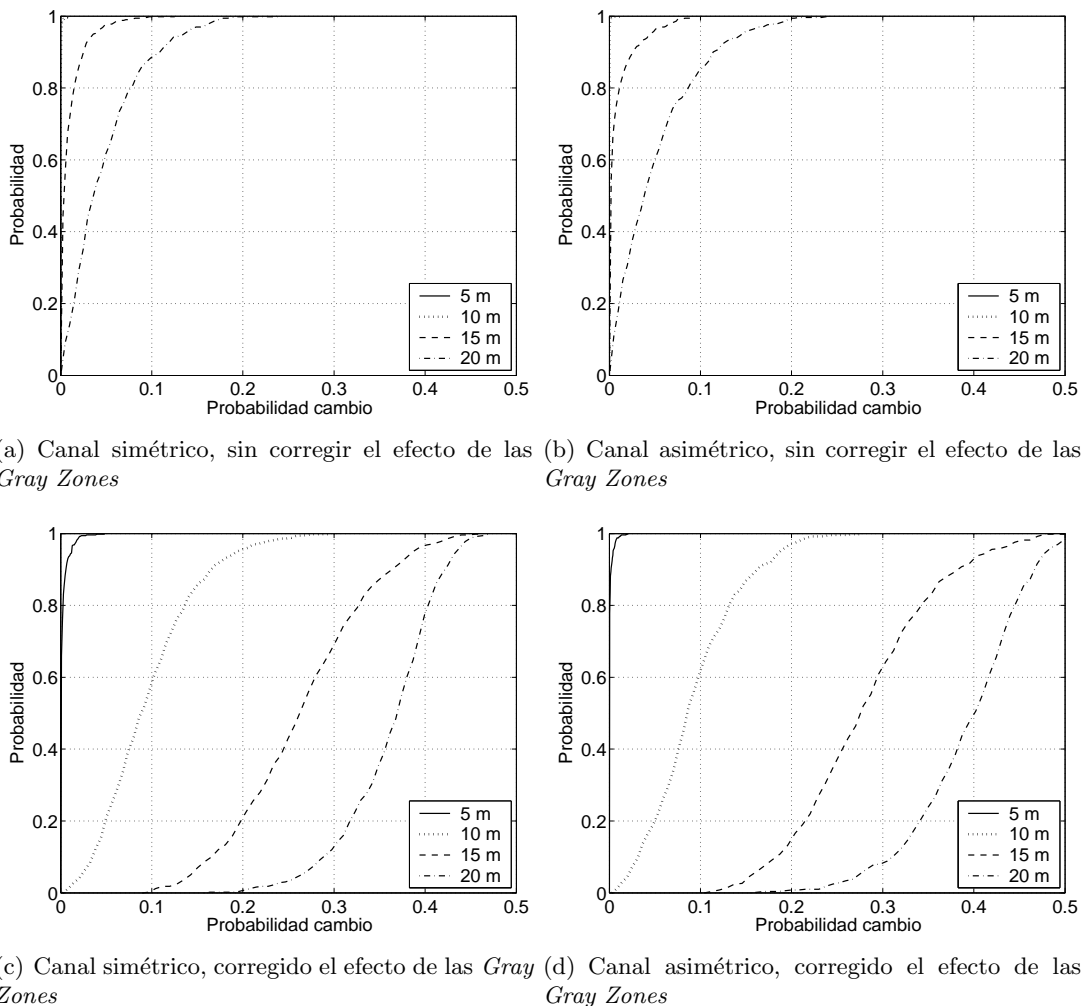


Figura 5.40: Probabilidad de cambio entre estados, utilizando la métrica *ETX*

otro aspecto interesante que tampoco se observó anteriormente, pues en este caso sí se aprecia cierta diferencia (no despreciable) entre las configuraciones simétrica y asimétrica, en lo que se refiere a los valores que toma la métrica ETX en el enlace inalámbrico que se está analizando. Dichos resultados *promedio* se complementan con las funciones de probabilidad de las dos configuraciones particulares del canal, que se recogen en el Anexo H.

Por último, la Figura 5.40 representa la probabilidad de cambio entre estados ETX para las diferentes configuraciones que se están analizando. Tal y como cabía esperar, la consecuencia de utilizar un mayor nivel de granularidad para definir el conjunto de estados hace que la probabilidad de cambio sea mucho mayor, en cualquier caso, que la que se observó para la métrica SADSR. Además, mientras que anteriormente no había una dependencia clara con la distancia, en el caso de la ETX, a medida que la separación entre los dos extremos de la comunicación es mayor, se incrementa asimismo la probabilidad de cambio entre estados, especialmente cuando se corrige el efecto de las *Gray Zones*. Hay que tener en cuenta que para que se produzca un cambio de estado en la métrica ETX es necesario únicamente que no llegue correctamente un paquete *Hello*, ya que este hecho puntual modificaría la tasa de entrega correspondiente y, por tanto, también el estado (valor de la métrica) en el que se encuentre el enlace; como esto es más probable cuanto mayor sea la probabilidad de error en la trama, es normal que este efecto se acentúe en el caso de que las tramas broadcast se procesen de la misma manera que las que no lo son, así como cuando aumente la distancia entre los nodos, ya que ambas acciones tienen como consecuencia un incremento de la FER.

Por otro lado, los resultados anteriores se complementan en el Anexo H, en el que se analiza cuál es la evolución de la métrica ETX en función de las variaciones temporales rápidas y lentas del canal.

5.5.2. Análisis en escenarios lineales

Una vez que se ha estudiado con detalle la estimación de las métricas ETX y SADSR en función de la separación entre los extremos de un enlace y de la configuración del modelo de canal *BEAR*, se analizarán las prestaciones de los correspondientes protocolos de encaminamiento.

Se comienza con un exhaustivo análisis en escenarios más sencillos y concretos, similares a los empleados en la validación experimental; de alguna manera las conclusiones que se obtienen en los mismos deberían ser extrapolables al comportamiento de los diferentes protocolos de encaminamiento sobre topologías más complejas, como se podrá corroborar más adelante. Además del protocolo SADSR y la versión original del DSR, se estudiará asimismo el efecto de incorporar la detección de vecinos a este último, así como las prestaciones de la métrica ETX (configurando el canal *BEAR* de dos maneras diferentes, con el efecto de las *Gray Zones* corregido y no).

Encaminamiento oportunista

En el primero de los escenarios se utilizarán únicamente tres nodos; la fuente (S) y el destino (D) están separados una distancia d , variable, mientras que un tercer nodo se sitúa aproximadamente en el punto medio de la recta que une los dos anteriores (con un cierto error de posicionamiento aleatorio).

Inicialmente, se realizan 100 simulaciones independientes con tráfico UDP, utilizando un

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

generador de tráfico que sigue un modelo de *Poisson*, con una tasa de 10 paquetes/s¹⁷, analizando, en primer lugar, la pérdida (datagramas UDP que no llegan al destino), así como el número medio de saltos que se emplea con cada uno de los protocolos de encaminamiento analizados.

En primer lugar, la Figura 5.41 representa el promedio de las longitudes de ruta empleadas por cada uno de los algoritmos empleados, para cuatro distancias diferentes. Se observa claramente que, al emplear la métrica SADSR, se incrementa el número de saltos medio por ruta; como ya se vio en el análisis experimental, la tendencia del protocolo propuesto en el marco de esta Tesis es la de favorecer aquellas rutas con enlaces que tengan una calidad (en términos de SNR) elevada, por lo que la presencia del nodo intermedio tiene como consecuencia que se tienda a seleccionar la ruta a través de él, en lugar de la del enlace directo entre la fuente y el destino ya que es probable que éste sea de calidad baja. Hay, sin embargo, dos aspectos que se tienen que destacar: en primer lugar, cuando la distancia entre los dos extremos de la comunicación es pequeña y, por tanto, la calidad del enlace $S \rightarrow D$ es *buen*a, SADSR no hace uso del nodo intermedio, por lo que la longitud media de la ruta es igual que la que empleada por el resto de algoritmos; además, se puede comprobar que, cuando la distancia se incrementa, SADSR no siempre se limita a seleccionar la ruta de dos saltos, sino que trata de seleccionar aquella que, en cada momento presente una calidad global mejor, por lo que la longitud media se sitúa aproximadamente en torno a 1.5 saltos. El protocolo DSR, cuando no se le añade la capacidad de detección de vecinos, tiende a seleccionar aquella ruta por la que no se produzcan errores, por lo que se acerca al comportamiento del SADSR sólo cuando la calidad del enlace directo sea realmente *mala* ($d = 20 m$), manteniendo rutas de un salto para las demás separaciones empleadas. Por su parte, se puede ver que en el resto de los casos es prácticamente constante la elección de la ruta directa entre los dos extremos de la comuni-

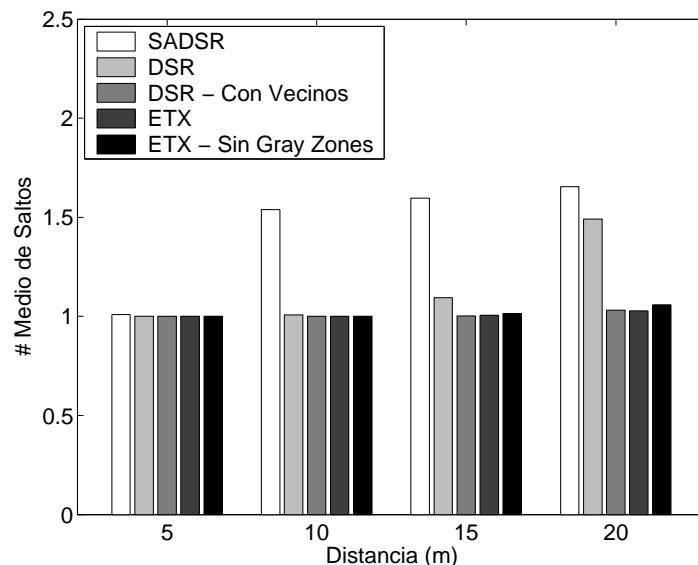


Figura 5.41: Número medio de saltos en el escenario de encaminamiento oportunista

¹⁷En el caso del tráfico UDP, se hará especial hincapié en la pérdida de paquetes (principal parámetro a optimizar), en la que la tasa de generación de tráfico no tiene una influencia muy relevante.

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

cación. En los casos de la ETX, sin corregir el efecto de las *Gray Zones*, y del DSR, cuando se le incorpora la funcionalidad de detectar vecinos, la razón es evidente; en el primero la métrica del enlace directo, incluso cuando $d = 20\text{ m}$ se mantiene, con bastante probabilidad, en valores bajos (1 y 2 en el 95 % de los casos, ver Figura 5.39(a)), por lo que el algoritmo de encaminamiento tiende a emplear la ruta directa entre los nodos origen y destino; por su parte, debido al mayor alcance de los paquetes de *Hello*, el protocolo DSR en el nodo origen es consciente de la presencia, como vecino, del nodo D , por lo que de manera reiterada emplea la ruta de un único salto.

Para poder estudiar con mayor nivel de detalle las longitudes de las rutas seleccionadas en cada caso, la Figura 5.42 muestra las funciones de probabilidad acumuladas del valor promedio en cada uno de los experimentos experimentos, para todos los protocolos de encaminamiento que se están analizando, así como para las cuatro diferentes separaciones entre los nodos origen y destino. Por otro lado, la Tabla 5.2 resume los valores medios observados en cada caso, así como los intervalos de confianza correspondientes al 95 %, lo que da una idea de la estabilidad de cada uno de los resultados. La principal conclusión es que se corrobora lo que ya se había adelantado previamente, ya que para todas las estrategias la longitud de la ruta empleada cuando la distancia entre los extremos de la comunicación es de cinco metros es muy estable en torno a un salto. Al aumentar la separación entre los dos nodos se observa que, mientras que tanto el protocolo ETX (para las dos configuraciones empleadas) como el DSR (cuando la detección de vecinos está habilitada) siguen presentando longitudes de ruta

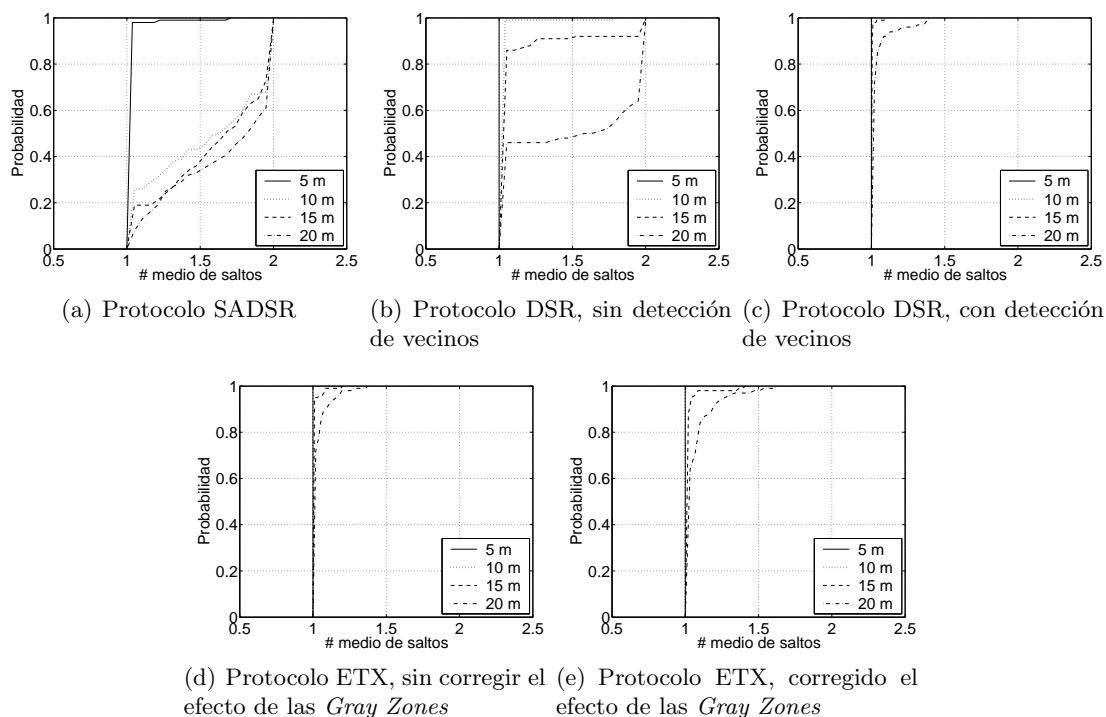


Figura 5.42: Función de probabilidad para el número de saltos en el escenario de encaminamiento oportunista

Tabla 5.2: Número medio de saltos en el escenario de encaminamiento oportunista

Protocolo	d = 5 m		d = 10 m		d = 15 m		d = 20 m	
	Salto	95 %	Salto	95 %	Salto	95 %	Salto	95 %
SADSR	1.009	0.015	1.539	0.082	1.596	0.075	1.655	0.074
DSR	1.000	0.000	1.008	0.016	1.094	0.054	1.491	0.093
DSR [†]	1.000	0.000	1.000	0.000	1.002	0.002	1.031	0.015
ETX	1.000	0.000	1.000	0.000	1.005	0.005	1.027	0.012
ETX [‡]	1.000	0.000	1.000	0.000	1.014	0.011	1.059	0.022

[†] Con capacidad de detección de vecinos

[‡] Efecto *Gray Zones* corregido

bastante constantes, en torno a 1 salto, el algoritmo basado en SADSR y la versión original del protocolo DSR tienen un comportamiento más variable (seleccionando rutas de uno o dos saltos). En este sentido es interesante destacar que la función de probabilidad en el caso del protocolo SADSR muestra que la longitud media de la ruta toma diferentes valores (de manera continua), lo que indica que en cada conexión, a medida que se detecten cambios en las calidades de los enlaces correspondientes, la ruta se va modificando paulatinamente entre uno y dos saltos, mientras que en el caso del protocolo DSR, la interpretación de la función de probabilidad es que en cada conexión o bien se seleccionan rutas de un salto o bien de dos, pero no se producen cambios a lo largo de la misma, lo que refrenda el hecho de que el protocolo DSR no es capaz de adaptarse de manera dinámica y flexible a las condiciones del canal radio, como se vio previamente en la verificación experimental.

La Figura 5.43 muestra la pérdida de paquetes media que se observó en cada uno de

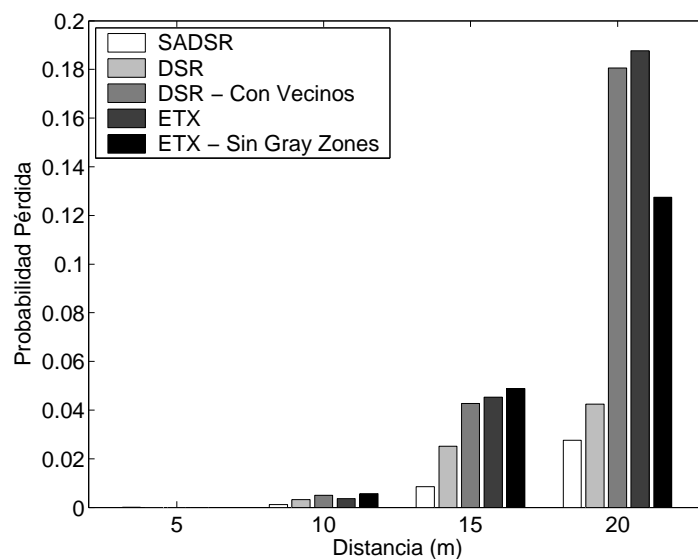


Figura 5.43: Probabilidad de pérdida en el escenario de encaminamiento oportunista

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

los casos analizados, para los diferentes protocolos de encaminamiento, así como para las cuatro separaciones entre los extremos de la comunicación. El comportamiento del SADSR es claramente superior al del resto de alternativas en este caso, presentando, independientemente de la distancia, una pérdida siempre menor a la de aquellas, siendo especialmente relevante la mejora cuando la distancia es de 15 ó 20 metros. Del resto de estrategias, como ya se podría prever a la vista de las longitudes medias de las rutas seleccionadas, la que mejor comportamiento tiene es el protocolo DSR nativo, que consigue mantener la pérdida a un nivel menor, aunque sin llegar a los valores obtenidos al emplear la métrica SADSR. La situación más interesante, desde el punto de vista del análisis, se produce cuando la distancia entre los nodos es de 20 metros; evidentemente, al persistir los protocolos ETX (sin la corrección de las *Gray Zones*) y el DSR (cuando detecta vecinos) en emplear rutas de un único salto, se obtienen los mismos valores para la pérdida que los que se vieron en el Capítulo 4, cuando se analizó el comportamiento del modelo de canal *BEAR* para esa distancia entre los nodos. Sin embargo, en el caso de la métrica ETX (cuando los paquetes *Hello* se procesan de la misma manera que el tráfico de datos normal), las prestaciones son algo superiores, debido precisamente a la mejor selección de rutas que se consigue en este caso, a pesar de que la longitud de un salto sigue siendo la más probable, hay una tendencia ligeramente mayor a usar rutas de dos saltos que en el caso de la configuración por defecto del modelo de canal, lo que se traduce en una pérdida también menor.

Al igual que se hizo previamente para la longitud de ruta, la Figura 5.44 representa la

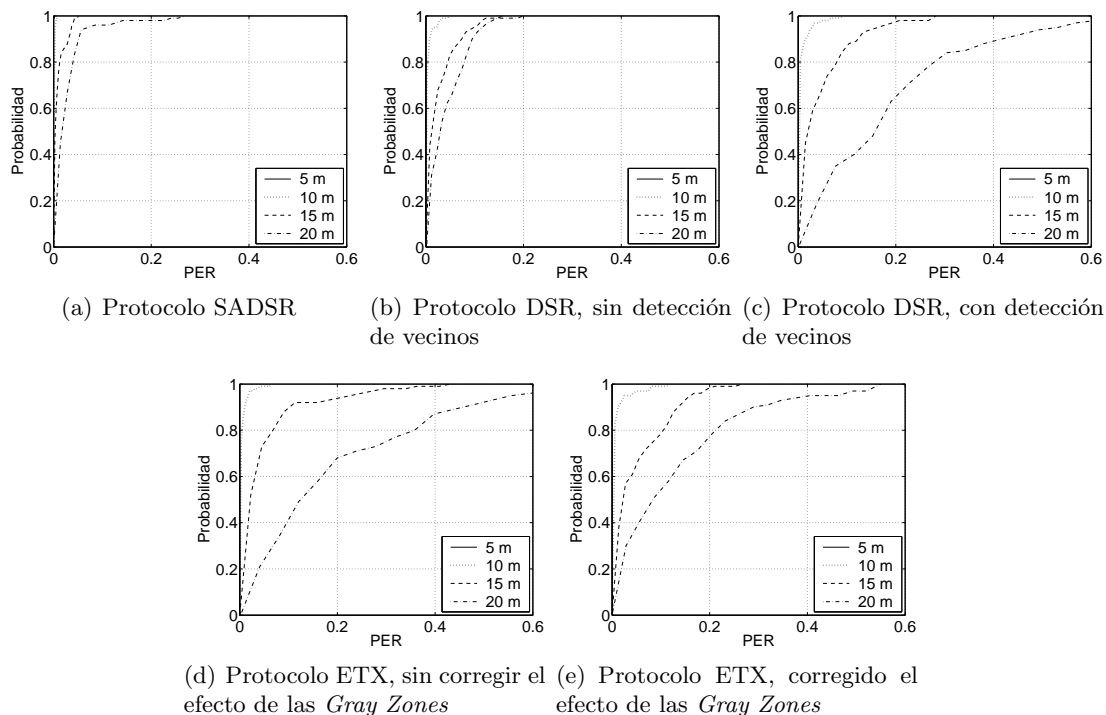


Figura 5.44: Función de probabilidad para la probabilidad de pérdida en el escenario de encaminamiento oportunista

Tabla 5.3: Probabilidad de pérdida en el escenario de encaminamiento oportunista

Protocolo	d = 5 m		d = 10 m		d = 15 m		d = 20 m	
	PER	95 %	PER	95 %	PER	95 %	PER	95 %
SADSR	0.000	0.000	0.001	0.000	0.009	0.002	0.028	0.008
DSR	0.000	0.000	0.003	0.001	0.025	0.006	0.042	0.008
DSR [†]	0.000	0.000	0.005	0.003	0.043	0.011	0.181	0.031
ETX	0.000	0.000	0.004	0.002	0.045	0.015	0.188	0.035
ETX [‡]	0.000	0.000	0.006	0.003	0.049	0.011	0.127	0.026

[†] Con capacidad de detección de vecinos

[‡] Efecto *Gray Zones* corregido

función de probabilidad que se obtuvo en cada uno de los casos, para la PER. En esta ocasión, además de una reducción evidente en su valor medio, también se pone de manifiesto que la métrica SADSR es capaz de estabilizar el comportamiento, ya que la variabilidad de la PER es bastante reducida (lo que se refleja asimismo en la Tabla 5.3, siendo los intervalos de confianza del 95 % muy limitados cuando se emplea el algoritmo SADSR). También se observa la mejora que el efecto de corregir el efecto de las *Gray zones* tiene sobre la métrica ETX, que ofrece unas prestaciones ligeramente mejores cuando se configura el modelo de canal *BEAR* para que así sea.

Finalmente, para el último parámetro a analizar en el escenario oportunista, se utilizará tráfico TCP, en el que, evidentemente, el principal objetivo es el de maximizar el rendimiento o throughput. Como se puede ver en la Figura 5.45, el protocolo SADSR ofrece

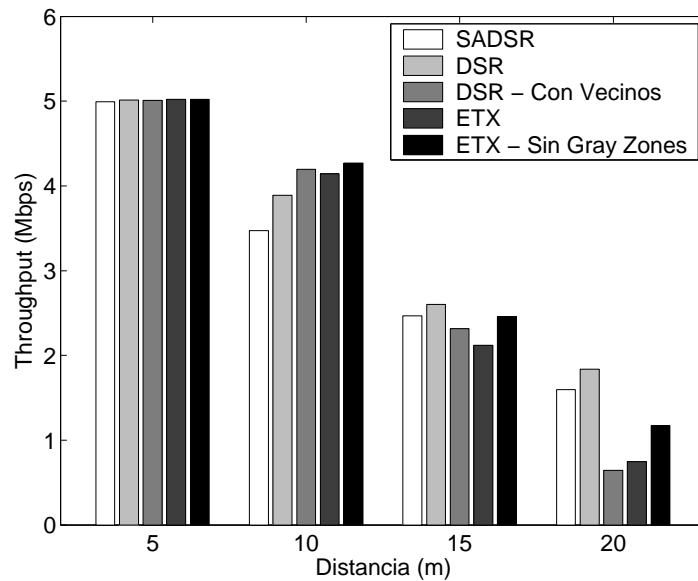


Figura 5.45: Rendimiento TCP en el escenario de encaminamiento oportunista

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

unas prestaciones apropiadas, aunque en esta ocasión el rendimiento que se obtiene, al emplear la versión original del DSR es ligeramente superior e, incluso, para la distancia de 10 metros, al contrario de lo que sucedía con la PER, el rendimiento medio TCP es, en todos los casos, superior al que se obtiene al emplear la métrica SADSr. La razón que explica este comportamiento es que se ha llevado a cabo un diseño conservador, favoreciendo la optimización en lo que se refiere a la pérdida de datagramas; el protocolo TCP, al emplear procedimientos para el control de flujo y de errores, consigue que la pérdida IP en la que se incurre al emplear las otras alternativas de encaminamiento cuando $d = 10$ m, no sea lo suficientemente elevada como para compensar el empleo de rutas de mayor número de saltos, como sucede cuando se emplea SADSr. Si se seleccionaran umbrales diferentes a la hora de determinar los diferentes estados de la métrica propuesta en esta Tesis, permitiendo que en el canal *bueno* hubiera una mayor PER, se podría llegar a incrementar el rendimiento obtenido con la métrica SADSr, situándolo más cerca de los que se observan con el resto de alternativas.

Para analizar en mayor detalle cuál es el comportamiento del protocolo TCP sobre el escenario oportunista, la Figura 5.46 representa la función de probabilidad del rendimiento obtenido, utilizando las diferentes estrategias de encaminamiento que se están estudiando, y para las cuatro distancias empleadas. Se observa, por ejemplo, que a pesar de que los valores medios del throughput para la distancia de 15 metros obtenidos con la métrica ETX y con el protocolo DSR cuando se le añade la capacidad de detectar vecinos son muy similares a los que se alcanzan con la versión original de éste o con la métrica SADSr, sus prestaciones

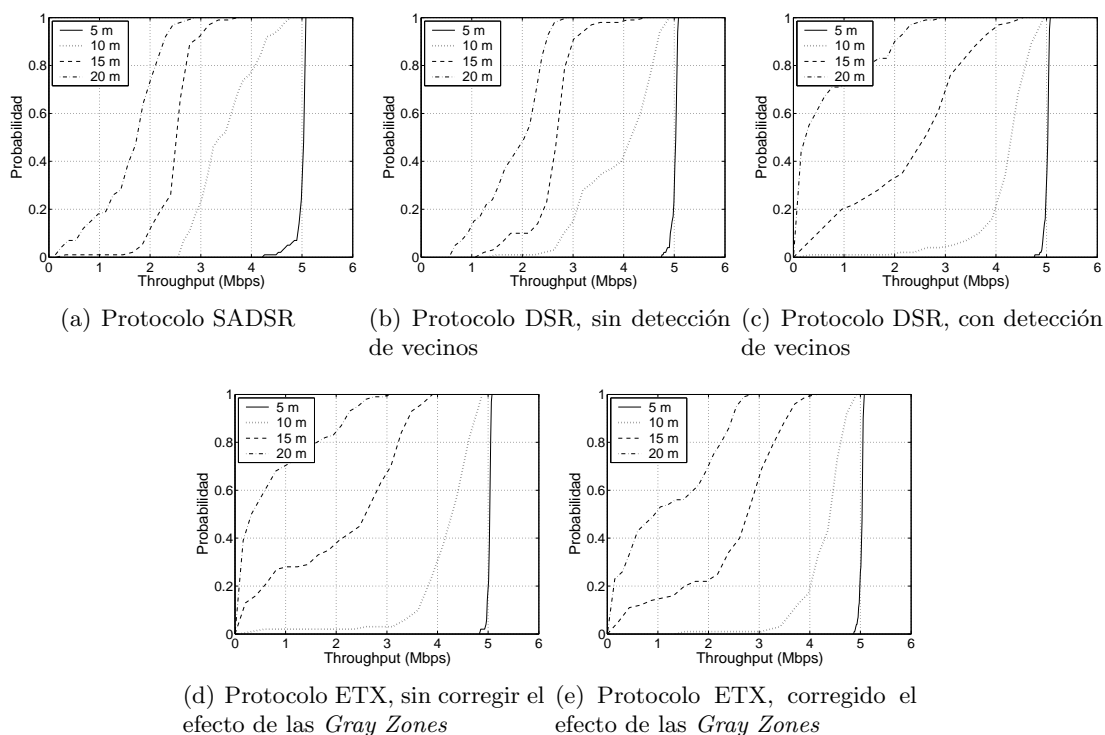


Figura 5.46: Función de probabilidad para el rendimiento TCP en el escenario de encaminamiento oportunista

Tabla 5.4: Rendimiento TCP obtenido el escenario de encaminamiento oportunista

Protocolo	d = 5 m		d = 10 m		d = 15 m		d = 20 m	
	Mbps	95 %	Mbps	95 %	Mbps	95 %	Mbps	95 %
SADSR	4.993	0.025	3.473	0.115	2.466	0.082	1.596	0.121
DSR	5.011	0.012	3.887	0.149	2.601	0.099	1.835	0.118
DSR [†]	5.009	0.010	4.196	0.127	2.315	0.230	0.644	0.160
ETX	5.023	0.008	4.141	0.141	2.120	0.248	0.746	0.170
ETX [‡]	5.019	0.008	4.269	0.094	2.457	0.209	1.172	0.191

[†] Con capacidad de detección de vecinos

[‡] Efecto *Gray Zones* corregido

son sin embargo muy variables, siendo complicado establecer un comportamiento probable, mientras que en las dos últimas estrategias el rendimiento es mucho más constante en torno a su valor medio (menor intervalo de confianza), lo que también sucede para $d = 20 m$. Sin embargo, como ya se mencionó anteriormente, para $d = 10 m$ la PER en la que se incurre con las estrategias ETX y DSR con la capacidad de detección de vecinos no es lo suficientemente grande como para contrarrestar el hecho de que con SADSR y DSR original se utilicen rutas con mayor número de saltos. La Tabla 5.4 refrenda todas estas afirmaciones, ya que muestra que la variabilidad (caracterizada a través del intervalo de confianza del 95 %) es sensiblemente menor, especialmente para distancias elevadas, al utilizar el protocolo original y, sobre manera, la métrica propuesta en el marco de esta Tesis (SADSR).

Escenario canónico 2

En esta ocasión se analizará el escenario canónico 2, de los empleados durante la verificación experimental (ver Figura 5.23); recordar que en él dos nodos se comunican a través de una ruta de un único salto (enlace directo), que no presenta una calidad elevada, pero que es la única posibilidad de establecer la comunicación. En un momento determinado (t_1), aparece un tercer terminal, que se sitúa aproximadamente en el punto medio del segmento que une S y D , de manera que se puede utilizar para reenviar los datagramas a través del mismo (utilizando, por tanto, una ruta de dos saltos inalámbricos, aunque con calidad mayor que el directo). En la evaluación experimental que se describió previamente se pudo comprobar que el protocolo DSR¹⁸ no era capaz de reaccionar de manera adecuada a la posibilidad de utilizar el nodo intermedio en la ruta, por lo que mostraba un comportamiento sensiblemente peor que cuando se utilizaba la métrica SADSR. Para corroborar este comportamiento, se realizaron 100 simulaciones independientes, utilizando dos distancias iniciales diferentes entre los extremos de la comunicación (15 y 20 metros).

En primer lugar, la Figura 5.47 muestra la longitud de ruta media que se obtuvo para cada una de las estrategias de encaminamiento que se están estudiando, con las dos separaciones que se han mencionado previamente y tanto antes de que aparezca el nodo intermedio ($t < t_1$) como después ($t > t_1$). Evidentemente, en la situación inicial, como no hay otra posibilidad,

¹⁸Recordar que, por defecto, se le incluía la posibilidad de detectar vecinos.

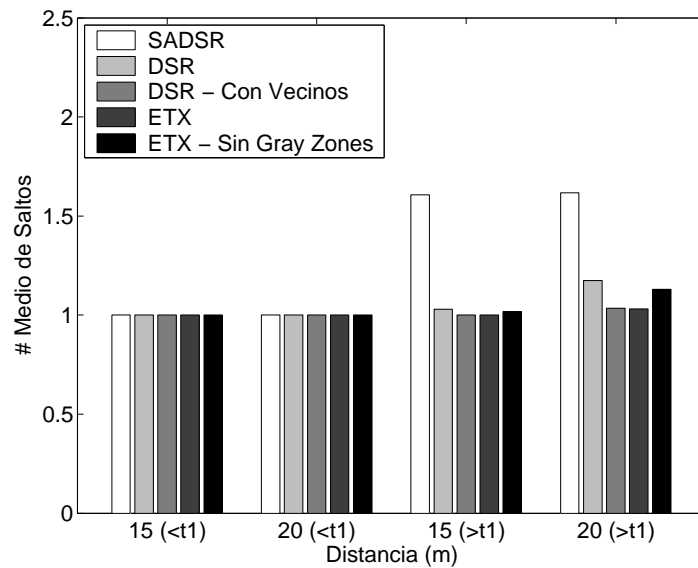


Figura 5.47: Número medio de saltos en el escenario canónico 2

todos las estrategias utilizan la ruta con un único salto para comunicar los dos extremos de la comunicación. Sin embargo, cuando aparece el tercer terminal en el escenario, solamente el protocolo SADSR es capaz de reaccionar ante la presencia del nuevo nodo, que posibilita el uso de una ruta de mayor calidad global que la de un único salto; de esta manera, mientras que el resto de políticas continúan usando mayoritariamente el enlace directo, solamente el SADSR y, de manera mucho menos apreciable, la versión original del DSR o la métrica ETX cuando se configura el modelo de canal *BEAR* para corregir el efecto de las *Gray Zones*, reacciona utilizando la ruta de dos saltos. La métrica propuesta en la Tesis, tal y como se comentó previamente, se adapta a las condiciones concretas de los diferentes enlaces, con la consecuencia de que la longitud media de ruta no llega a ser de dos saltos, sino que permanece en torno a 1.6, de lo que se desprende que predomina la elección del camino más largo, aunque en ocasiones los datagramas se enrutan a través del enlace directo.

Los datos que se presentan en la Tabla 5.5 permiten acometer un análisis más exhaustivo del comportamiento de cada uno de las estrategias de enrutamiento que se están estudiando. Se puede ver como en todos los casos, la selección de rutas es bastante estable, como se desprende de la escasa variabilidad observada.

Evidentemente, la selección de ruta óptima que lleva a cabo el protocolo SADSR se refleja, tal y como se pone de manifiesto en la Figura 5.48, en la probabilidad de pérdida de datagramas medida en cada caso; la PER en la situación inicial es similar para todas las estrategias de encaminamiento, pues en todas ellas se selecciona la única ruta disponible, que es la del enlace directo entre la fuente y el destino, con una calidad no demasiado elevada. Una vez que aparece el nodo intermedio, se puede ver claramente que el protocolo que mejor se adapta a la nueva situación es el SADSR, mientras que los demás (a excepción, en cierta medida, de la versión original del DSR), como siguen detectando la presencia del nodo destino y, en el caso de la métrica ETX, con una calidad no mucho peor que la de los dos enlaces intermedios, persisten en utilizar la ruta de un único salto para enviar los paquetes de datos, con lo que la

Tabla 5.5: Número medio de saltos en el escenario canónico 2

Protocolo	$t < t_1$		$t > t_1$	
	Salto	95 %	Salto	95 %
d = 15 m				
SADSR	1.000	0.000	1.606	0.075
DSR	1.000	0.000	1.030	0.029
DSR [†]	1.000	0.000	1.001	0.001
ETX	1.000	0.000	1.001	0.001
ETX [‡]	1.000	0.000	1.017	0.015
d = 20 m				
SADSR	1.000	0.000	1.616	0.076
DSR	1.000	0.000	1.174	0.064
DSR [†]	1.000	0.000	1.034	0.018
ETX	1.000	0.000	1.031	0.013
ETX [‡]	1.000	0.000	1.129	0.046

[†] Con capacidad de detección de vecinos

[‡] Efecto *Gray Zones* corregido

PER sigue siendo elevada. Se puede ver, sin embargo que la pérdida es menor que la que se obtenía sin la presencia del elemento intermedio; la explicación a este hecho es que, en todas las estrategias, al detectarse la caída del enlace directo, y antes de que la información sobre el mismo volviera a estar disponible, se produce un tiempo de transición, en el que los datagramas se envían probablemente a través del nodo intermedio, con la consiguiente disminución

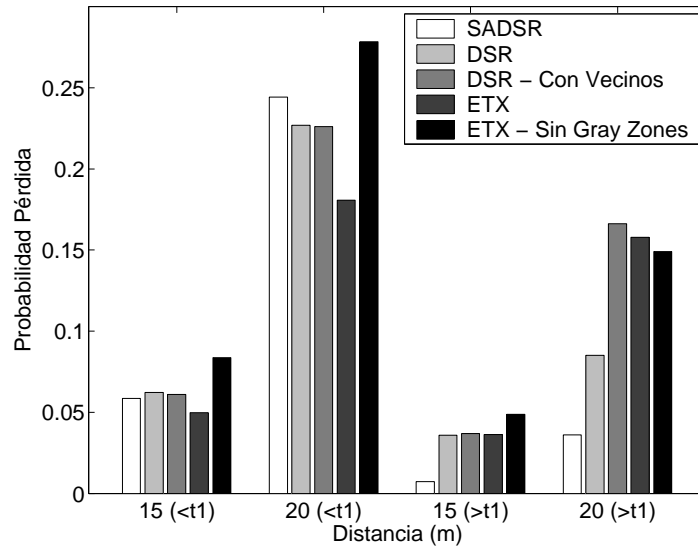


Figura 5.48: Probabilidad de pérdida en el escenario canónico 2

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

en la PER promedio. Por otro lado, la Tabla 5.6, en la que se muestran los valores de pérdida IP tanto global (a lo largo de la duración del experimento completo) como antes y después de la aparición del nodo intermedio, pone de manifiesto que el comportamiento del protocolo SADSR es muy estable, siendo el intervalo de confianza del 95 % prácticamente despreciable, lo que demuestra que es capaz de estabilizar las prestaciones, en este caso en términos de la pérdida IP .

Como última métrica a analizar en el escenario canónico 2, la Figura 5.49 muestra el rendimiento TCP medio (llevando a cabo 100 simulaciones independientes en cada caso) para las diferentes estrategias de encaminamiento empleadas, y para las dos separaciones iniciales (15 y 20 metros) entre los dos extremos de la comunicación. Tal y como cabría esperar, el rendimiento, antes de la aparición del nodo intermedio, es parecido en todos los casos, ya que las cinco estrategias estudiadas tienen que emplear el enlace directo para conectar la fuente con el destino; sin embargo, cuando la presencia del tercer nodo posibilita el uso de la ruta alternativa de dos saltos, la única de las soluciones que reacciona adecuadamente (como se ha podido corroborar previamente) es la propuesta realizada en el marco de esta Tesis, siendo el rendimiento TCP que se obtiene con SADSR es sensiblemente mayor que con el resto de estrategias analizadas, siendo la versión original del protocolo DSR la única de éstas que presenta un comportamiento algo menos deficiente. Por su parte, la Tabla 5.7 demuestra una vez más la gran estabilidad de la métrica SADSR, ya que la variabilidad de los rendimientos que se midieron al hacer uso de la estrategia de encaminamiento correspondiente es sensiblemente inferior a las obtenidas con el resto de protocolos, siendo interesante, en este caso, la comparación con la versión original del DSR que, a pesar de ofrecer unas prestaciones cercanas a las de SADSR, presenta la clara desventaja de que el rendimiento TCP es mucho menos predecible.

Tabla 5.6: Probabilidad de pérdida en el escenario canónico 2

Protocolo	General		$t < t_1$		$t > t_1$	
	PER	95 %	PER	95 %	PER	95 %
d = 15 m						
SADSR	0.034	0.011	0.058	0.020	0.007	0.003
DSR	0.050	0.016	0.062	0.023	0.036	0.013
DSR [†]	0.050	0.017	0.061	0.025	0.037	0.013
ETX	0.043	0.012	0.050	0.017	0.036	0.011
ETX [‡]	0.067	0.022	0.104	0.051	0.069	0.042
d = 20 m						
SADSR	0.144	0.027	0.244	0.048	0.036	0.009
DSR	0.159	0.025	0.227	0.041	0.085	0.018
DSR [†]	0.197	0.038	0.226	0.048	0.166	0.037
ETX	0.170	0.032	0.181	0.043	0.158	0.032
ETX [‡]	0.217	0.043	0.313	0.078	0.184	0.061

[†] Con capacidad de detección de vecinos

[‡] Efecto *Gray Zones* corregido

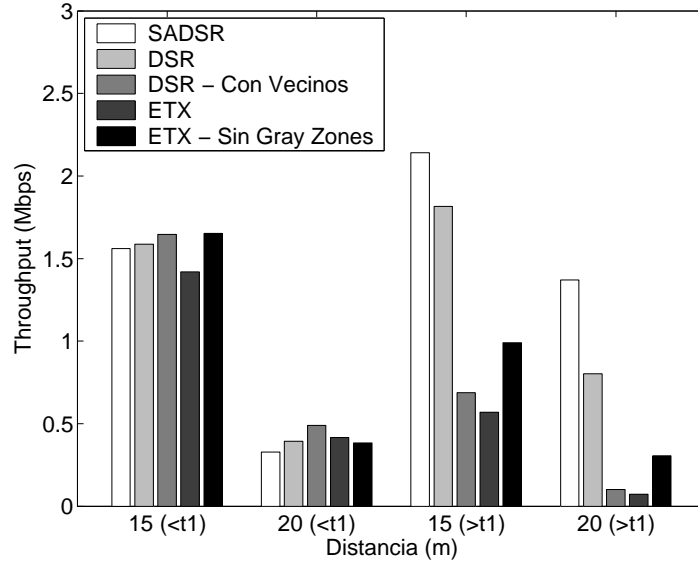


Figura 5.49: Rendimiento TCP en el escenario canónico 2

Tabla 5.7: Rendimiento TCP en el escenario canónico 2

Protocolo	General		$t < t_1$		$t > t_1$	
	Mbps	95 %	Mbps	95 %	Mbps	95 %
d = 15 m						
SADSR	2.018	0.101	1.560	0.218	2.140	0.090
DSR	1.799	0.145	1.587	0.214	1.816	0.182
DSR [†]	0.857	0.176	1.647	0.231	0.687	0.187
ETX	0.728	0.146	1.420	0.243	0.568	0.144
ETX [‡]	1.121	0.198	1.653	0.247	0.991	0.217
d = 20 m						
SADSR	1.251	0.111	0.329	0.100	1.371	0.119
DSR	0.865	0.127	0.394	0.104	0.802	0.142
DSR [†]	0.187	0.048	0.490	0.129	0.101	0.038
ETX	0.161	0.045	0.417	0.104	0.073	0.024
ETX [‡]	0.355	0.096	0.382	0.104	0.305	0.096

[†] Con capacidad de detección de vecinos

[‡] Efecto *Gray Zones* corregido

Escenario canónico 3

Seguidamente se estudiará el comportamiento que presentan los diferentes protocolos de encaminamiento que se están analizando sobre el escenario canónico 3 (ver Figura 5.25); en este caso la comunicación comenzaba entre dos nodos cercanos entre sí, con lo que la ruta óptima a emplear era la del enlace directo entre ambos; en un instante determinado (t_1), el

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

nodo destino comienza a alejarse paulatinamente del origen, hasta que llega a una distancia a la que la calidad del enlace es sensiblemente peor; en esas circunstancias, se podría aprovechar la presencia de un tercer terminal que también está presente en el escenario para reenviar los datagramas entre ambos extremos de la comunicación.

Bajo estas condiciones, la Figura 5.50 muestra la longitud de ruta media que cada una de las estrategias de encaminamiento utiliza, cuando la separación a la que se sitúa el destino, tras alejarse de la fuente, es de 15 y 20 metros. Como se puede ver, todas los protocolos utilizan la ruta del enlace directo antes de que el nodo destino se aleje pero, una vez que la calidad de esta alternativa cae, sólo en el caso del algoritmo SADSR se ve un aumento apreciable del número medio de saltos que la fuente utiliza para alcanzar al destino. Además, cuando la calidad del enlace directo es más hostil ($d = 20$ m), se observa que la versión original del protocolo DSR también tiende a seleccionar rutas con mayor número de saltos que el resto de alternativas, como ya se comentó previamente, al presentar los resultados obtenidos sobre la plataforma experimental. En ambos casos, sin embargo, la longitud media no llega a dos saltos, sino que permanece en torno a 1.5; como se comentó previamente esto se debe, especialmente en el caso de la métrica SADSR, a que en función del estado de cada uno de los enlaces se selecciona siempre la ruta con mayor calidad global, que no siempre tiene que coincidir con la de dos saltos (por ejemplo, si el estado del enlace directo es el mismo que alguno de alguno de los que unen el nodo intermedio con los extremos de la comunicación). La Tabla 5.8 pone de manifiesto, además, la escasa variabilidad que hay en la selección de rutas que cada estrategia utiliza, siendo especialmente relevante la de las estrategias en las que prevalece el enlace directo, que persisten sistemáticamente en optar en usar la alternativa de un único salto.

Evidentemente, la mejor selección de ruta que se lleva a cabo empleando la métrica SADSR, se traduce en que, al usar esta estrategia de encaminamiento, se obtiene una PER sensiblemente menor, como se puede ver en la Figura 5.51. En la situación previa a que el destino

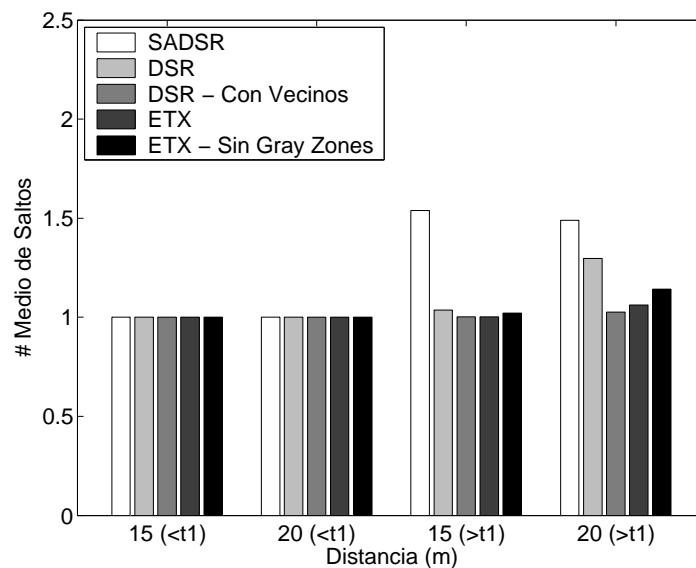


Figura 5.50: Número medio de saltos en el escenario canónico 3

Tabla 5.8: Número medio de saltos en el escenario canónico 3

Protocolo	$t < t_1$		$t > t_1$	
	Salto	95 %	Salto	95 %
d = 15 m				
SADSR	1.000	0.000	1.539	0.071
DSR	1.000	0.000	1.035	0.035
DSR [†]	1.000	0.000	1.001	0.002
ETX	1.000	0.000	1.003	0.005
ETX [‡]	1.000	0.000	1.020	0.015
d = 20 m				
SADSR	1.000	0.000	1.490	0.070
DSR	1.000	0.000	1.296	0.078
DSR [†]	1.000	0.000	1.027	0.014
ETX	1.000	0.000	1.062	0.023
ETX [‡]	1.000	0.000	1.142	0.046

[†] Con capacidad de detección de vecinos

[‡] Efecto *Gray Zones* corregido

se aleje de la fuente, la probabilidad de pérdida es nula, independientemente del protocolo que se utilice, pues el enlace directo que une la fuente y el destino es de *buena* calidad, libre de errores. Sin embargo, al aumentar la separación entre los extremos de la comunicación, sí que hay una diferencia muy significativa al emplear la métrica SADSR, que consigue reducir la PER, contrastando con el comportamiento observado al usar las otras estrategias. Si

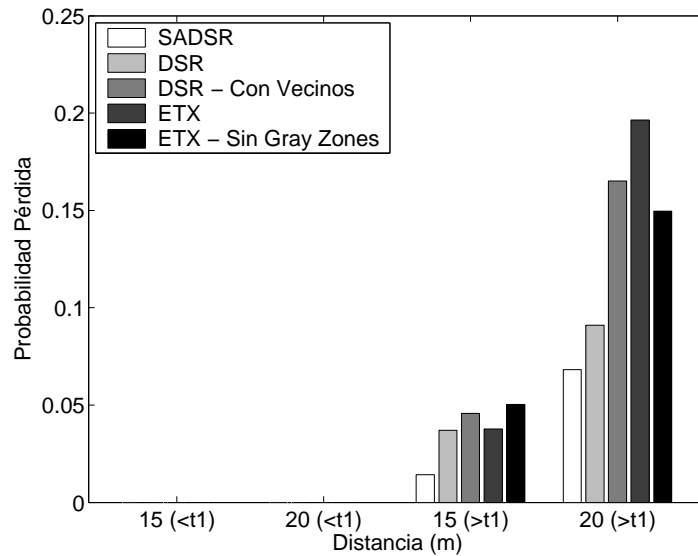


Figura 5.51: Probabilidad de pérdida en el escenario canónico 3

Tabla 5.9: Probabilidad de pérdida en el escenario canónico 3

Protocolo	General		$t < t_1$		$t > t_1$	
	PER	95 %	PER	95 %	PER	95 %
d = 15 m						
SADSR	0.007	0.002	0.000	0.000	0.014	0.004
DSR	0.018	0.005	0.000	0.000	0.037	0.010
DSR [†]	0.022	0.008	0.000	0.000	0.046	0.016
ETX	0.018	0.006	0.000	0.000	0.038	0.012
ETX [‡]	0.024	0.009	0.000	0.000	0.050	0.018
d = 20 m						
SADSR	0.033	0.005	0.000	0.000	0.068	0.011
DSR	0.044	0.007	0.000	0.000	0.091	0.014
DSR [†]	0.079	0.017	0.000	0.000	0.165	0.035
ETX	0.094	0.017	0.000	0.000	0.196	0.035
ETX [‡]	0.071	0.013	0.000	0.000	0.150	0.026

[†] Con capacidad de detección de vecinos

[‡] Efecto *Gray Zones* corregido

se emplea la versión original del DSR (esto es, sin la capacidad de detectar vecinos) la PER es también algo menor que con el resto de alternativas, ya que como se vio previamente, con este protocolo hay una mayor probabilidad de seleccionar la ruta de dos saltos, al aumentar la separación entre los extremos de la comunicación. Además, tal y como se ve en la Tabla 5.9, las prestaciones que se logran con el algoritmo SADSR son muy estables, como se desprende de la escasa variabilidad que existe para la PER, tanto al separar el destino de la fuente, como de manera global.

Por último, la Figura 5.52 muestra el rendimiento TCP medio que se obtuvo al emplear las diferentes estrategias de encaminamiento en el escenario canónico 3; como se puede ver, todas las soluciones presentan un comportamiento óptimo antes de que el destino se aleje de la posición del nodo fuente (*throughput* cercano a los 5 *Mbps*); sin embargo, a partir de ese momento, se aprecia claramente que la estrategia SADSR presenta unas prestaciones muy superiores, siendo el rendimiento TCP sensiblemente mayor que con el resto de los algoritmos, especialmente cuando la separación final entre los dos extremos de la comunicación es de 20 metros. Por otra parte, la Tabla 5.10 demuestra que, además de presentar un mejor comportamiento en lo que se refiere a su valor medio, la métrica SADSR también consigue estabilizar el rendimiento, ya que el intervalo de confianza del 95 % es relativamente bajo en todos los casos.

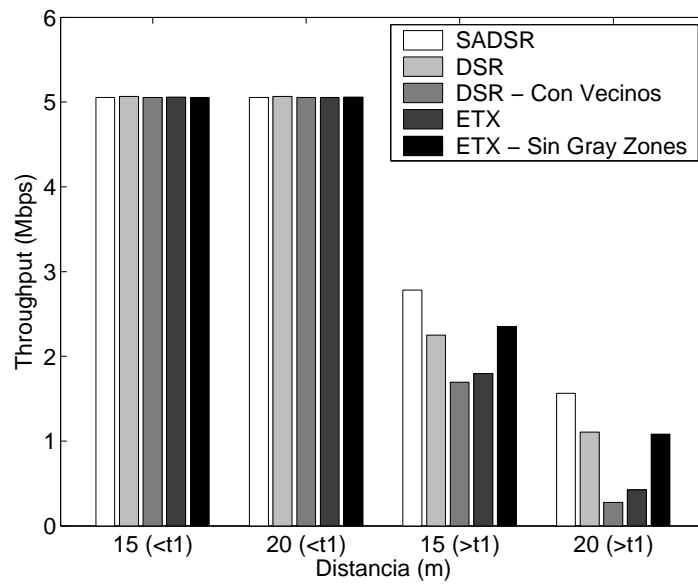


Figura 5.52: Rendimiento TCP en el escenario canónico 3

Tabla 5.10: Rendimiento TCP en el escenario canónico 3

Protocolo	General		$t < t_1$		$t > t_1$	
	Mbps	95 %	Mbps	95 %	Mbps	95 %
d = 15 m						
SADSR	4.234	0.084	5.054	0.002	2.783	0.153
DSR	3.673	0.191	5.065	0.002	2.251	0.253
DSR [†]	2.914	0.323	5.055	0.002	1.661	0.309
ETX	3.061	0.308	5.057	0.002	1.780	0.293
ETX [‡]	3.667	0.259	5.056	0.002	2.346	0.257
d = 20 m						
SADSR	3.264	0.166	5.055	0.002	1.562	0.137
DSR	3.187	0.191	5.065	0.002	1.038	0.190
DSR [†]	1.576	0.275	5.056	0.002	0.250	0.106
ETX	1.788	0.294	5.055	0.002	0.388	0.151
ETX [‡]	2.747	0.260	5.056	0.002	1.048	0.193

[†] Con capacidad de detección de vecinos

[‡] Efecto *Gray Zones* corregido

Escenario canónico 4

Finalmente se analizará el escenario canónico 4 (ver Figura 5.27); recordar que, de alguna manera, se puede ver como complementario al anterior. Así, los dos extremos de la comunicación comienzan estando separados una distancia (d), lo suficientemente grande para que la probabilidad de que la calidad del enlace directo sea *buena* no sea muy elevada. Entre ambos nodos se sitúa un tercero, que puede emplearse por tanto para reenviar los datagramas entre origen y destino. En un momento puntual, el receptor comienza a acercarse paulatinamente a la posición del transmisor, hasta que se sitúa a una distancia en la que es muy probable que la calidad del enlace directo sea *buena*. A pesar de que la selección óptima de rutas sería utilizar el nodo intermedio hasta el momento en el que el destino se acerca, para posteriormente cambiar a la ruta directa, tal y como se ve en la Figura 5.53, sólo la estrategia SADSAR (mayoritariamente), y en cierta medida el protocolo DSR en su versión original (esto es, sin la capacidad de detectar vecinos) hacen uso de las dos posibles rutas para comunicar los dos nodos inicialmente. El resto de algoritmos, teniendo en cuenta que en cualquier situación se detecta la presencia del nodo destino y que, además, la métrica ETX no refleja adecuadamente, como se ha descrito con detalle con anterioridad, la calidad del enlace directo, persisten en utilizar la ruta de un único salto. Por otro lado, y como se discutió a la hora de acometer la verificación experimental del protocolo SADSAR, este escenario permite ver claramente la ventaja de introducir el concepto de ruta activa, ya que una vez que el nodo se acerca suficientemente, SADSAR reacciona y utiliza, de manera constante, la ruta de un único salto (a través del enlace directo). Es interesante ver, por su parte, que el protocolo DSR original no es capaz de detectar la nueva posible ruta, por lo que persiste en emplear rutas de dos saltos, lo que se comprueba en la Figura 5.53, cuando la separación inicial entre los extremos de la comunicación es de 20 metros.

Por su parte, la Tabla 5.11 muestra, además, que el comportamiento medio que se refleja

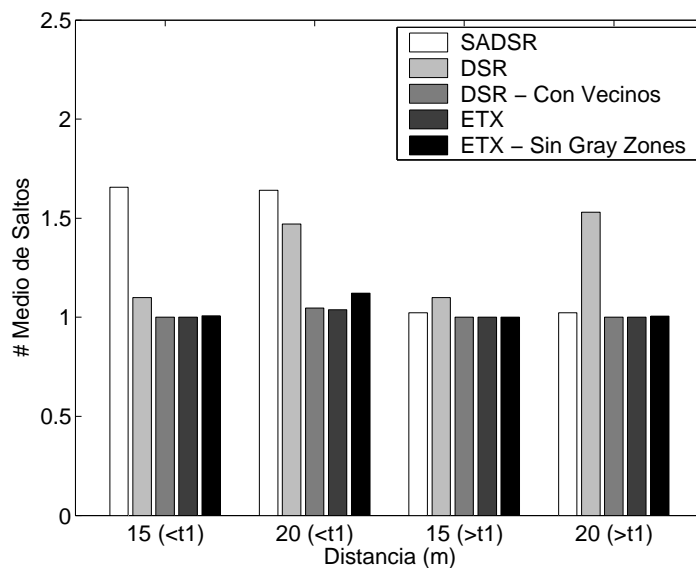


Figura 5.53: Número medio de saltos en el escenario canónico 4

Tabla 5.11: Número medio de saltos en el escenario canónico 4

Protocolo	$t < t_1$		$t > t_1$	
	Salto	95 %	Salto	95 %
d = 15 m				
SADSR	1.657	0.076	1.023	0.004
DSR	1.099	0.059	1.100	0.060
DSR [†]	1.000	0.000	1.000	0.000
ETX	1.001	0.002	1.000	0.000
ETX [‡]	1.008	0.009	1.000	0.000
d = 20 m				
SADSR	1.642	0.073	1.023	0.004
DSR	1.471	0.094	1.530	0.100
DSR [†]	1.047	0.020	1.001	0.001
ETX	1.038	0.018	1.001	0.001
ETX [‡]	1.121	0.043	1.005	0.005

[†] Con capacidad de detección de vecinos

[‡] Efecto *Gray Zones* corregido

en la figura anterior es bastante estable, ya que la variabilidad de la longitud de ruta se mantiene en valores relativamente bajos para todo los casos analizados.

Evidentemente, y como se ha comprobado previamente, la política de selección de rutas tiene una influencia clara en la pérdida de datagramas IP en la que se incurre en cada caso; como se puede ver en la Figura 5.54 todas las estrategias presentan una pérdida prácticamente

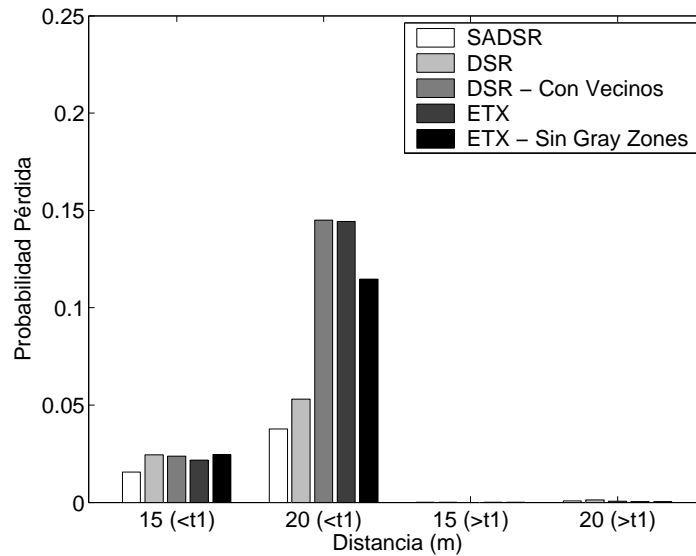


Figura 5.54: Probabilidad de pérdida en el escenario canónico 4

Tabla 5.12: Probabilidad de pérdida en el escenario canónico 4

Protocolo	General		$t < t_1$		$t > t_1$	
	PER	95 %	PER	95 %	PER	95 %
d = 15 m						
SADSR	0.008	0.001	0.016	0.002	0.000	0.000
DSR	0.013	0.004	0.024	0.008	0.000	0.000
DSR [†]	0.012	0.004	0.024	0.008	0.000	0.000
ETX	0.011	0.004	0.022	0.008	0.000	0.000
ETX [‡]	0.013	0.005	0.025	0.009	0.000	0.000
d = 20 m						
SADSR	0.020	0.003	0.038	0.006	0.001	0.000
DSR	0.028	0.006	0.053	0.012	0.001	0.001
DSR [†]	0.076	0.016	0.145	0.031	0.001	0.000
ETX	0.076	0.016	0.144	0.030	0.000	0.000
ETX [‡]	0.060	0.012	0.115	0.023	0.000	0.000

[†] Con capacidad de detección de vecinos

[‡] Efecto *Gray Zones* corregido

nula una vez que la separación entre los nodos origen y destino es pequeña; sin embargo, en la situación anterior, el comportamiento de la métrica SADSR es notablemente superior a la del resto de estrategias de encaminamiento, especialmente cuando la separación es de 20 metros, como sucedía en el escenario oportunista analizado previamente. La única alternativa que, de alguna manera, es capaz de acercarse al SADSR, es la versión original del DSR, ya que, ante la más que probable caída del enlace directo, el nodo origen optaría por utilizar la ruta de dos saltos, aunque, como se puede comprobar en la Tabla 5.12, la pérdida en la que se incurre en este caso es menos predecible que al emplear la métrica propuesta en el marco de esta Tesis, ya que tiene un intervalo de confianza del 95 % mucho mayor que el de esta última.

Siguiendo con el esquema que se ha venido empleando con el resto de escenarios analizados, la Figura 5.55 muestra cuál es el rendimiento TCP medio que se obtuvo en este caso. Evidentemente, el comportamiento del SADSR vuelve a ser el que mejores prestaciones presenta, ya que al emplear con mayor probabilidad rutas de dos saltos en la situación inicial, consigue que el rendimiento sea mayor que en el resto de las estrategias, presentando además, como se puede comprobar en la Tabla 5.13 una estabilidad importante; es asimismo interesante destacar el hecho de que, en esta ocasión, teniendo en cuenta que el protocolo original DSR no se adapta adecuadamente a los cambios de los enlaces en uso (especialmente si son a mejor), el *throughput* que se observa al acercarse el nodo es menor al emplear esta estrategia de encaminamiento, como se adelantó previamente durante la verificación experimental. La Tabla 5.13 permite comprobar, además, que se sigue produciendo una gran certidumbre en el comportamiento de la métrica SADSR que, a pesar de presentar en ciertas ocasiones ($d = 15 m$, $t < t_1$, por ejemplo) un rendimiento medio similar al de las otras estrategias, siempre consigue estabilizarlo, como se desprende de los intervalos de confianza al 95 % que se midieron.

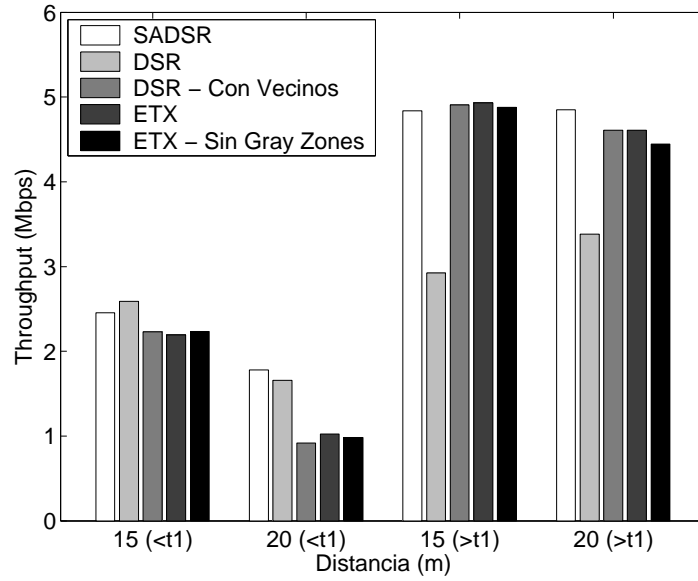


Figura 5.55: Rendimiento TCP en el escenario canónico 4

Tabla 5.13: Rendimiento TCP en el escenario canónico 4

Protocolo	General		$t < t_1$		$t > t_1$	
	Mbps	95 %	Mbps	95 %	Mbps	95 %
d = 15 m						
SADSR	3.539	0.031	2.456	0.075	4.838	0.030
DSR	2.775	0.059	2.588	0.119	2.926	0.123
DSR [†]	3.509	0.098	2.229	0.229	4.907	0.068
ETX	3.507	0.093	2.191	0.225	4.933	0.056
ETX [‡]	3.522	0.099	2.233	0.218	4.879	0.077
d = 20 m						
SADSR	3.307	0.056	1.782	0.111	4.851	0.072
DSR	2.681	0.076	1.656	0.175	3.381	0.187
DSR [†]	3.193	0.127	0.919	0.186	4.608	0.115
ETX	3.093	0.106	1.022	0.183	4.610	0.111
ETX [‡]	3.162	0.149	0.985	0.192	4.444	0.161

[†] Con capacidad de detección de vecinos

[‡] Efecto *Gray Zones* corregido

5.5.3. Análisis en escenarios bidimensionales

Los análisis que se han llevado a cabo de las diferentes estrategias de encaminamiento en escenarios lineales proporcionan una idea del potencial que puede tener la métrica SADSR a la hora de influir en la política de decisión de rutas, especialmente cuando se compara con otras alternativas propuestas en la literatura. Además, cumplen con el objetivo de corroborar la validez de la verificación experimental descrita anteriormente. Por otro lado, las prestaciones observadas en estas topologías más concretas deberían poder extrapolarse a escenarios más complejos. Para comprobar este último aspecto, se presentará, en esta sección, un análisis llevado a cabo en unas condiciones más complejas en las que, por tanto, es más difícil establecer argumentos concretos en lo que se refiere al comportamiento exacto de las diferentes estrategias de encaminamiento empleadas, pero por otra parte permitirá verificar que las expectativas iniciales se siguen cumpliendo en este caso.

Para ello se dispone de un escenario con geometría cuadrada de l metros de lado, sobre el que se distribuyen un número de nodos de manera aleatoria, según un proceso de *Poisson* en el plano (ver Capítulo 2). El destino de las comunicaciones se mantiene fijo en la posición central del escenario, y, como se ha venido realizando hasta el momento, se realizan un número elevado de simulaciones (más concretamente, 100 ejecuciones independientes de cada uno de los casos), seleccionando, en cada una de ellas, una fuente aleatoria, que hace uso de las diferentes estrategias de encaminamiento que se están analizando. Los nodos se mantienen estáticos durante la simulación, de la misma manera que los resultados experimentales presentados en [95], aunque la calidad de los diferentes enlaces inalámbricos sí que varía, pues se aplica el modelo de canal *BEAR*, configurándolo con una potencia de entrada al filtro AR de $5 \cdot 10^{-5} W/Hz$ y una varianza de las variaciones temporales rápidas de 2.8 dB^2 , que es la combinación que mejor refleja el comportamiento medido empíricamente.

En primer lugar, la Figura 5.56 muestra la longitud media de las rutas seleccionadas por cada uno de los protocolos analizados. Se han utilizado áreas con dos tamaños diferentes (la primera de $50 \times 50 \text{ m}^2$ y la segunda de $60 \times 60 \text{ m}^2$), y se han empleado diferentes densidades de usuarios, situando 15, 20, 25 y 30 nodos en ambos escenarios.

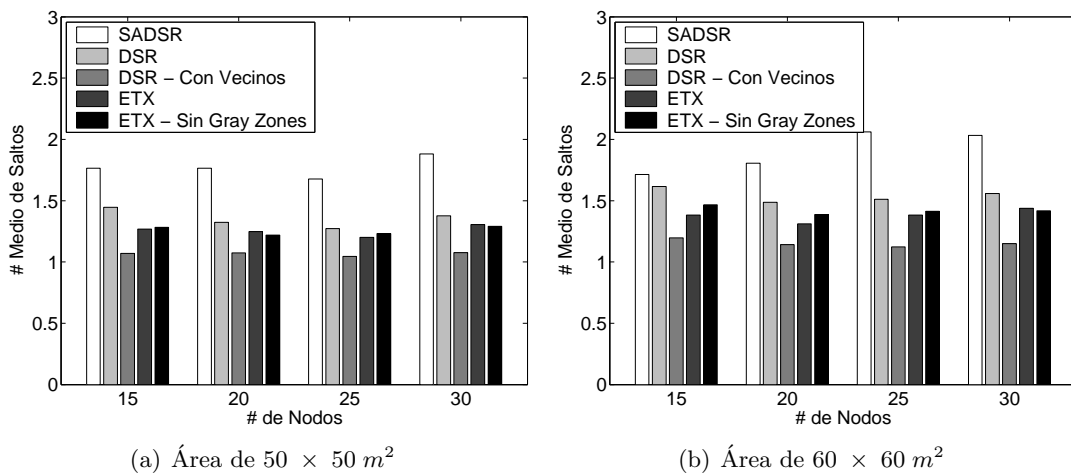


Figura 5.56: Número medio de saltos en el escenario bidimensional

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

A la vista de los resultados obtenidos, se pueden extraer varias conclusiones principales; en primer lugar, la estrategia que emplea rutas más largas es, como cabría esperar, el SADSR, especialmente cuando la existencia de múltiples alternativas de comunicación (mayor número de nodos) es más relevante. Por otra parte, se observa que la densidad de los nodos no parece tener una influencia notable en el número de saltos que se emplea en cada estrategia; únicamente se observa un ligero incremento de la longitud media de ruta para el caso del SADSR, aunque tiende a estabilizarse (prácticamente no hay diferencia entre los casos de 25 y 30 nodos), mientras en el resto de estrategias no se percibe esa tendencia, y los resultados son muy similares en todas las densidades. Por otra parte, la alternativa en la que el número de saltos medio es menor es el protocolo DSR, cuando se le añade la capacidad de detección de vecinos, lo que claramente se debe al efecto de las *Gray Zones*.

Para analizar en mayor detalle cuál es el comportamiento de la estrategia de encaminamiento en cada uno de los casos, la Figura 5.57 muestra las funciones de probabilidad que se obtuvieron para cada una de las alternativas que se están analizando, utilizando el área de $60 \times 60 m^2$. Se pone de manifiesto que las aseveraciones que se realizaron a la vista del comportamiento medio son válidas; así, por ejemplo, la única estrategia en las que el número de nodos parece tener cierta influencia sobre la longitud de las rutas seleccionadas es el SADSR. Por otra parte es interesante ver que la función de probabilidad de las longitudes de rutas en el caso de utilizar la versión original del DSR, esto es, sin la capacidad de detectar vecinos, se asemeja en cierta manera a una función escalonada, en la que prevalecen las rutas

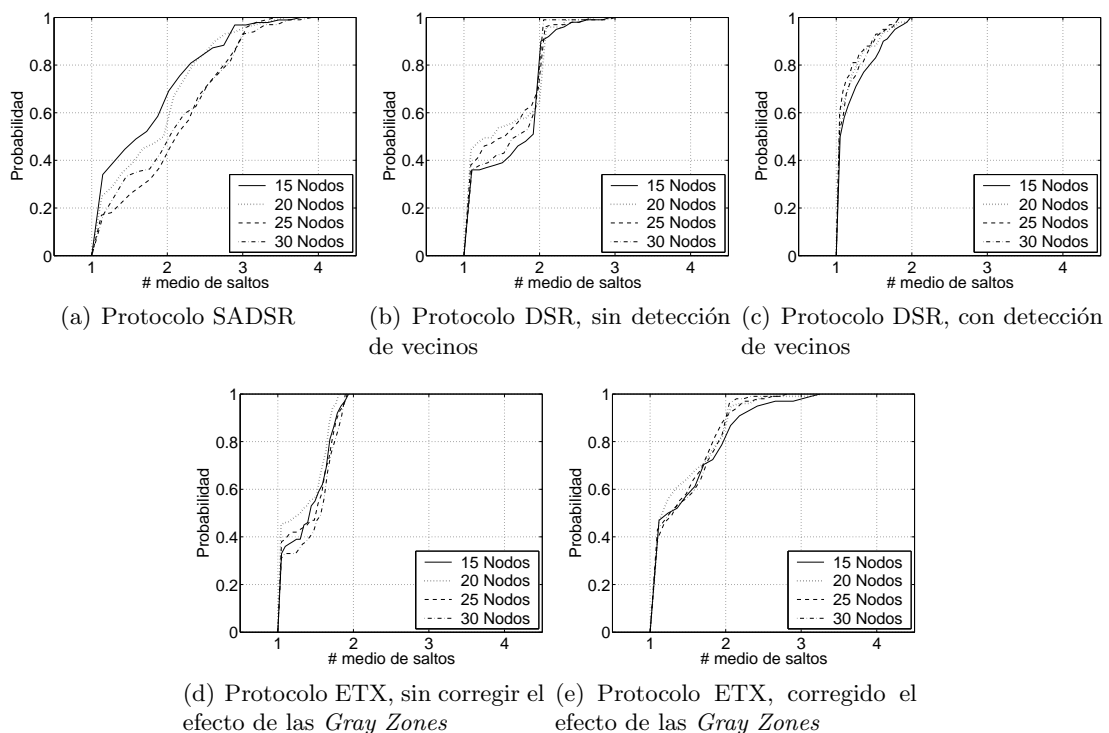


Figura 5.57: Función de probabilidad para el número medio de saltos en el escenario bidimensional

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

de 1 ó 2 saltos, a diferencia del resto de algoritmos, con funciones de probabilidad mucho más continuas. Es asimismo significativo el efecto de las *Gray Zones*, que aparece de manera muy relevante, a la vista de la diferencia que hay entre al emplear la métrica ETX cuando el modelo de canal *BEAR* se configura para corregir dicho efecto o cuando no se hace así, siendo bastante más evidente que para el escenario lineal analizado previamente.

La Figura 5.58 muestra cómo se refleja la política de selección de rutas en la pérdida media de datagramas IP que se obtiene al emplear cada una de las estrategias de encaminamiento. Se puede ver, una vez más, que las prestaciones de la métrica SADSR son claramente superiores a las del resto de estrategias y que, además, a medida que el número de rutas potenciales aumentan (al incrementar la densidad de nodos en el escenario) se observa que la PER va disminuyendo paulatinamente, mientras que en el resto de soluciones analizadas no hay una influencia clara entre la densidad de nodos y la pérdida de datagramas. También aparece con claridad la gran penalización que se le podría atribuir a las *Gray Zones*, a la vista de la notable diferencia que hay al emplear la métrica ETX, bien cuando se configura *BEAR* para corregir su efecto o cuando se usa el modelo de canal por defecto. Asimismo, también se pone de manifiesto la negativa influencia de este efecto, a la vista del incremento en la pérdida observada al habilitar la capacidad de detección de vecinos en el protocolo DSR original.

Por su parte, la Figura 5.59 permite analizar en mayor detalle cuál es el comportamiento de los diferentes protocolos de encaminamiento en cuanto a la pérdida IP se refiere. Se ve claramente la escasa influencia de la densidad de nodos en todas las estrategias analizadas, salvo en el caso de la métrica SADSR, en la que sí que se comprueba que, a medida que el número de caminos posibles hacia el destino incrementa, la PER se reduce de manera notable. Por otro lado, de la misma manera que sucedía a la hora de analizar el comportamiento medio, se ve claramente la influencia de las *Gray Zones*, tanto al emplear la métrica ETX como cuando se le añade al protocolo DSR la capacidad de detectar vecinos.

Finalmente, la Figura 5.60 muestra el rendimiento TCP medio que se obtuvo al emplear las diferentes estrategias de encaminamiento sobre el escenario bidimensional. Por un lado, la métrica SADSR sigue mostrándose superior, en sus prestaciones, al resto de soluciones,

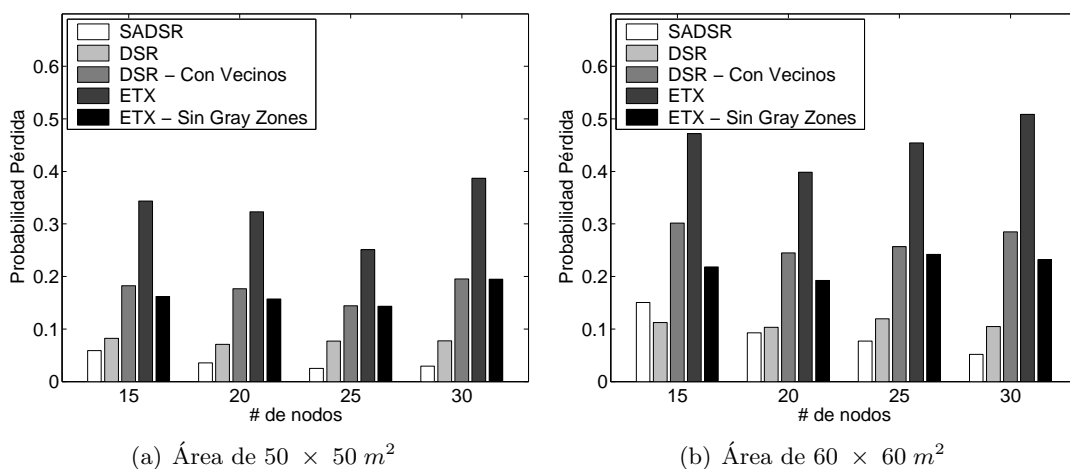


Figura 5.58: Probabilidad de pérdida en el escenario bidimensional

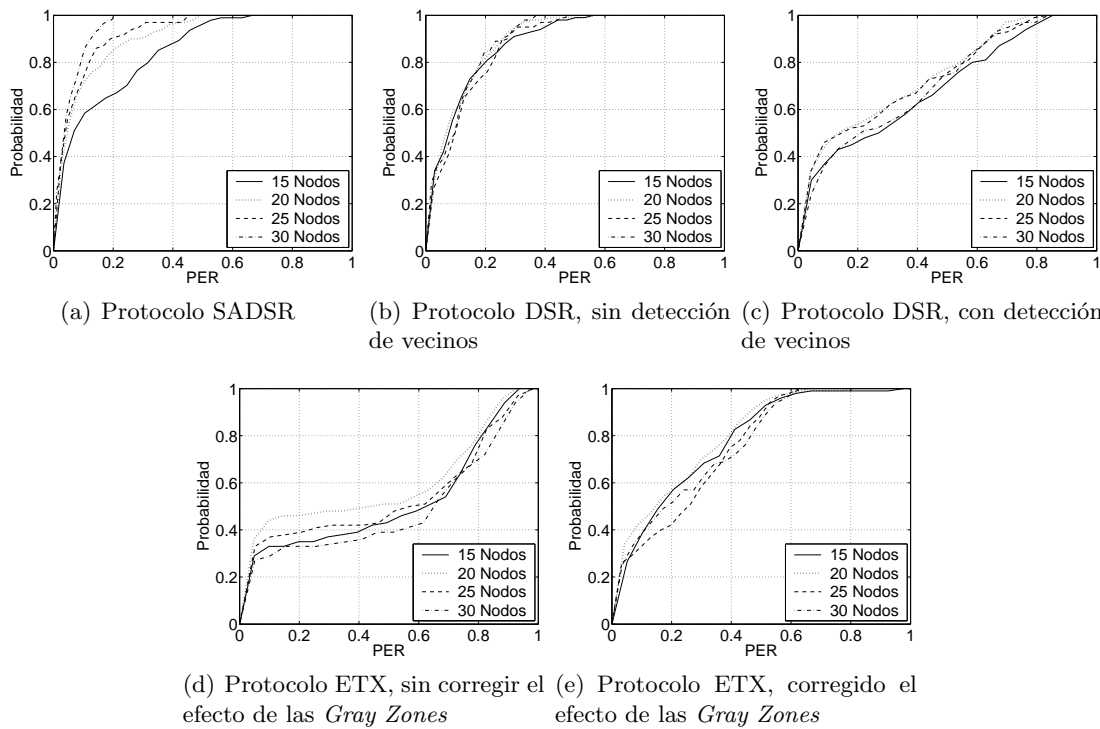


Figura 5.59: Función de probabilidad para la pérdida de datagramas en el escenario bidimensional

aunque en esta ocasión no parece que exista una relación clara entre la densidad de los nodos y el *throughput* TCP; este extremo, que también se puso de manifiesto, en cierta manera, en los escenarios lineales, se justifica por el modo en que el protocolo TCP reacciona frente a la pérdida de datagramas (el hecho de que se produzcan a ráfagas es especialmente perjudicial), lo que se acentúa en cierta manera al haber múltiples saltos inalámbricos en los que se pueden perder segmentos.

Para corroborar las conclusiones anteriores, la Figura 5.61 muestra cuál es la función de probabilidad del rendimiento TCP para los diferentes protocolos de encaminamiento que se han analizado en el escenario bidimensional, concretamente en el área de lado $l = 60 m$; en primer lugar se comprueba que, como ya se adelantó previamente, no se observa una gran influencia de la densidad de nodos en el *throughput* TCP, ni siquiera en el caso de la métrica SADSR, al contrario de lo que sucedía previamente para la pérdida IP. Se ve además, en general, que el comportamiento del protocolo TCP es muy poco predecible en todos los casos, siendo especialmente destacable las prestaciones obtenidas con la métrica ETX, sobre la que se observa, o bien un comportamiento muy defectuoso (con un rendimiento muy bajo) o bastante cercano al ideal, lo que ocurre con una escasa probabilidad, ya que se corresponde con la situación en la que la distancia entre la fuente y el destino sea tal que la comunicación se lleve a cabo a través de un único enlace inalámbrico libre de errores (lo que también puede ocurrir, evidentemente, al emplear cualquiera de las otras políticas de encaminamiento).

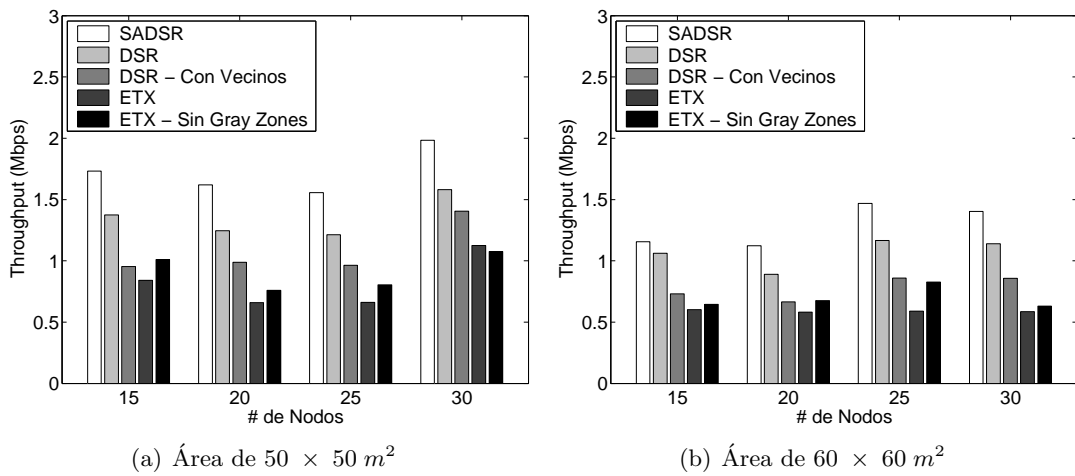


Figura 5.60: Rendimiento TCP en el escenario bidimensional

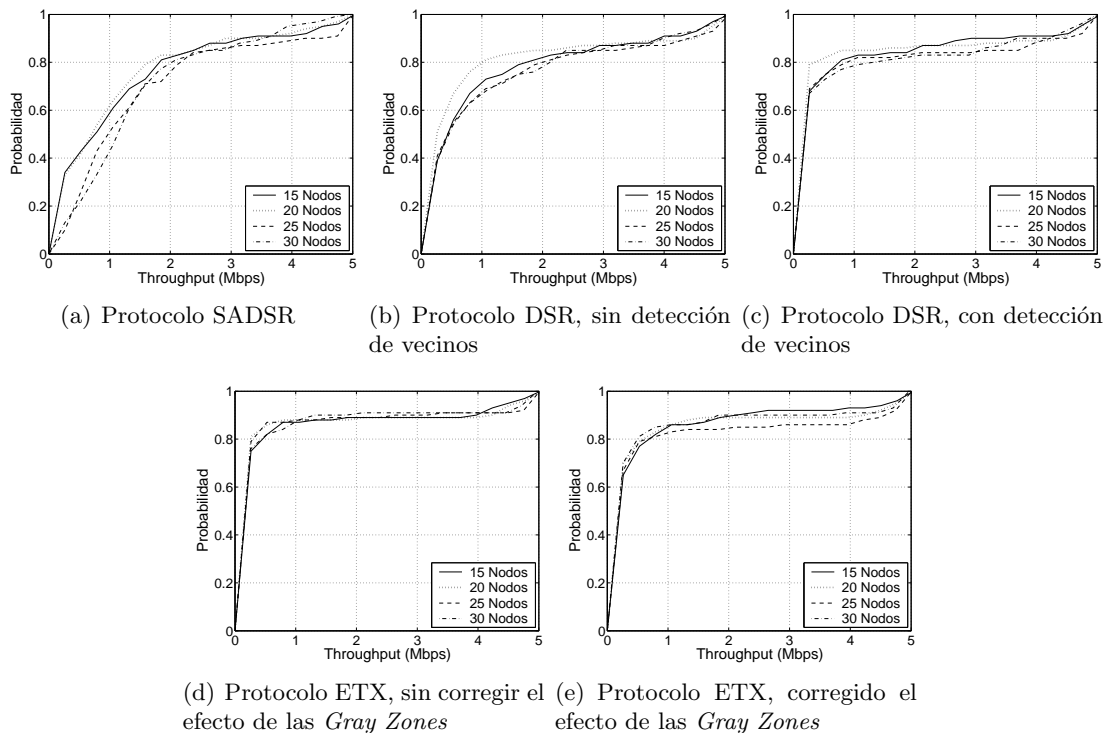


Figura 5.61: Función de probabilidad para el rendimiento TCP en el escenario bidimensional

5.6. Conclusiones

En este capítulo se ha presentado el diseño, implementación y verificación de una propuesta para mejorar las prestaciones de comunicaciones sobre redes inalámbricas multi-salto, utilizando técnicas *cross layer optimization* o optimización inter-capa. Tras analizar los requerimientos de los que se partía inicialmente y valorar diferentes parámetros que pudieran emplearse para modular el proceso de selección de rutas, se optó por utilizar la relación señal a ruido y modificar la operación del protocolo DSR que, gracias a su funcionamiento basado en encaminamiento fuente, es la opción idónea para cubrir las necesidades que se habían identificado. Tras describir en detalle las especificaciones del DSR y del *SNR Aware DSR* (SADSR), se procedió a acometer su verificación sobre una plataforma completamente experimental. Hay que tener en cuenta que esta validación empírica es fundamental, ya que se demanda cada vez más la evaluación de protocolos de encaminamiento para topologías de múltiples saltos basada en implementaciones reales, pues permiten establecer un comportamiento base, con el que comparar los resultados obtenidos con cualquier otro tipo de análisis (típicamente mediante técnicas de simulación).

Uno de los principales problemas que se le pueden achacar a las evaluaciones experimentales es que, habitualmente, tienen ciertas limitaciones en lo que se refiere a la posibilidad de emplear topologías de un tamaño relativamente considerable, o a realizar el número necesario de experimentos para proporcionar una valoración lo suficientemente fiable (con un intervalo de confianza adecuado). Para resolver este inconveniente, y utilizando el modelo de canal *BEAR*, que también se ha propuesto en el marco de esta Tesis, se ha realizado una evaluación exhaustiva de las prestaciones del SADSR mediante el uso del simulador *ns*. Primeramente, y teniendo en cuenta que el modelo es capaz de reflejar con bastante exactitud el comportamiento que se observó empíricamente, se llevó a cabo una sistemática evaluación de la propia métrica SADSR, comparándola con una de las propuestas que más interés ha suscitado por parte de la comunidad investigadora, ETX; se ha demostrado que, especialmente por el efecto de *Gray Zones*, la estimación de la calidad en base al SADSR es bastante más precisa que la del ETX. También se estudió el efecto que las diferentes configuraciones del canal puede tener sobre la estimación de la calidad de los enlaces; se comprobó que una de las ventajas adicionales que presenta la métrica SADSR sobre ETX, además de que el menor número de estados posible favorece su operación es que, especialmente al incorporar un mecanismo de histéresis para modular las transiciones entre los estados que define, se consigue minimizar la probabilidad de cambio entre los mismos. Hay que destacar que, a pesar de la gran relevancia que la métrica ETX tiene, no se conocen trabajos que hayan realizado un análisis tan exhaustivo de ella como el que se se ha presentado en este capítulo de la Tesis.

Finalmente se llevó a cabo un extenso estudio (mediante técnicas de simulación) de las prestaciones que diferentes estrategias de encaminamiento presentan, analizando la longitud de las rutas, la pérdida IP y el rendimiento TCP que se alcanzan. Se utilizaron, primeramente, una serie de topologías sencillas (lineales) para, por un lado, analizar con detalle las prestaciones de las diferentes soluciones analizadas y, además, para comprobar que la validación experimental llevada a cabo con anterioridad era válida. En todos los escenarios concretos que se emplearon las prestaciones del SADSR superaban con creces al resto de métricas, siendo especialmente relevante la mejora observada frente al algoritmo basado en la métrica ETX; por otra parte, se corroboró que el comportamiento que se había observado sobre la plataforma real se seguía cumpliendo en los análisis por simulación. Por último, con el objetivo

Capítulo 5. Mejora del enrutamiento fuente mediante *Cross-Layer Optimization*

de verificar los beneficios que aporta el SADSRR en topologías menos concretas, se simularon escenarios más complejos (bidimensionales), en los que, de nuevo, los resultados pusieron de manifiesto que las mejoras que el protocolo de encaminamiento propuesto en el marco de esta Tesis aporta son significativas.

Capítulo 6

Extensiones multi-salto en despliegues de red heterogéneos

Como última contribución de la presente Tesis, se acomete en este capítulo el análisis de las prestaciones de la aplicación de las extensiones multi-salto en una arquitectura de red heterogénea, estudiando algunos beneficios adicionales a los ya señaladas en el Capítulo 2.

Una de las características que mayor relevancia tendrán los sistemas de comunicaciones inalámbricas en un futuro no muy lejano es la presencia de un elevado conjunto de entidades heterogéneas (tanto en su tecnología como en la entidad que las opera). El usuario final debería ser capaz de utilizar la alternativa de conectividad que mejor se adapte a las condiciones particulares en cada momento, teniendo en cuenta diferentes aspectos. Así, los correspondientes algoritmos y políticas de selección de acceso en este tipo de despliegues se ha convertido en un elemento que ha suscitado un gran interés por parte de la comunidad científica.

Una de las iniciativas que han surgido recientemente en este sentido es el proyecto europeo *Ambient Networks*, en el que se enmarca esta última parte de la Tesis. Una de sus principales características, que le otorga un elemento ciertamente diferenciador con otras propuestas en la misma línea, es que acomete el problema en combinación con otros, derivados asimismo de la heterogeneidad de los escenarios correspondientes. Así, no sólo se consideran los aspectos tradicionales que se tienen en cuenta en cualquier solución de selección de red tradicional, sino que se incluyen diversos elementos de información, incluyendo aspectos como la seguridad, la gestión de movilidad, etc.

En este capítulo se describirá la arquitectura propuesta por el proyecto *Ambient Networks*, haciendo especial hincapié en los elementos que forman parte de la solución adoptada para realizar la selección de acceso. Por otro lado, se valorará cuáles son los beneficios que dicha solución puede aportar frente a otras alternativas más limitadas. Para ello se evaluarán diferentes estrategias, comparándolas entre sí y estudiando cuál es el efecto de la incorporación de las extensiones multi-salto a las mismas.

6.1. Sistemas multi-acceso

La reciente proliferación de diferentes tecnologías de acceso radio (*Radio Access Technologies* o RAT), motivada posiblemente por los avances que se han producido en el diseño electrónico y la miniaturización, ha favorecido la presencia, cada vez más apreciable, de dispositivos de comunicación con varias interfaces inalámbricas. Es razonable augurar un futuro cercano en el que incluso terminales de no muy elevadas prestaciones estarán equipados con múltiples RATs. Por otra lado, la eclosión de diferentes tecnologías y la aparición de múltiples elementos de acceso a la red son también características que estarán muy presentes en lo que se ha venido a denominar como la nueva generación de comunicaciones inalámbricas [108]. En estas circunstancias, las soluciones actuales para seleccionar una alternativa de conexión son generalmente rudimentarias, siendo necesaria en muchas ocasiones la intervención directa del usuario o el establecimiento de políticas poco flexibles.

Además, este tipo de despliegues heterogéneos de red no sólo es beneficioso para el usuario final, sino que los propios operadores también podrán beneficiarse de los sistemas multi-acceso, teniendo en cuenta, principalmente, los costes de establecimiento de la red. Evidentemente cada tecnología presenta unas características particulares en cuanto a su capacidad y cobertura (así como en lo que se refiere a la inversión asociada a su despliegue). En una red con múltiples tecnologías de acceso, las propiedades de cada una de ellas se pueden aprovechar para determinar la estrategia de planificación más adecuada para los diferentes elementos. La cooperación entre ellos permite, además, el uso de técnicas de balanceo de carga, lo que incrementa el margen de la capacidad disponible, mejorando por tanto el nivel de servicio ofrecido.

Hay que tener en cuenta, además, que la heterogeneidad que se ha mencionado previamente no sólo atañe a las tecnologías subyacentes, sino que también se extiende a entidades de niveles superiores, como podrían ser las soluciones de gestión de movilidad, la aparición de nuevos protocolos de transporte, etc. En definitiva, la creciente tendencia a la diversidad en las comunicaciones deriva en la necesidad de acometer un diseño de terminales, algoritmos y protocolos para ser empleados en entornos de red heterogéneos, en los que se potencie nuevas arquitecturas multi-acceso, de movilidad, etc, sin perjudicar el correcto funcionamiento de las soluciones existentes en la actualidad.

Como se ha mencionado anteriormente, la relevancia de los sistemas multi-acceso ha generado recientemente una gran actividad investigadora, existiendo numerosos ejemplos en la literatura de trabajos que proponen soluciones para despliegues de red heterogéneos [109–116]. Carecen, sin embargo, de la gran flexibilidad que se consigue con el enfoque llevado a cabo en *Ambient Networks*; así, por ejemplo, hay un gran número de trabajos que se centran en escenarios sensiblemente más concretos, como puede ser la integración de tecnologías 3G y WLAN, analizando diferentes soluciones de movilidad en ellas [117–123]. También hay otros que analizan arquitecturas que puedan emplearse para asegurar la integración de otro tipo de tecnologías, como *WiMax* con WLAN [124], etc.

Incluso los organismos de estandarización se han percatado de la relevancia que este tipo de despliegues de red va a tener en un futuro no muy lejano y han comenzado a estudiar aspectos derivados del multi-acceso; así, por ejemplo, en 3GPP (*3rd Generation Partnership Project*) valoran las posibilidades de incorporar diferentes tecnologías de acceso, caso de IEEE 802.11, en sus escenarios de referencia [125]. Asimismo, el grupo de trabajo IEEE 802.21 [126] trabaja en la definición de mecanismos tecnológicamente agnósticos para mejorar los traspasos

(o *handovers*) entre redes heterogéneas. Presenta dos problemas principales; en primer lugar, se centra en la generación de eventos por parte de las capas inferiores, sin tener en cuenta posibles situaciones que bien pudieran provenir de los niveles superiores; además, simplemente define la manera de difundir la información genérica, sin especificar de qué manera se podría aprovechar. Por las razones mencionadas, ninguna de estas iniciativas logra llegar al nivel de flexibilidad y dinamicidad que sería recomendable para hacer frente a los retos de los despliegues de red del futuro, aunque es innegable que han de tenerse en cuenta para favorecer un proceso de migración adecuado.

6.2. La Filosofía de *Ambient Networks*

La arquitectura *Ambient Networks* [127,128] se ha diseñado con el objetivo principal de ser escalable y flexible. Una de sus principales características es la de habilitar la cooperación de redes mediante la composición, proceso mediante el cual es posible establecer negociaciones y acuerdos espontáneos entre dominios administrativos [129]. La Figura 6.1 muestra una visión de alto nivel de la misma, que se discute en detalle en [130]. Se pueden destacar los siguientes elementos principales:

- El *Ambient Control Space* (ACS) [130,131] engloba un conjunto de funciones de control, por ejemplo la gestión de la movilidad y la seguridad. Se ha diseñado de tal manera que únicamente un reducido conjunto de funcionalidades sean obligatorias y que, además, incorporar o eliminar elementos sean operaciones relativamente sencillas. Estas funciones de control se han estructurado en un conjunto de entidades funcionales (*Functional Entities* o FE).
- La capa de abstracción de la conectividad subyacente permite al ACS tener una visión uniforme y genérica de los recursos que un terminal tenga disponibles en un momento determinado.
- Se definen tres interfaces principales [132]:

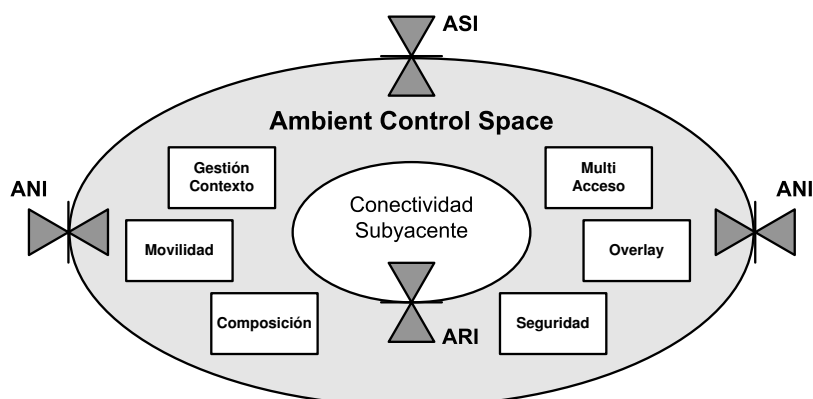


Figura 6.1: Arquitectura del Ambient Control Space

- La conexión entre elementos de ACSs diferentes se realiza a través de la *Ambient Networks Interface* (ANI), que es sobre la que se lleva a cabo el proceso de composición.
- La interfaz entre el ACS y los recursos de conectividad subyacentes se denomina *Ambient Resource Interface* (ARI), y proporciona un mecanismo homogéneo para gestionarlos, especialmente, los relativos a las tecnologías de acceso.
- Para que las aplicaciones y servicios puedan beneficiarse del conjunto de funcionalidades ofrecidas por el ACS, se define el *Ambient Service Interface* (ASI).

Como se ha adelantado previamente, posiblemente el elemento central de la filosofía de *Ambient Networks* viene dado por la capacidad de llevar a cabo composición dinámica entre redes [133–135], lo que permite establecer un plano de control común para todas ellas, de manera que las funcionalidades que cada una aporta puedan ser utilizadas por las demás. En este sentido, el proceso de composición va más allá de la interacción actual entre los planos de control, permitiendo, entre otros muchos aspectos, el establecimiento de ciertos niveles de cooperación entre redes operadas por diferentes entidades [136], la mejora de la gestión de la movilidad de los terminales y el uso optimizado de terminales con múltiples interfaces.

6.3. Arquitectura multi-acceso en *Ambient Networks*

La arquitectura multi-acceso (*Multi-Radio Access* o MRA) [137–144] que se ha definido en el marco de *Ambient Networks* está compuesta por dos entidades principales: la *Multi-Radio Resource Management* (MRRM) [145] y la *Generic Link Layer* (GLL) [146, 147]; evidentemente, forman parte del más amplio ACS, lo que les dota de una mayor capacidad, ya que habilita la interacción con elementos con cierta relevancia en los procesos de selección de acceso, principalmente con entidades que gestionan la movilidad [148–151]. La Figura 6.2 muestra la disposición de ambas componentes en el ACS, así como las interfaces que se han definido tanto entre ellas como con otros elementos.

6.3.1. Capa de enlace genérica

La GLL permite gestionar, de manera transparente y dinámica, el conjunto de interfaces radio que un terminal esté usando. Así, ofrece información acerca de los recursos disponibles, para que otras entidades puedan hacer uso de los mismos, especialmente la MRRM cuando ejecuta sus algoritmos de selección de acceso. La GLL abstrae la información que obtiene de las RATs correspondientes, de manera que sea independiente de la tecnología que esté empleando, para facilitar la comparación imparcial entre las mismas [152, 153]. Incorpora para ello una función que mapea la *‘calidad del enlace’* en una métrica genérica, independiente de la tecnología subyacente¹. Por otra parte, la GLL también es capaz de abstraer información acerca de la capacidad y carga actual de las diferentes tecnologías, ya que cada una de ellas puede hacer uso de diferentes mecanismos, que son compartidos entre todos los participantes de la red.

¹Por ejemplo, si la métrica hiciera referencia a tasas de error en bit o trama, la GLL debería interpretar correctamente el uso por parte de la capa MAC correspondiente de técnicas que pudieran atenuarla (tasa de error residual).

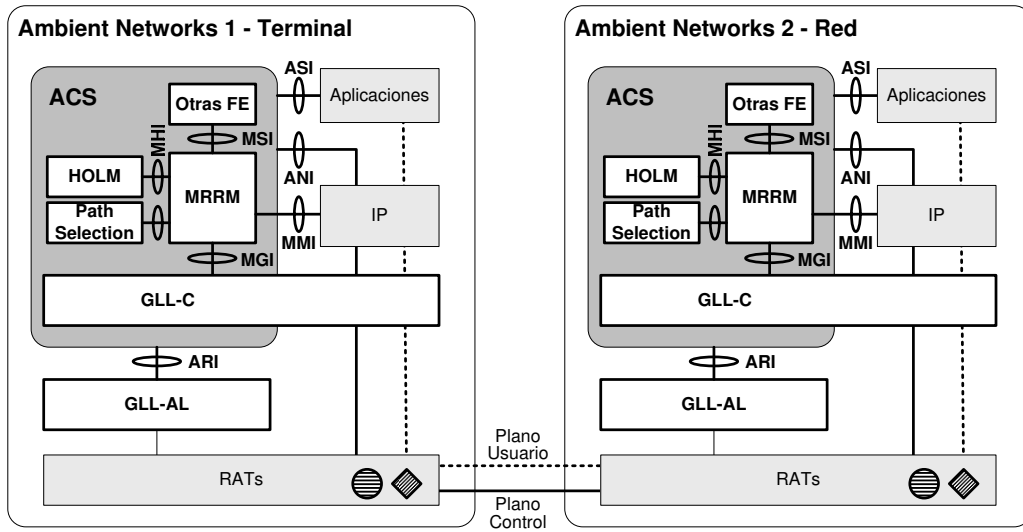


Figura 6.2: Arquitectura multi-acceso desarrollada en el marco de Ambient Networks

La funcionalidad de la GLL se divide en dos partes diferenciadas; la GLL_C se encarga de interactuar con el resto de entidades del ACS, especialmente la MRRM, activando los servicios proporcionados por la GLL_{AL} (*GLL Abstraction Layer*), que como se puede ver en la Figura 6.2 se sitúa fuera del ACS, y que es un elemento fundamental para asegurar el nivel de abstracción requerida en la capa de conectividad subyacente y, por tanto, implementa un conjunto importante de las funcionalidades proporcionadas por la ARI, como se puede ver en la Figura 6.3.

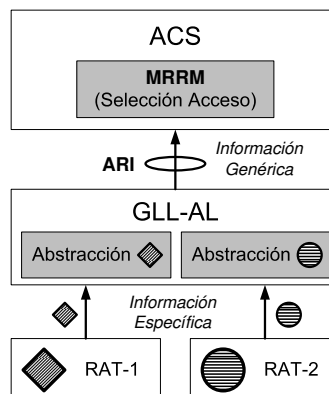


Figura 6.3: Mecanismos de abstracción proporcionados por la GLL

6.3.2. Gestión de recursos radio heterogéneos

La MRRM es la entidad de control principal de la arquitectura multi-acceso de *Ambient Networks*. Su principal cometido es la gestión conjunta de los recursos radio en entornos de red heterogéneos. De esta manera, la MRRM se encarga de llevar a cabo la selección del acceso óptimo en cada caso, así como de balancear la carga entre los diferentes elementos de conexión a la red. Gracias a los servicios proporcionados por la GLL, la MRRM monitoriza las redes disponibles, recoge información acerca del estado de los enlaces (tanto de su calidad como de la disponibilidad de recursos), para luego correlarla con las restricciones impuestas por las capas superiores. Basándose en toda esta información, la MRRM ejecuta los algoritmos de selección de acceso, lo que puede derivar en traspasos (*handovers*); la selección de acceso puede ser iniciada por diferentes eventos, como la petición de una nueva sesión, un cambio en alguna existente, la detección de un nuevo acceso radio, etc. Por otro lado, los algoritmos que se ejecutan permiten seleccionar la mejor alternativa en función de diferentes criterios, tales como los requerimientos de *QoS* de los servicios, las características de los accesos disponibles, etc.

6.3.3. Otras entidades funcionales

A pesar de que la arquitectura multi-acceso de *Ambient Networks* está únicamente formada por los dos componentes descritos previamente, hay una serie de elementos adicionales con las que tanto la GLL como la MRRM cooperan de manera muy relevante. Son principalmente las FEs que se han diseñado para gestionar la movilidad de los terminales; entre ellas se pueden destacar la *Triggering* FE, la *Handover and Locator Management* (HOLM) FE, y la *Path Selection* FE. A continuación se describen brevemente estas entidades.

Triggering FE

La *Triggering* FE (TRG) [154, 155] recoge eventos relacionados, especialmente, con la movilidad de los nodos y genera elementos de información especiales, denominados *trigger*, que son enviados a todos los elementos del ACS que estuvieran interesados en recibir dicha notificación.

En la operación del TRG, además de la propia entidad, se definen dos roles adicionales:

- Las fuentes de las que llegan los diferentes eventos, productores o *TRG-Producers*.
- Aquellas FE que están interesadas en recibir cierta información a través del TRG y se *suscriben* al servicio que proporciona, también denominadas *TRG-Subscribers*.

Los eventos (*triggers*) se generan en base a la información proporcionada por el *TRG-Subscriber*, estableciéndose un conjunto de reglas y políticas que permiten llevar a cabo un filtrado y/o agrupación de la información que le llega al TRG.

Teniendo en cuenta las funcionalidades intrínsecas que cumplen tanto la GLL como el MRRM, parece lógico pensar que la combinación con el TRG puede resultar muy beneficiosa para un elevado número de funcionalidades. En ese sentido se ha definido la *Ambient Networks Heterogeneous Access Selection Architecture* (ANHASA) [156] como el resultado natural la integración y cooperación de las tres FE. Finalmente el TRG, que guarda cierta relación con el

trabajo que se está realizando en el marco de IEEE 802.21 [157], aparece como pieza clave en la arquitectura definida para la gestión del contexto en el marco de *Ambient Networks* [158,159].

Gestión de los trasposos e identificadores

La HOLM (*Handover and Locator Management*) es la pieza fundamental desde el punto de vista de la movilidad en el ACS. Se encarga de gestionar la conectividad a nivel IP y los cambios en los localizadores (direcciones) correspondientes durante los procesos de *handover* [150,160]. La HOLM proporciona un conjunto de herramientas que se pueden ejecutar de manera dinámica en función de las necesidades particulares de cada caso. Así, y como se detallará más adelante, cada vez que la MRRM decide llevar a cabo un trasposo, utiliza los servicios que ofrece la HOLM para seleccionar los protocolos que se tendrán que emplear en cada situación, activar las funcionalidades adecuadas a cada caso y finalizar con éxito el trasposo, asegurando que se han llevado a cabo todas las acciones necesarias para que el terminal pueda seguir conectado en su nueva localización (cambio de dirección, actualización de información de encaminamiento, etc).

Selección de camino

Como se ha dicho previamente, la principal función de la MRRM es la de ejecutar los algoritmos de selección de acceso, para lo que aplica una serie de restricciones. Evidentemente, la información que la GLL proporciona, o las políticas generales que pueda manejar un usuario (operador preferido, costes, etc) es información que se gestiona localmente por el terminal y, por tanto, por la MRRM. Hay, sin embargo, un conjunto de elementos de información adicionales, que no son, al menos directamente, accesibles por parte de la MRRM, especialmente a la hora de establecer una comunicación. Entre ellos se podrían citar las características de la ruta completa hacia el destino final (la MRRM sólo es consciente de lo que sucede en el tramo de acceso), los protocolos de movilidad que pueden activarse en cada caso en particular, etc.

En la arquitectura ACS, se ha propuesto la presencia de una FE adicional, denominada *Path Selection* [161] cuya función principal es la de determinar las condiciones y características que afectan a los elementos que están siendo evaluados, en aquellos aspectos en los que la influencia de la MRRM no sea suficiente (esto es, no afecte al tramo de acceso).

6.3.4. Funciones y procedimientos multi-acceso

La principal función de la MRRM, asistida por la información y los servicios proporcionados por la GLL, es la de ejecutar los procedimientos de selección de acceso. Para ello se definen una serie de conjuntos de elementos de información que permiten llevar a cabo una gestión de los recursos disponibles, así como de su estado. Estos objetos se convierten en fundamentales para todos los procedimientos que se han especificado en la operación de la MRRM. Como se puede ver en la Figura 6.4 se definen cuatro entidades diferenciadas, que se describen a continuación [162].

- **Conjunto Detectado (*Detected Set, DS*)**. Los elementos de acceso que forman parte de este conjunto son los que un terminal detecta. Principalmente se construye a partir de la información proporcionada por la GLL (a través de procesos de búsqueda), aunque

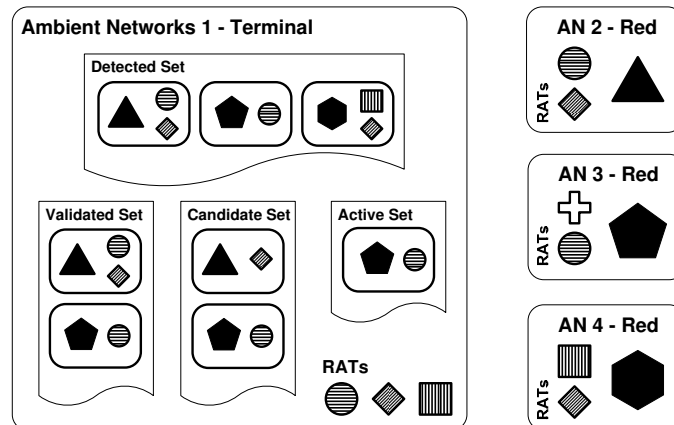


Figura 6.4: Elementos de información gestionados por la MRRM durante los procesos de establecimiento de comunicación

también se pueden emplear mensajes dedicados por parte de las entidades MRRM de la red, con los que informa a los terminales de la presencia de redes adicionales, ahorrando de esta manera la sobrecarga y el consumo energético que implicarían los procesos de búsqueda llevados a cabo por parte de la GLL. Evidentemente, existe un DS diferente por terminal. En el ejemplo de la Figura 6.4, se puede ver como se detecta la presencia de todas las redes disponibles, pero no se puede usar una de las RATs de AN-3

- **Conjunto Validado (*Validated Set*, VS).** Una vez que la MRRM conoce los recursos disponibles, éstos se validan teniendo en cuenta una serie de políticas generales del usuario, como operadores preferidos, aspectos de seguridad, coste, etc, esto es, sin tener en cuenta los requerimientos específicos de los servicios. Como en el caso del DS, habrá un VS por cada terminal. En el ejemplo que se está usando para ilustrar el proceso se puede ver como se elimina la red AN-4, posiblemente porque no se encuentra dentro de la lista de operadores preferidos del terminal.
- **Conjunto Candidato (*Candidate Set*, CS).** Es un subconjunto del VS, tal que sus elementos pueden cubrir las necesidades particulares, en términos de capacidad, *QoS*, etc, de algún servicio concreto. En este caso se puede hablar de un CS por cada aplicación que el nodo tenga activa. Además, si las exigencias del propio servicio cambiaran, los elementos del CS podrían reconfigurarse adecuadamente. En la Figura 6.4 se puede ver como una de las RATs de AN-2 se elimina en el CS, posiblemente debido a la baja calidad del enlace radio correspondiente.
- **Conjunto Activo (*Active Set*, AS).** Estos son los recursos que se le asignan a cada flujo de información. Dentro de los elementos que forman parte del CS, la MRRM escoge aquellos que considere más apropiados, en función del algoritmo de selección que esté usando, para satisfacer las necesidades de la aplicación. A pesar de que en la mayoría de las situaciones, el AS está formado únicamente por un elemento, también se contempla la posibilidad de asignar más de un recurso a un único flujo, siendo la

GLL la encargada de aprovechar la mayor capacidad disponible, multiplexando y demultiplexando las tramas adecuadamente. En el ejemplo ilustrativo de la Figura 6.4, se puede ver que la MRRM únicamente escoge una RAT de AN-3 para llevar a cabo la comunicación.

Anuncio, descubrimiento y conexión

El primer paso a dar cuando un terminal se activa es el de construir el DS. Para ello la MRRM instruye a la GLL de modo que realice búsquedas de las redes que se encuentren en la zona de cobertura de un nodo en particular, pudiendo detectar de esa manera la aparición de nuevas alternativas de acceso, la desaparición de las que formaran parte del DS previamente, así como cambios relevantes en las condiciones y características de cada uno de sus elementos. Hay que tener en cuenta, además, que la GLL proporciona esta información abstractando las características de la tecnología subyacente, para que el MRRM pueda comparar las alternativas de manera ecuánime.

Normalmente el proceso de búsqueda y detección de redes se basa en la generación, por parte de los elementos de red, de paquetes *Beacon* en los que anuncian su presencia y que, además, pueden indicar ciertas características adicionales de las prestaciones que ofrecen. En el caso de *Ambient Networks* se puede incluir elementos de información complementarios, que se pueden utilizar para tomar la decisión acerca de a qué red conectarse en cada momento [163, 164].

Uno de los principales problemas que se le suele achacar a los procedimientos de difusión de la presencia de redes es la sobrecarga/retardo y el consumo energético que tienen como consecuencia los procesos de búsqueda. Es por ello que en ocasiones se podría utilizar la conexión activa de un terminal (a través de una de sus RAT) para que la propia entidad MRRM de la red le informe de la presencia de otros accesos en sus alrededores, para iniciar, únicamente si fuera interesante, un proceso de búsqueda (sabiendo de antemano la presencia de elementos de acceso) o para localizar a los diferentes usuarios [165]. Incluso, para solventar los problemas de escalabilidad que los mecanismos tradicionales de descubrimiento de redes podría acarrear, la MRRM presenta una funcionalidad adicional mediante la que cualquier terminal puede interrogar a la red acerca de la presencia de alternativas de acceso en su situación actual.

Por último, es interesante destacar el papel que juega el TRG en estos procedimientos. Además de la propia MRRM es posible que existan otras entidades dentro del ACS interesadas en recibir información acerca de la presencia de nuevas redes disponibles o la desaparición de las que estuvieran presentes, etc. Para evitar que la MRRM o la GLL tuvieran que mantener constancia de cuáles son dichas entidades, utilizan la funcionalidad proporcionada por el TRG, que se encargará de difundir adecuadamente la información correspondiente, de acuerdo con las necesidades de los diferentes subscriptores.

Hay que decir, finalmente, que en muchas ocasiones el terminal, a pesar de no tener ninguna petición de servicio, puede establecer una comunicación con la red, simplemente para llevar a cabo el intercambio de la información de señalización y para asegurar que dicho nodo sea alcanzable desde el exterior.

Establecimiento de conexión

El establecimiento de la conexión es el proceso mediante el cual una aplicación solicita al ACS un flujo sobre el que transportar la información de usuario correspondiente [166]. Una vez que cualquier servicio utiliza la ASI para establecer una comunicación con cualquier otro nodo, el ACS determina cuáles son las características del acceso necesarias para poder satisfacer la demanda de *QoS*, información que es trasladada al MRRM en el terminal. Éste, en cooperación con el MRRM de la red, utiliza los elementos del VS para construir el CS (conjunto de recursos disponibles que pueden satisfacer los requerimientos del servicio). En este caso, usa además la funcionalidad proporcionada por el *Path Selection FE* para aplicar un conjunto adicional de restricciones a todos los recursos que forman parte del VS, identificando aquellos que son capaces de satisfacer las necesidades del servicio en particular.

Posteriormente, en función de las particularidades del algoritmo de selección de acceso, se deriva el AS, que habitualmente consta de un único elemento, a través del cual se establecerá la comunicación pertinente. Hay que tener en cuenta que es posible potenciar el peso que tienen tanto el terminal como la red en el proceso de selección.

Una vez que se ha elegido un elemento de acceso en particular, la MRRM lo comunica a la HOLM, que se encarga de llevar a cabo las acciones requeridas para gestionar el identificador asociado a la nueva conexión, actualizando el estado del nodo desde el punto de vista de movilidad. Finalmente, la MRRM indica a la GLL la frecuencia con la que necesita obtener información del elemento del AS, para poder disparar un proceso de traspaso en caso de que fuera necesario (por ejemplo cuando la calidad del enlace radio correspondiente caiga por debajo de un umbral).

Traspaso

Hay diferentes acciones que pueden llevar a la MRRM a iniciar un proceso de traspaso o *handover* para cualquier servicio que estuviera activo en un momento determinado [166]. Así por ejemplo, a partir de la información proporcionada por la GLL, la MRRM puede percatarse que el AS actual deja de ser apropiado para el servicio que se está cursando y, por tanto, debe buscar una alternativa más apropiada para el mismo. Además, hay otros eventos adicionales que pueden dar lugar a dicha circunstancia, como puede ser un cambio en los requerimientos del servicio, en las preferencias del usuario, etc.

Una vez que se ha determinado la necesidad de llevar a cabo un traspaso, el procedimiento es muy similar al que se ha descrito anteriormente para el establecimiento de la comunicación. Se deberían construir el DS, el VS y el CS, aplicando, especialmente para este último, las restricciones que aglutina la *Path Selection FE*. Se volvería a ejecutar el algoritmo de selección de acceso, determinando el AS. A partir de ese momento se utilizaría la HOLM para que llevara a cabo las acciones pertinentes desde el punto de vista de movilidad.

6.4. Evaluación de la arquitectura multi-acceso de *Ambient Networks*

A pesar de que uno de los principales objetivos del proyecto *Ambient Networks* ha sido el de potenciar la implementación real del ACS y aunque existan ya evaluaciones experimentales

que validan el funcionamiento de las diferentes entidades descritas anteriormente [167–172], vuelve a resultar interesante e incluso obligatorio acometer un análisis mediante técnicas de simulación de las prestaciones de la arquitectura multi-acceso [173, 174]. En esta sección se presentará un conjunto de resultados que permitirán estudiar diferentes posibilidades para los algoritmos de selección de acceso utilizados por la MRRM.

6.4.1. Algoritmo genérico de selección de acceso

Teniendo en cuenta la descripción que se ha realizado previamente, se utilizará una abstracción del algoritmo de selección de acceso que se ha presentado, atendiendo a las restricciones que tanto la red (*network constraints* o *nc*) como los propios terminales (*terminal constraints* o *tc*) pueden aplicar a los diferentes elementos presentes en el DS. A cada una de ellas se le aplicará un peso diferente para, finalmente, combinar las preferencias de las dos partes, seleccionando aquel elemento que maximice la función de coste empleada. En particular, se utilizará una combinación lineal de las restricciones para evaluar cada uno de los elementos del DS, tal y como se muestra seguidamente.

$$A_j = \Gamma \sum_{i=0}^N \gamma_i tc_i^{(j)} + \Lambda \sum_{i=0}^M \lambda_i nc_i^{(j)} \quad (6.1)$$

En la ecuación (6.1), Γ hace referencia al peso global que se le otorga a las preferencias del terminal, mientras que Λ se utiliza para modular las restricciones que afectan a la red. En cada uno de los casos se aplica un peso diferente a cada aspecto concreto (γ_i en los terminales y λ_i para la red), que se utilizarían para ponderar cada restricción del acceso j , ($tc_i^{(j)}$ y $nc_i^{(j)}$, respectivamente). Es fácil ver, además, que si se eligieran los valores de los diferentes parámetros adecuadamente, se podría acotar el valor de A_j entre 0 y 1.

De esta manera, y tal y como se muestra en la Figura 6.5, el algoritmo de selección de

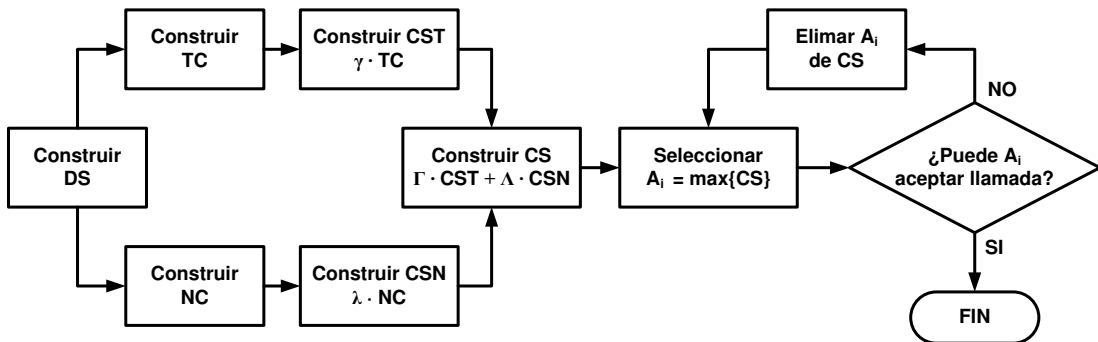


Figura 6.5: Diagrama de flujo empleado durante la evaluación de la arquitectura multi-acceso

acceso comienza con la construcción del DS². A partir de éste, tanto la red como el terminal construyen las matrices **TC** y **NC**, respectivamente, en las que cada columna está formada por las restricciones que aplican a cada uno de los T elementos del DS.

$$\mathbf{TC} = \begin{bmatrix} tc_1^{(1)} & tc_1^{(2)} & \cdots & tc_1^{(T)} \\ tc_2^{(1)} & tc_2^{(2)} & \cdots & tc_2^{(T)} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ tc_N^{(1)} & tc_N^{(2)} & \cdots & tc_N^{(T)} \end{bmatrix} \quad \mathbf{NC} = \begin{bmatrix} nc_1^{(1)} & nc_1^{(2)} & \cdots & nc_1^{(T)} \\ nc_2^{(1)} & nc_2^{(2)} & \cdots & nc_2^{(T)} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ nc_M^{(1)} & nc_M^{(2)} & \cdots & nc_M^{(T)} \end{bmatrix} \quad (6.2)$$

Si se multiplican ambas matrices por los vectores de los pesos que se le dan a cada restricción, $\bar{\gamma} = [\gamma_1 \cdots \gamma_N]$ para el terminal y $\bar{\lambda} = [\lambda_1 \cdots \lambda_N]$ para la red, y, además, por las constantes que indican el peso relativo de cada una de las entidades, se determina el vector CS, tal y como se ve en la expresión (6.3), que no es más que la versión matricial de la presentada anteriormente.

$$\mathbf{CS} = \Gamma (\bar{\gamma} \cdot \mathbf{TC}) + \Lambda (\bar{\lambda} \cdot \mathbf{NC}) \quad (6.3)$$

El siguiente paso será simplemente ordenar el vector CS y seleccionar el elemento que tenga el mayor valor, siempre que la estación base correspondiente cuente con los recursos suficientes para satisfacer el servicio (en caso contrario se iría recorriendo paulatinamente el vector CS ordenado, hasta dar con un elemento que pueda aceptar la petición).

Se puede ver que, en general, se dota al algoritmo de una gran flexibilidad, siendo posible añadir nuevas restricciones o modificar el peso de las ya existentes de manera muy sencilla.

6.4.2. Escenario y configuración del simulador

El escenario que se ha planteado para realizar el análisis establece la presencia de un número relativamente elevado de alternativas de acceso, por lo que se utilizarán terminales móviles que puedan utilizar tres RATs diferentes, existiendo un conjunto considerable de estaciones base y/o puntos de acceso para cada una de ellas. Para abstraer los diferentes mecanismos que podrían usar para asignar recursos a los flujos de información, se considerará una unidad de capacidad genérica, unidades de tráfico (*Traffic Unit*, TU), utilizada para caracterizar tanto los servicios solicitados por los usuarios como la capacidad de las diferentes estaciones bases. De alguna manera, así se emula una de las funcionalidades de abstracción ofrecidas por la GLL.

La Tabla 6.1 resume las características de las tres tecnologías de acceso que se han empleado durante el análisis. Como se puede ver, tanto RAT-1 como RAT-3 pretenden emular las características de tecnologías de tipo WLAN, mientras que RAT-2 podría relacionarse con alguna tecnología de acceso celular más tradicional, con mucho más área de cobertura y capacidad.

Como se vio en el Capítulo 2, no es estrictamente necesario que todos los nodos participen en el proceso de reenvío de información para lograr un beneficio relevante desde el punto de vista de la ampliación de la cobertura, por lo que en este caso se ha considerado que

²En este caso, además, se detectarán los accesos que se puedan alcanzar a través de rutas de más de un salto, ya que se pretende analizar las mejoras introducidas por las extensiones multi-salto.

Tabla 6.1: Tecnologías de acceso empleadas durante el análisis del mecanismo de selección de acceso

RAT	Alcance (m)	Número Celdas	Capacidad Celda (TU)
1	80	30	5
2	600	4	30
3	60	20	5

únicamente el 50 % de los terminales formen parte de las extensiones multi-salto. Además, teniendo en cuenta las características de las RAT que se emplean durante el análisis, se asumirá que éstas siempre se llevan a cabo utilizando la RAT-1. A día de hoy, su uso con tecnologías celulares parece, cuanto menos, sensiblemente más complejo.

Los nodos se mueven según el modelo *Random Waypoint* [175, 176] en el área de simulación de geometría cuadrada, con 1000 metros de lado, de tal manera que seleccionan una dirección aleatoria, una velocidad uniformemente distribuida entre 2 y 3 m/s y un tiempo de movimiento, también uniforme, entre 100 y 120 s. Cada vez que un nodo llega al destino final de su movimiento actual, permanece en el mismo durante un periodo que se selecciona aleatoriamente en el intervalo [5, 10] s; además, cuando cualquier usuario llega a alguno de los extremos del área de simulación, se aplica un mecanismo de reflexión, continuando su movimiento posteriormente³.

El último de los aspectos que se han de tener en cuenta en el simulador es la generación de tráfico por parte de los nodos. Para poder analizar las prestaciones de los algoritmos analizados se ha asumido una carga elevada en la red. Para ello se modela el tráfico según modelos de *Poisson*; cada nodo puede utilizar uno o dos servicios, simultáneamente o no, en función de la configuración particular de cada escenario. En particular, en la evaluación cuyos resultados se presentarán más adelante se han empleado dos servicios diferentes, cuyas características se resumen en la Tabla 6.2.

Además, es necesario establecer cuáles son las restricciones que se aplicarán a la hora de calcular el CS. En el caso del terminal, se tendrán en cuenta dos aspectos diferenciados.

- **Calidad (t_{c_1}).** Representa la calidad del enlace que existe entre el terminal y el ele-

Tabla 6.2: Características de los servicios usados por los usuarios durante el análisis del mecanismo de selección de acceso

Servicio	λ (min ⁻¹)	μ (s)	Capacidad (TU)
1	0.6	120	1
2	0.6	80	3

³Hay que indicar que la configuración empleada para el modelo de los movimientos de los nodos es simplemente un ejemplo ilustrativo y que el simulador presenta una gran flexibilidad en todos estos parámetros, que pueden ser configurados de manera sencilla pudiendo, incluso, utilizar diferentes estrategias a la hora de manejar las situaciones en las que los nodos alcanzan un extremo del área de simulación.

mento de conexión a la red, ponderada para que tome un valor entre 0 y 1 y que, por tanto, emula la información que proporcionaría la GLL. En este caso se calcula a partir de la distancia relativa a la estación base (en función de la cobertura de la RAT correspondiente), de tal manera que en el emplazamiento de ésta tome un valor de 1, bajando a 0 en el borde de su área de cobertura⁴.

- **Handover** (tc_2). Con este parámetro se refleja la preferencia que tienen los terminales de mantener las comunicaciones en la RAT actual y, en caso de ser necesario llevar a cabo un traspaso, favorecer aquellos en los que éste sea entre estaciones base de la misma tecnología. Para ello se utilizan tres valores diferentes: $tc_2 = \{0, 0.5, 1\}$, en función de que el *handover* se realice entre RATs diferentes, iguales o que se mantenga la estación base actual, respectivamente. Con esta restricción se puede emular, de alguna manera, el interés, por parte de los usuarios, de reducir el retraso en que se incurriría a la hora de cambiar de estación base.

Por otro lado, para la red, con intereses diferentes a los que puede tener un usuario, se aplicarán las restricciones que aparecen definidas a continuación.

- **Carga** (nc_1). Posiblemente sea el aspecto que en mayor medida condiciona el comportamiento que tendría la red a la hora de determinar el CS; lo que se pretende es balancear la carga de las diferentes estaciones base, para lo que se utiliza la capacidad relativa de cada una de ellas, de manera que cuando todos sus recursos estén disponibles se le asigna un valor de 1, reduciéndose hasta 0 cuando toda la capacidad esté siendo utilizada.
- **Traspaso** (nc_2). Esta restricción, que es muy similar a la que emplean los terminales con el mismo nombre, se emplea para modelar el interés que puede tener la red en mantener las conexiones en las estaciones base el mayor tiempo posible, para no incurrir en el coste asociado a realizar traspasos. Se utilizarán los mismos valores que los vistos anteriormente para el caso de tc_2 .

Es importante destacar que, de la misma manera que el algoritmo se ha diseñado de manera que sea sencillo añadir nuevos parámetros de decisión, la incorporación de los mismos al simulador también se podría acometer sin demasiados inconvenientes. Se podrían añadir, por ejemplo, aspectos tales como los acuerdos de cooperación entre diferentes operadores, coste de las diferentes redes, etc.

6.4.3. Resultados

A continuación se analizarán las prestaciones de diferentes estrategias de acceso, utilizando el simulador descrito anteriormente. Primeramente se utilizarán diferentes combinaciones de los pesos correspondientes (para lo que se desplegarán 200 usuarios en el área de simulación) y a continuación se compararán entre sí ciertas estrategias concretas, para lo que se aumentará paulatinamente el número de nodos en el escenario. En el primer grupo de simulaciones se emplean, además, dos configuraciones diferentes para el tráfico generado por los usuarios;

⁴En el caso de rutas con múltiples saltos inalámbricos se ha considerado que la calidad global es la del enlace que presente el menor valor, aunque sería sencillo modificar esta suposición.

en la primera de ellas sólo se empleará el Servicio 1 (ver Tabla 6.2), mientras que en la otra cada nodo podrá usar tanto el Servicio 1 como el 2, aunque nunca de manera simultánea. Por su parte, en el segundo grupo de experimentos sólo se utilizará la primera de las aplicaciones.

En todos los casos, se estudiarán las métricas que se describen a continuación.

- **Probabilidad de rechazo.** Hace referencia a las peticiones de servicio que no pueden ser atendidas por la red.
- **Probabilidad de finalización anómala.** En este caso se tienen en cuenta aquellas comunicaciones que, habiendo comenzado, no finalizan correctamente, ya que a la hora de realizar un traspaso, las potenciales redes destino no tienen capacidad suficiente para satisfacer los requerimientos de las mismas.
- **Número medio de traspasos por servicio.** Se analizarán tanto los que se realizan entre estaciones base con RATs del mismo tipo (Intra-RAT) como los traspasos verticales, que implican cambio de RAT (Inter-RAT).
- **Carga relativa.** Con este parámetro se analiza cómo se balancea la carga entre los diferentes tipos de estación base empleados en el análisis, para lo que se utiliza la ocupación relativa a su capacidad en las tres RATs.
- **Carga total de la red.** Permite analizar cuál es el rendimiento (o *throughput*) que se puede obtener utilizando las diferentes estrategias de selección de acceso.

Además es importante destacar que en todos los casos se ha empleado la misma topología de red, un despliegue aleatorio, en el que se han impuesto, como condiciones adicionales, la distancia mínima que tiene que existir entre estaciones base del mismo tipo. El despliegue en particular que se ha empleado se muestra en la Figura 6.6 y, como se ve, se consigue un gran solapamiento en algunas zonas mientras que, por otro lado, las cuatro estaciones

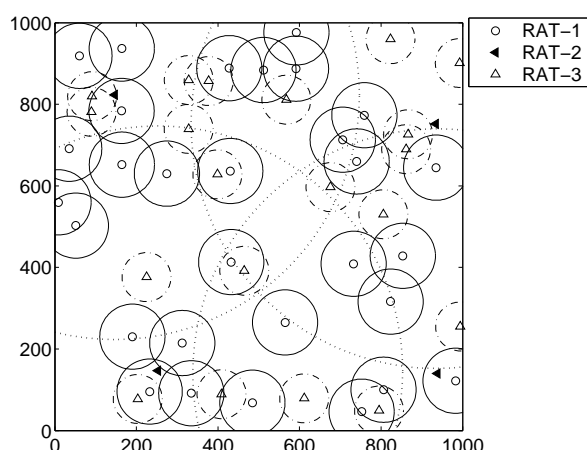


Figura 6.6: Despliegue de estaciones base empleado durante la evaluación de la arquitectura multi-acceso

Capítulo 6. Extensiones multi-salto en despliegues de red heterogéneos

base de RAT-2 cubren por completo el área de simulación. Finalmente, destacar que cada configuración se simula en 20 ocasiones independientes, para aumentar el grado de confianza de los resultados.

Decisión basada en el terminal - Estrategia *Terminal centric*

En este caso se asume que la toda la decisión la toma el propio terminal (*Terminal Centric*), por lo que $\Gamma = 1$ y $\Lambda = 0$. Se analizarán diferentes combinaciones de los pesos dados a las restricciones γ_i . En particular se recorrerán todos los posibles valores para la importancia que se le da al traspaso (γ_2); hay que tener en cuenta que, como únicamente se están considerando dos parámetros, siempre se puede derivar el valor correspondiente al peso que modula la calidad del enlace a partir del anterior, $\gamma_1 = 1 - \gamma_2$.

Primeramente se analizan las probabilidades de rechazo y de finalización anómala; hay que tener en cuenta que, debido al relativamente escaso tráfico ofrecido en el caso de tener un único servicio, ambas pueden considerarse despreciables en esta situación. La Figura 6.7 muestra la probabilidad de rechazo cuando se emplean los dos servicios definidos previamente, mientras que la Figura 6.8 hace lo propio con la probabilidad de que una comunicación ya

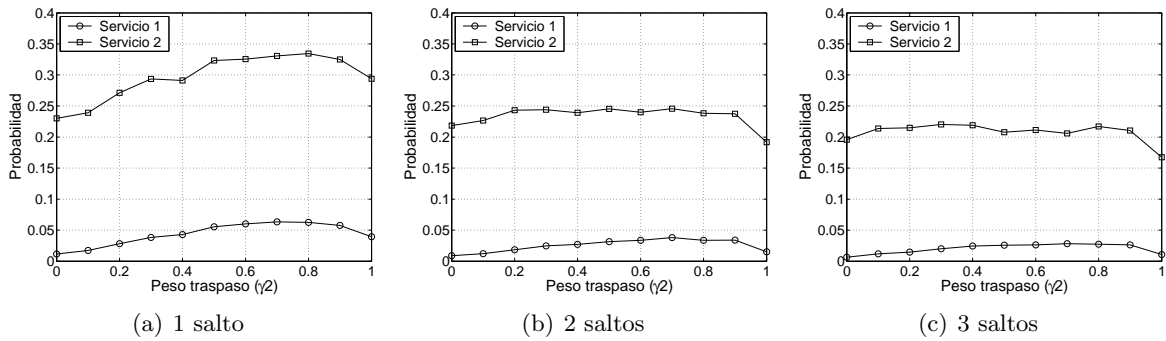


Figura 6.7: Probabilidad de rechazo con la estrategia Terminal Centric

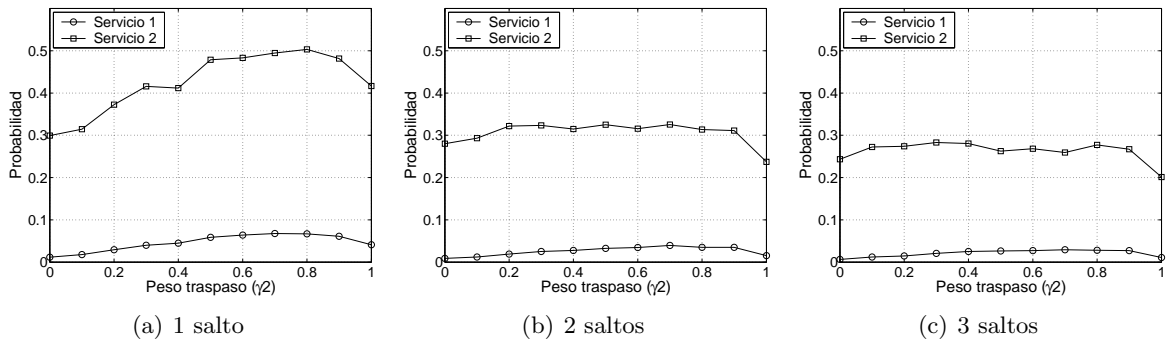


Figura 6.8: Probabilidad de terminación anómala con la estrategia Terminal Centric

comenzada no termine de manera correcta. En ambos casos se pueden extraer conclusiones similares; en primer lugar, ambas probabilidades son sensiblemente más elevadas en el caso del Servicio 2, debido a la mayor capacidad que requiere. Se puede ver, además, que no hay una influencia clara de la configuración de la estrategia de selección (valores de γ_i), ya que los resultados son bastante estables, menos cuando se emplea un único salto. Por último, y como muestra de los beneficios que se pueden obtener al emplear las extensiones multi-salto, se pone de manifiesto una mejora apreciable en los niveles de *QoS* que percibirían los usuarios, ya que ambas probabilidades bajan de manera ostensible, independientemente del servicio, y principalmente al incrementar el máximo número de saltos de 1 a 2, ya que al incrementarlo nuevamente hasta tres saltos, la mejora es menos apreciable, aunque también existe.

El siguiente parámetro a analizar es el del número medio de traspasos que es necesario realizar durante la duración de un servicio. Las Figuras 6.9 y 6.10 muestran el valor que se observó en las diferentes simulaciones al utilizar uno y dos servicios, respectivamente. Evidentemente, el comportamiento que se observa en todas las situaciones es que, a medida que el peso γ_2 aumenta (esto es, los terminales dan más importancia al hecho de no cambiar de estación base durante la duración de una comunicación), el número medio de traspasos se reduce considerablemente, especialmente para valores más pequeños de γ_2 ⁵. Además, se puede comprobar que la tendencia que se observa en el escenario en el que hay menos tráfico es muy similar a la del Servicio 1 en el segundo de los supuestos, mientras que el número medio de *handovers* se reduce sensiblemente en el caso de la aplicación que requiere más capacidad, principalmente porque su duración media es menor. Por último, se pone de manifiesto que no hay una influencia clara del máximo número de saltos sobre esta métrica en particular, ya que los valores que se obtuvieron son muy similares para las tres longitudes máximas de ruta que se han usado.

Finalmente se analizará el efecto de la estrategia de selección de acceso empleada por el terminal sobre el tráfico cursado por la red. En primer lugar, la Figura 6.11 representa la

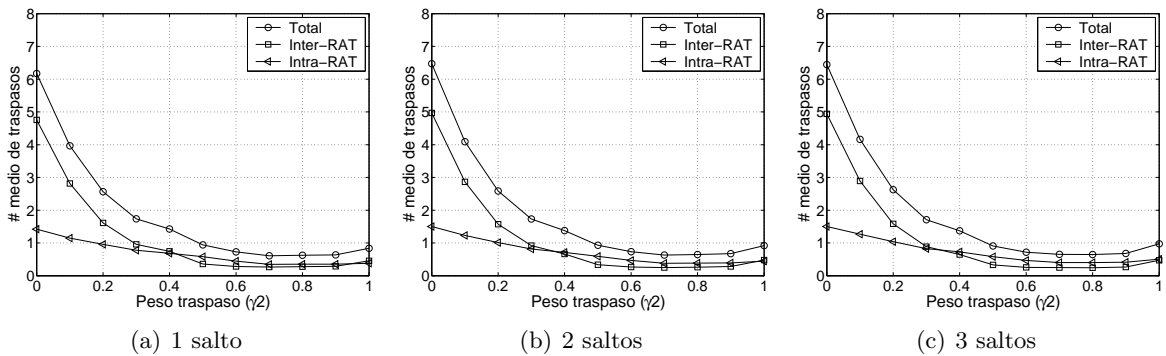


Figura 6.9: Número medio de traspasos con la estrategia Terminal Centric para un servicio

⁵Se puede ver, sin embargo, que en algunos casos se produce un ligero incremento cuando γ_2 es cercano a 1. La razón de este hecho no es otra que en esa situación es más probable que se seleccionen estaciones base con las que exista un enlace de baja calidad (más cerca del borde del área de cobertura), con lo que a pesar de que la estrategia trata de minimizar el número de traspasos, los movimientos de los nodos pueden derivar en un ligero incremento en la probabilidad de cambio de estación base.

Capítulo 6. Extensiones multi-salto en despliegues de red heterogéneos

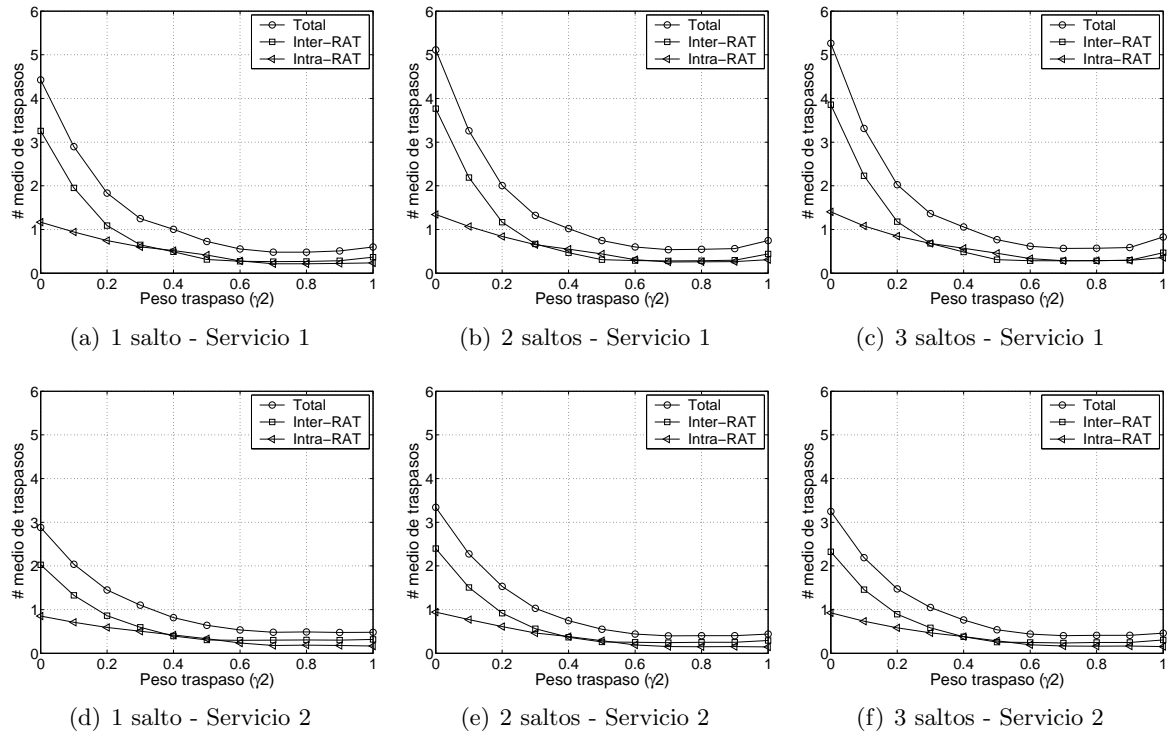


Figura 6.10: Número medio de traspasos con la estrategia Terminal Centric para dos servicios

carga relativa en cada una de las RATs que se emplean en el escenario, en función del valor de γ_2 . Evidentemente, teniendo en cuenta la mayor cobertura que cubren las estaciones base que emplean la RAT-2, su ocupación es sensiblemente mayor, para todos los casos, que las de los otros dos tipos. En la situación en la que hay menor tráfico en la red, se puede ver como las extensiones multi-salto permiten balancear la carga de manera limitada, ya que la ocupación de las RAT-1 y RAT-3 es ligeramente superior al incrementar la longitud máxima de la ruta. Este efecto es más apreciable en el escenario en el que existe una mayor carga de tráfico (al emplear dos servicios), especialmente cuando el número máximo de saltos aumenta de uno a dos. Sin embargo, como se produce cierta saturación de la red, no se observa una disminución apreciable en la ocupación de la RAT-2. Finalmente, la Figura 6.12 permite analizar cuál es el efecto final de alterar la estrategia de selección de acceso en el tráfico total que la red es capaz de cursar; como se puede ver, no hay diferencias en el escenario de un único servicio para las tres longitudes máximas de ruta utilizadas, ya que la carga total que se genera no es suficiente para saturar las estaciones base y, evidentemente, es independiente del valor de γ_2 . Sin embargo, al incrementar el tráfico total en el escenario (incorporando el segundo servicio), se puede ver (Figura 6.12(b)), que el rendimiento de la red aumenta al habilitar las extensiones multi-salto. Este es un resultado altamente significativo, ya que pone de manifiesto un beneficio adicional desde el punto de vista de los operadores de red, que verían como la carga de tráfico total en la red se incrementa al habilitar comunicaciones multi-salto. Como ha sucedido con las otras métricas analizadas, así como ya se vio en el Capítulo 2, la mejora

se observa de manera más clara cuando se aumenta la longitud máxima de ruta de uno a dos saltos, siendo mucho menos apreciable cuando vuelve a incrementarse hasta tres.

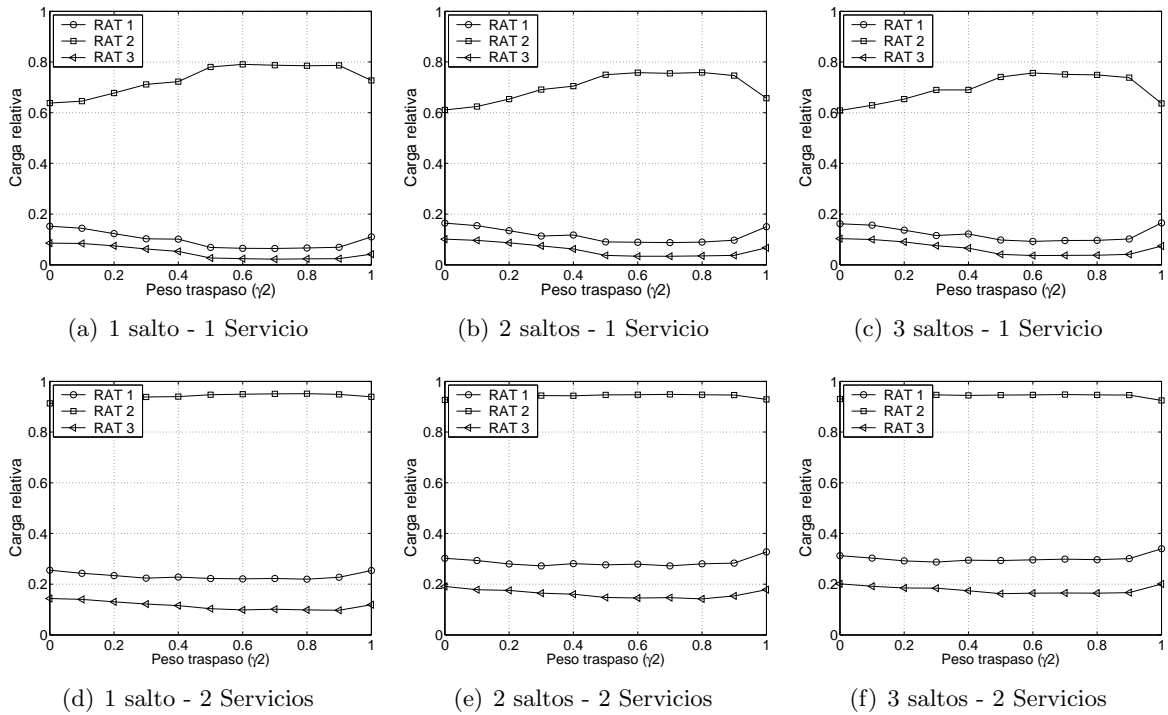


Figura 6.11: Carga relativa por RAT con la estrategia Terminal Centric

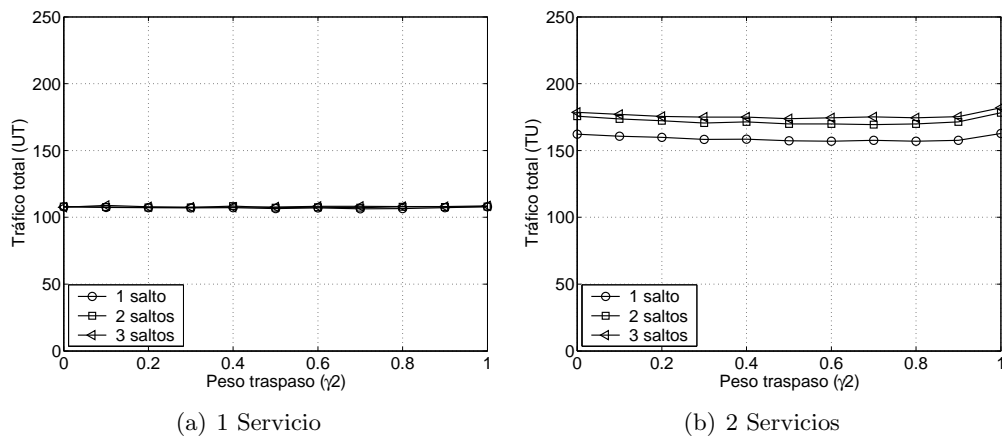


Figura 6.12: Tráfico total en la red con la estrategia Terminal Centric

Decisión basada en la red - Estrategia *Network Centric*

Al contrario de lo que sucedía en la estrategia analizada anteriormente, en este caso toda la responsabilidad de la decisión reside en la propia red, de manera que Λ toma un valor de 1, mientras que Γ vale 0. En estas circunstancias se estudia cuál es el efecto de modificar la estrategia de selección de acceso empleada, variando el peso relativo de las dos restricciones, λ_i ; más concretamente, se incrementa la importancia que se otorga a la restricción relacionada con los traspasos (λ_2) entre 0 y 1. Evidentemente, como sólo se están considerando dos parámetros, es siempre posible derivar el peso que se da al balanceo de carga ($\lambda_1 = 1 - \lambda_2$).

Primeramente se volverán a analizar las probabilidades de rechazo y de terminación anómala de las llamadas en curso; al igual que se dijo en el supuesto anterior, ambas son prácticamente inapreciables cuando la carga de tráfico en el escenario no es elevada (una única aplicación). Las Figuras 6.13 y 6.14 muestran los resultados obtenidos para el caso en el que se emplean dos servicios. En primer lugar, se vuelve a manifestar claramente el beneficio que es posible alcanzar al emplear las extensiones multi-salto; ambas probabilidades se reducen notablemente cuando se incrementa la longitud máxima de ruta que es posible utilizar para alcanzar un elemento de conexión a la red; así, por ejemplo, cuando se pueden usar hasta tres saltos se comprueba que ambas probabilidades llegan prácticamente a cero para el Servicio 1. Por otro lado, y en clara relación con la conclusión anterior, se observa que la estrategia *Network Centric* alcanza una prestaciones, en lo que se refiere al número de llamadas perdidas y/o rechazadas, sensiblemente mejores que en el caso anterior⁶; esto se debe principalmente al balanceo de carga que tiene la red como objetivo, ya que logra mantener una cantidad de recursos extra en las diferentes estaciones base. De hecho, esta mejora es más significativa cuanto mayor sea el peso relativo que la estrategia de selección de acceso otorga al balanceo de carga. Finalmente, y a diferencia de lo que se vio para la estrategia *Terminal Centric*, sí que parece evidente una influencia clara de la configuración particular del algoritmo de selección de acceso (valores de λ_1 y λ_2) en los resultados obtenidos. En todos los supuestos analizados, especialmente para el servicio que requiere una mayor capacidad, se ve que hay dos tramos claramente diferenciados, existiendo una penalización importante en la *QoS* que percibirían los usuarios cuando λ_2 es mayor de 0.4; sin embargo, en los dos

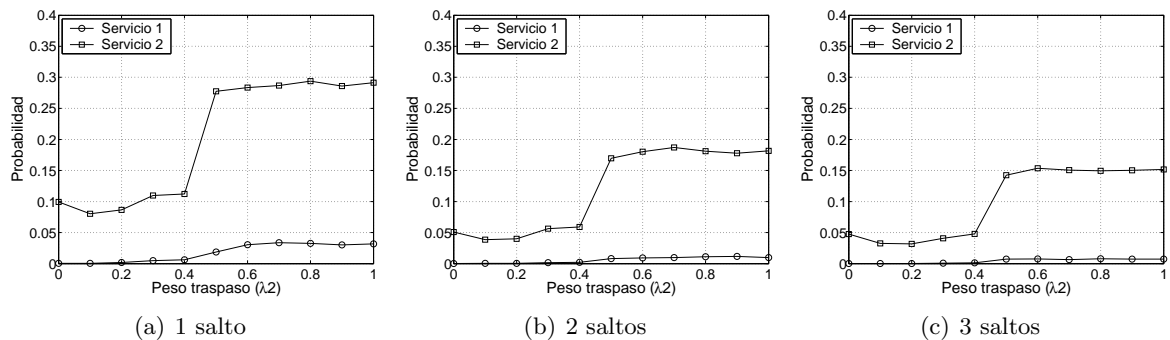


Figura 6.13: Probabilidad de rechazo con la estrategia *Network Centric*

⁶De hecho, se comprueba que el beneficio de las extensiones multi-salto es más apreciable con esta estrategia de selección de acceso que con la que el papel predominante lo tiene el terminal.

intervalos correspondientes (de 0 a 0.4 y de 0.5 a 1), no se ve una influencia evidente de la estrategia de selección de acceso en las probabilidades de rechazo y terminación anómala de las llamadas.

Las Figuras 6.15 y 6.16 muestran el número medio de traspasos o *handovers* necesario en cada uno de los servicios, en función de los pesos correspondientes de la estrategia de selección de acceso empleada. El primer aspecto que se podría destacar son los resultados obtenidos para valores pequeños de λ_2 , para los que se produce un número muy importante de traspasos por servicio. La razón detrás de esta situación es que en estas circunstancias el principal objetivo de la estrategia de selección de acceso es el de balancear la carga entre todas las estaciones base, con lo que es razonable pensar que se podría llegar a producir un efecto de rebote (*ping-pong*), traspasándose las comunicaciones continuamente entre dos estaciones base. En cuanto el peso que la red da a mantener las llamadas a través del mismo elemento de conexión toma un valor apreciable (0.4), el número de traspasos se reduce considerablemente y, a partir de ese momento, se mantiene siempre en unos límites muy bajos, independientemente de la configuración de la estrategia de selección de acceso. En cuanto a la influencia del número máximo de saltos que es posible emplear, se percibe un ligero incremento del número medio de

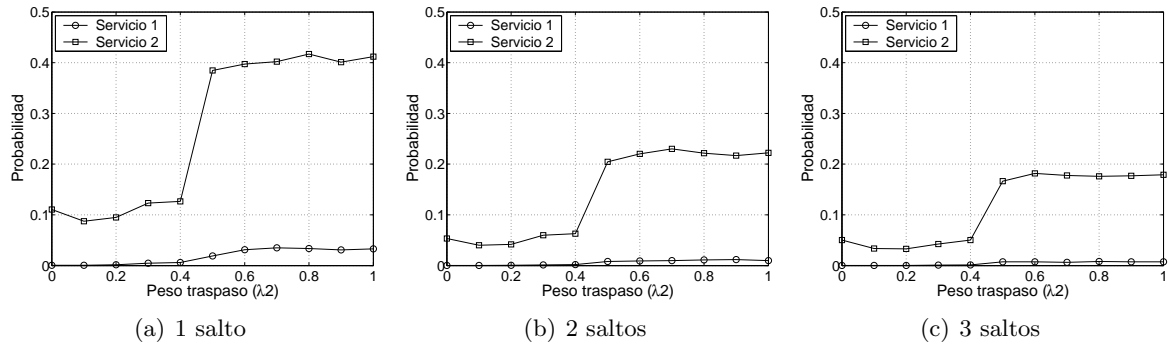


Figura 6.14: Probabilidad de terminación anómala con la estrategia Network Centric

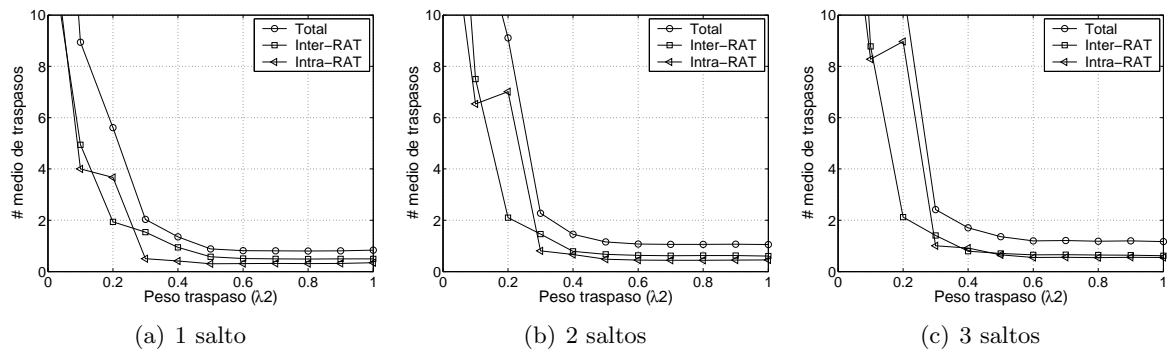


Figura 6.15: Número medio de traspasos con la estrategia Network Centric para un servicio

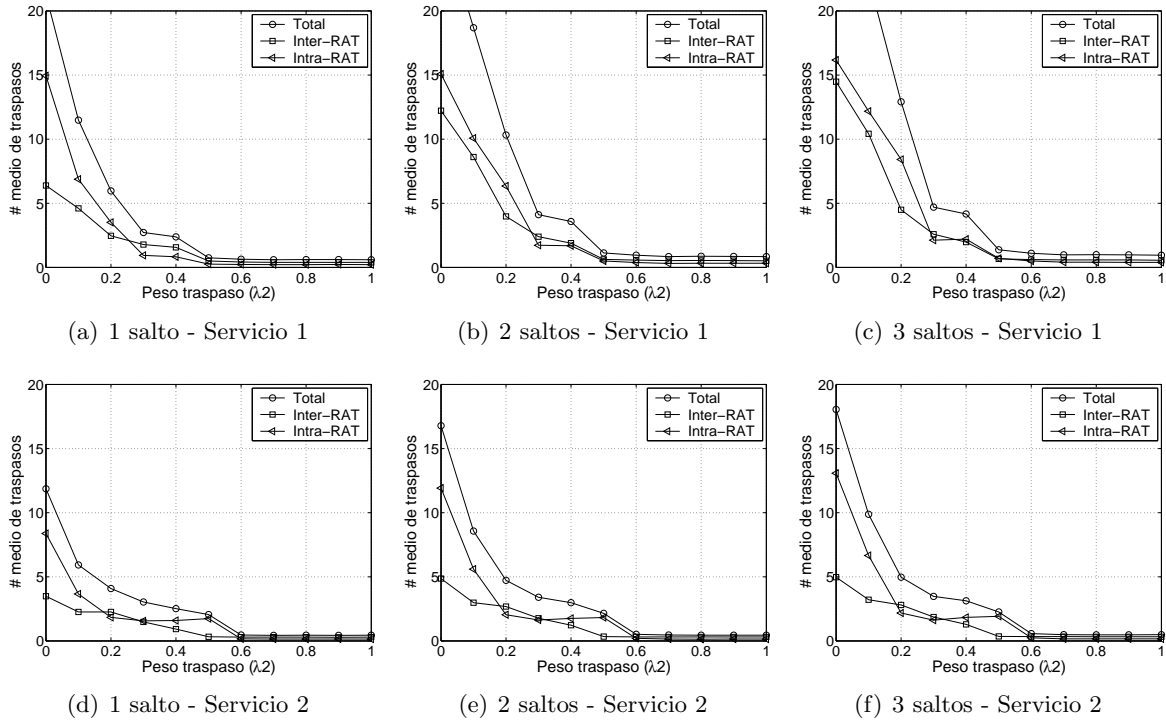


Figura 6.16: Número medio de trasposos con la estrategia Network Centric para dos servicios

trasposos al aumentar la longitud de las rutas, pero la diferencia es prácticamente inapreciable para valores de λ_2 mayores de 0.4, tal y como ya se había observado en la estrategia *Terminal Centric*.

Evidentemente, teniendo en cuenta que ese es uno de los principales objetivos de la estrategia de selección de acceso *Network Centric*, los resultados que se recogen en la Figura 6.17, que muestra la carga relativa de las diferentes RATs, se podrían haber anticipado. En este caso, el tráfico está mucho más repartido entre los diferentes tipos de estaciones base que forman parte del escenario que en la estrategia analizada anteriormente. Se vuelve a poner de manifiesto la existencia de dos intervalos claramente diferenciados en función del valor de λ_2 , coincidiendo de nuevo el límite en 0.4, como sucedía con los parámetros estudiados previamente. Sin embargo, el aspecto que posiblemente más destaca sea que, en este caso, sí que se aprecia una influencia apreciable del número de saltos que es posible utilizar para alcanzar al elemento de conexión a la red, ya que, especialmente en el segundo de los escenarios (al emplear los dos servicios), se puede ver un incremento considerable de la ocupación tanto de la RAT-1 como de la RAT-3, especialmente al pasar de un salto a dos. En el otro supuesto, en el que sólo se utiliza un único servicio, se puede ver que el efecto de habilitar las extensiones multi-salto es el de aumentar la disponibilidad de recursos en las estaciones base de tipo RAT-2, extremo que no se puso de manifiesto en la estrategia de selección de acceso analizada anteriormente.

Por último, la Figura 6.18 permite analizar cuál es la influencia de la configuración de la

Capítulo 6. Extensiones multi-salto en despliegues de red heterogéneos

estrategia de selección de acceso sobre la carga total de tráfico que la red es capaz de asumir. Como sucedía con la política *Terminal Centric*, en el escenario de un único servicio no hay una diferencia apreciable entre las cargas totales para las diferentes longitudes máximas de ruta que es posible emplear; sin embargo, cuando el volumen de tráfico que se ofrece es elevado, se pone de manifiesto el beneficio adicional que supondría incrementar el número de

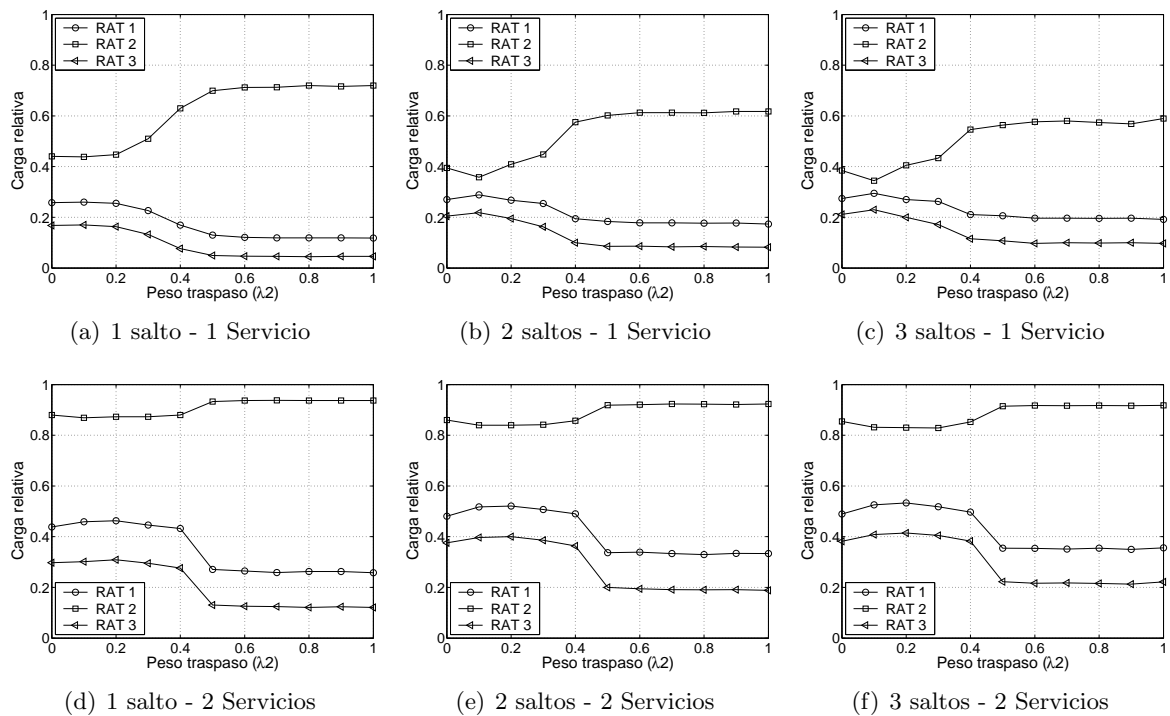


Figura 6.17: Carga relativa por RAT con la estrategia Network Centric

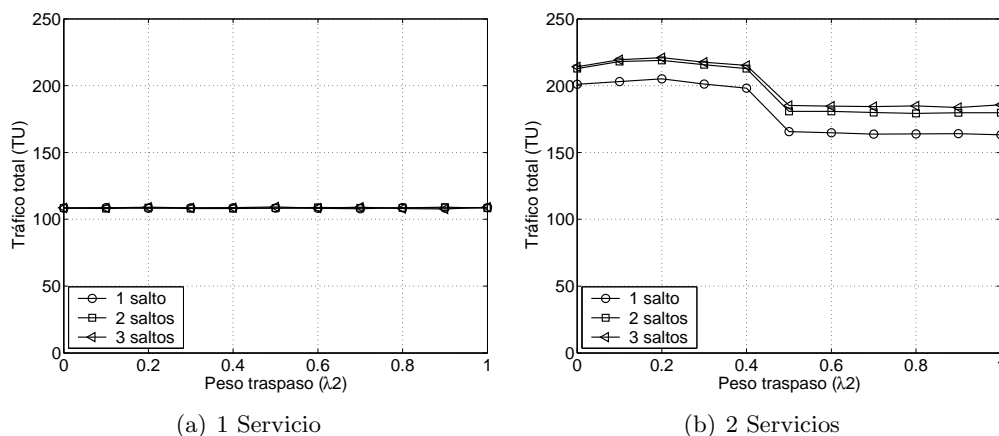


Figura 6.18: Tráfico total en la red con la estrategia Network Centric

saltos que es posible utilizar para alcanzar una estación base (de nuevo la diferencia es menos apreciable al pasar de dos a tres saltos). Además, se vuelve a comprobar que aparecen dos intervalos claramente diferenciados, en función del valor del peso que la estrategia de selección de acceso otorga al balanceo de carga. Finalmente, al comparar los resultados con los de la Figura 6.12 se ve que la política *Network Centric* permite incrementar de manera apreciable el tráfico cursado por la red, siendo este un resultado que podría haberse anticipado, ya que evidentemente ese debería ser el principal objetivo a conseguir por parte de la propia red.

Estrategia *Mixta*

Hasta ahora se han analizado las políticas de selección de acceso extremas, en las que bien la red, bien el usuario, tienen la responsabilidad total en la decisión en cuanto a la estación base a emplear en cada caso. El último de los análisis que se acometerá será estudiar cuál es el impacto de ir variando el peso relativo de ambas entidades en la estrategia de selección de acceso. Así, en este caso no se fijará ningún valor predefinido para Γ ni Λ , sino que se irán recorriendo las diferentes combinaciones de ambos parámetros. Evidentemente, un primer paso es el de elegir los pesos para las restricciones en ambos casos (γ_i para el terminal y λ_i para la red). A la vista de los resultados presentados previamente, parece razonable seleccionar en el caso de la red una combinación $\{\lambda_1, \lambda_2\} = \{0.7, 0.3\}$, ya que de esta manera las probabilidades de rechazo y terminación anómala se sitúan en el intervalo en el que resultaban menos importantes, mientras que el número medio de traspasos no es muy elevado. En el caso de las restricciones aplicadas por el terminal, teniendo en cuenta que no existía una influencia clara entre la configuración particular de la estrategia de selección de acceso y el comportamiento observado, no es tan evidente decantarse por una combinación concreta; en las Figuras 6.9 y 6.10 se puede ver que el número medio de traspasos se estabiliza a partir de $\gamma_2 = 0.4$; además, las Figuras 6.7 y 6.8 muestran que las probabilidades de rechazo y pérdida de las llamadas en curso no se reducen (al menos de manera considerable) para valores menores de $\gamma_2 = 0.4$, por lo que se decide seleccionar la configuración $\{\gamma_1, \gamma_2\} = \{0.6, 0.4\}$.

Primeramente se analizará la percepción de la *QoS* por parte del usuario, en función de las llamadas perdidas y rechazadas. Como se ha mencionado durante el estudio de las anteriores estrategias, cuando se utiliza un único servicio, ambas métricas son prácticamente nulas, por lo que el análisis se limita al escenario en el que se genera una mayor cantidad de tráfico. Las

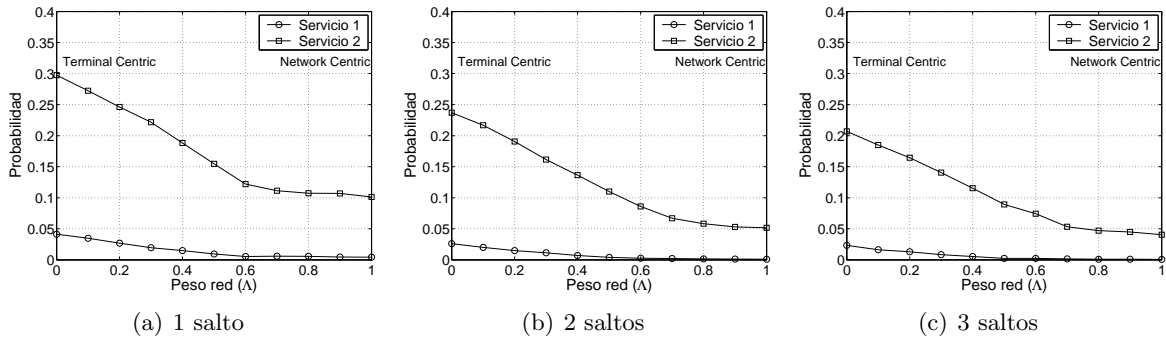


Figura 6.19: Probabilidad de rechazo con la estrategia *Mixta*

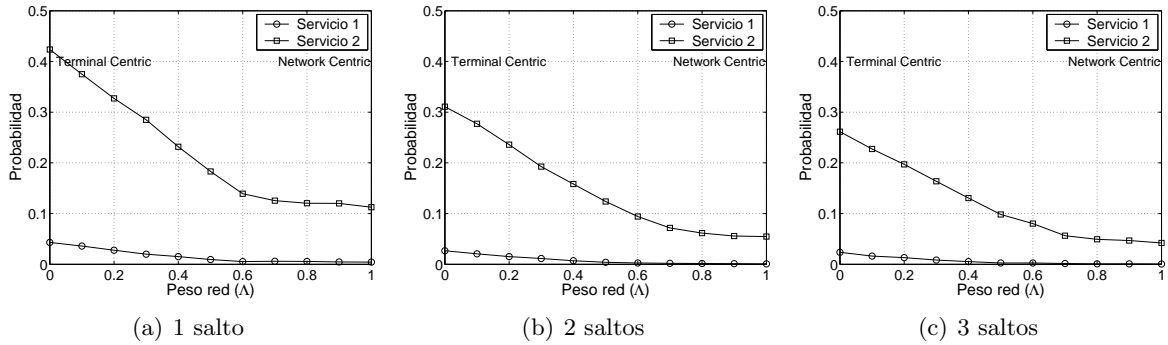


Figura 6.20: Probabilidad de terminación anómala con la estrategia Mixta

Figuras 6.19 y 6.20 ponen de manifiesto que, desde el punto de vista de estas métricas, el peso otorgado a la propia red en el algoritmo de selección de acceso permite mejorar de manera notable las prestaciones del mismo. Así, ambas métricas siguen una tendencia decreciente con Λ , desde que toma el valor 0 (estrategia *Terminal Centric*) hasta que vale 1 (estrategia *Network Centric*). Por otro lado, se puede ver que hay una configuración particular a partir de la cual el beneficio adicional de seguir incrementando el peso de la red en la decisión final se vuelve menos apreciable ($\Lambda = 0.7$). Por último, y tal como se dijo anteriormente, las extensiones multi-salto permiten reducir considerablemente tanto el número de llamadas rechazadas como aquellas que terminan de manera anómala, independientemente de la combinación de los parámetros Γ y Λ utilizada.

A continuación se estudiará el número medio de traspasos que son necesarios por servicio, en función del peso que la red y los usuarios tienen en el algoritmo de selección de acceso. La Figura 6.21 muestra el número medio de cambios de estaciones base que se observaron en el escenario en el que solamente se usó un único servicio; se puede ver que, a pesar de incrementar el número máximo de saltos que se puede emplear para alcanzar un elemento de conexión, no se produce un aumento considerable en el número de traspasos que son necesarios durante la duración de una comunicación; sin embargo, el aspecto que resulta más interesante es que, de

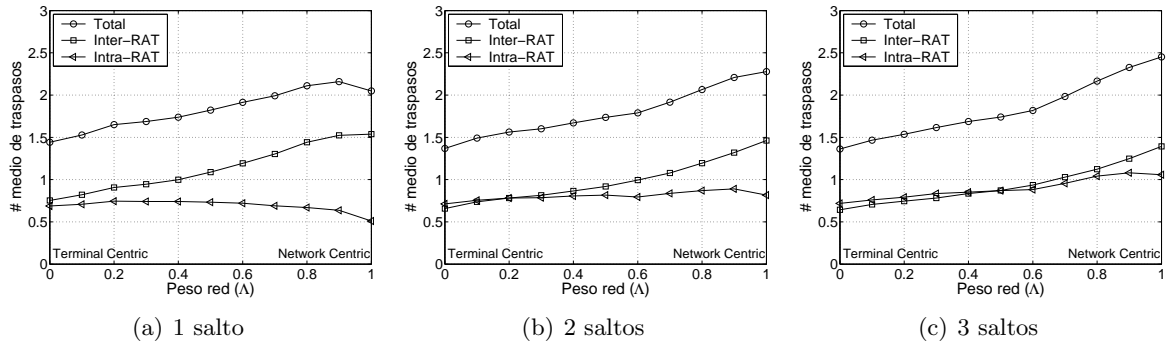


Figura 6.21: Número medio de traspasos con la estrategia Mixta para un servicio

Capítulo 6. Extensiones multi-salto en despliegues de red heterogéneos

hecho, los *handovers* entre estaciones base con diferente RAT (verticales) tiende a disminuir, lo que sin duda pone de manifiesto otro beneficio adicional de las extensiones multi-salto, pues éstos son los que mayor impacto negativo podrían tener sobre el nivel de *QoS* que los usuarios perciben en las comunicaciones, ya que suelen incurrir en una latencia mayor. Por otro lado, esta afirmación vuelve a constatarse en la Figura 6.22 ya que, en este caso, a pesar de que sí que se aprecia un aumento considerable en el número medio de traspasos que se realizan (especialmente en el caso del Servicio 2), éste es más relevante para aquellos que afectan a estaciones base con la misma RAT.

La Figura 6.23 muestra la evolución de la carga relativa en los tres tipos de estaciones base que se están empleando en función del peso relativo que tanto la red como el terminal tienen en la estrategia de selección de acceso. Evidentemente, y tal como se pudo comprobar en los resultados presentados con anterioridad, a medida que la política se acerca más a *Network Centric* ($\Lambda \rightarrow 1$) la carga de las tres tecnologías radio tiende a igualarse, aunque evidentemente, el hecho de que la RAT-2 cubra un área sensiblemente mayor hace que la carga en esta tecnología sea, en cualquier caso, superior. Por otro lado, se ponen nuevamente de manifiesto los beneficios de emplear las extensiones multi-salto, pues el permitir un número mayor de saltos para alcanzar las estaciones base deriva en un balanceo de carga más equilibrado, para cualquier combinación de los parámetros $\{\Gamma, \Lambda\}$, aunque este efecto es más apreciable para las estrategias más cercanas a *Network Centric*.

Finalmente, la Figura 6.24 permite analizar el impacto de aplicar una estrategia de selec-

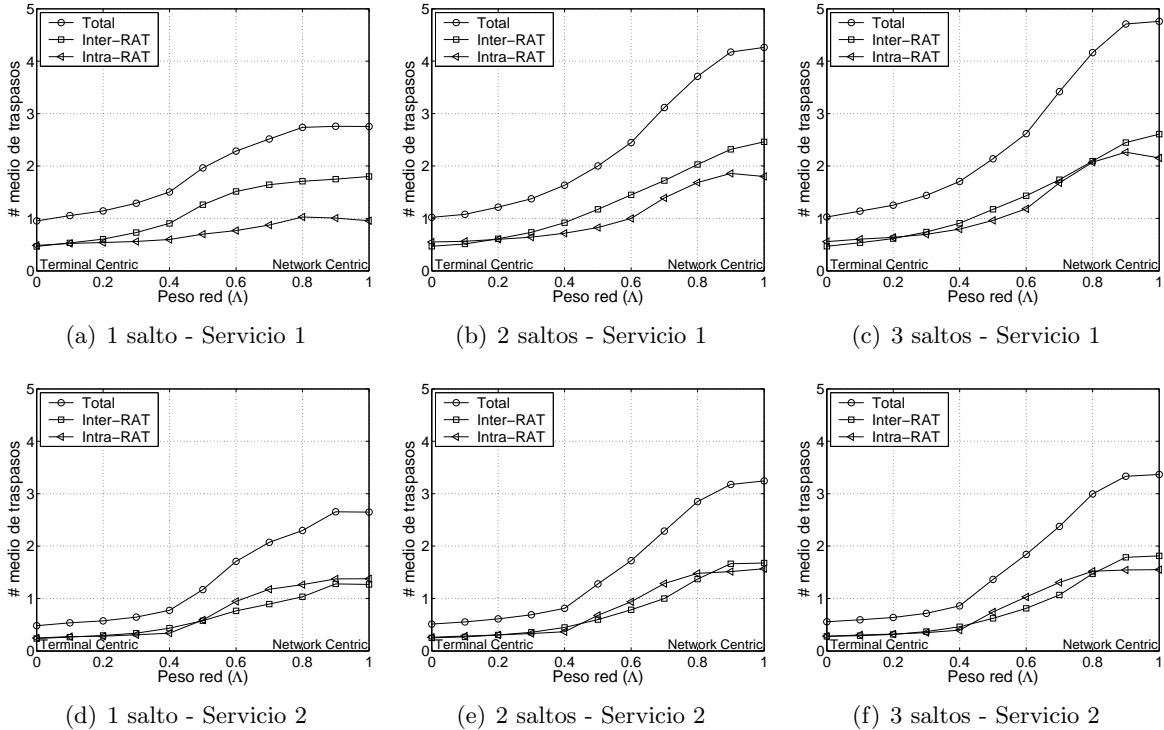


Figura 6.22: Número medio de traspasos con la estrategia Mixta para dos servicios

Capítulo 6. Extensiones multi-salto en despliegues de red heterogéneos

ción de acceso u otra, en términos de la carga de tráfico total que la red es capaz de cursar. Como podría haberse anticipado, el *throughput* total aumenta paulatinamente, al acercarse la estrategia de selección de acceso a *Network Centric*. Sin embargo, y esto tiene cierta relevancia, el ritmo de crecimiento tiende a disminuir a medida que el peso otorgado a la red aumenta, siendo prácticamente inapreciable a partir de $\Lambda = 0.7$. Por otro lado, al permitir

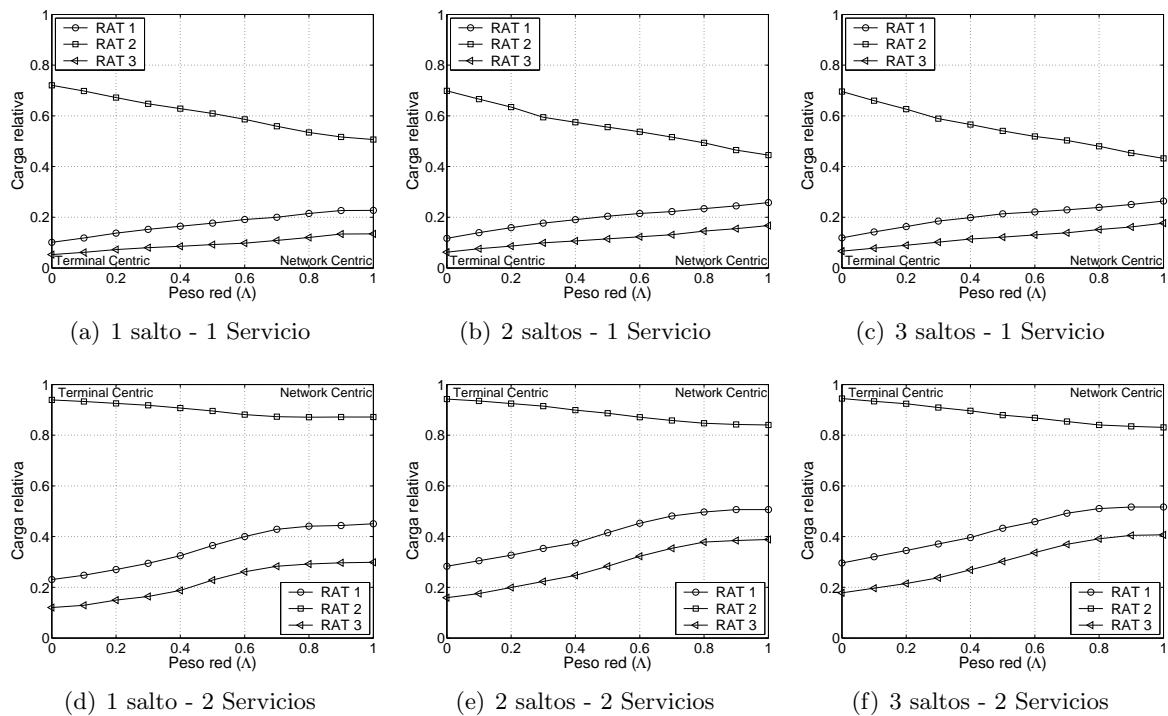


Figura 6.23: Carga relativa por RAT con la estrategia Mixed

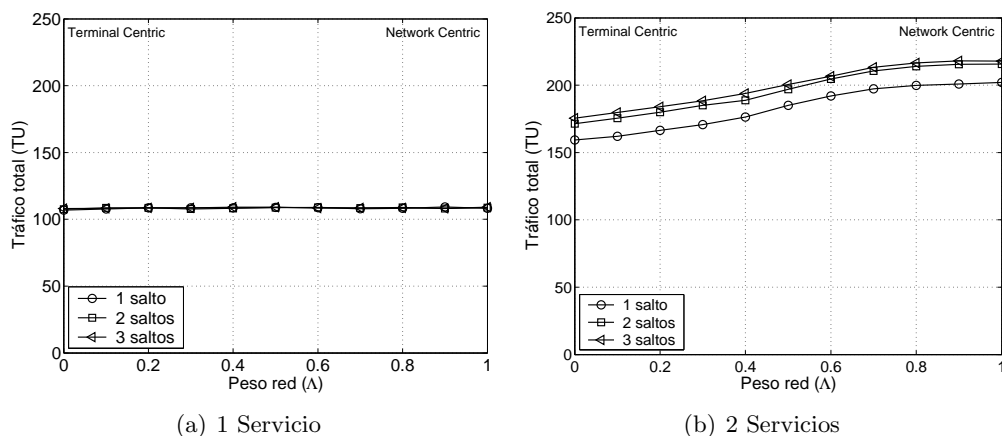


Figura 6.24: Tráfico total en la red con la estrategia Mixta

el uso de un mayor número de saltos para alcanzar a una estación base, la red siempre se beneficia, independientemente de la combinación de pesos empleada.

Comparativa entre las estrategias de selección de acceso

El principal inconveniente que se le podría achacar al análisis que se ha llevado a cabo hasta este punto es que es complicado establecer las diferencias existentes entre las tres estrategias de selección de acceso que se han estudiado. A pesar de que se podría argumentar que los resultados obtenidos con políticas más cercanas a la red auguran unas prestaciones mejores, existe cierto compromiso entre estos beneficios y, por ejemplo, el menoscabo que podría derivarse del incremento en el número medio de traspasos que es necesario llevar a cabo durante una comunicación.

Para acometer un estudio comparativo más exhaustivo entre las diferentes estrategias de selección de acceso, se plantea un escenario diferente al que se utilizó anteriormente. En este caso se dispone de un único servicio (el que únicamente requería de una capacidad de 1 TU) y, con objeto de incrementar la carga total en la red, se opta por aumentar el número de usuarios en la red. El resto de parámetros que se utilizaron previamente (topología de las estaciones base, modelo de movilidad de los nodos, probabilidad de tomar parte en las extensiones multi-salto, etc) se siguen manteniendo. En particular se analizarán tres estrategias diferenciadas: (1) *Terminal Centric*, con la combinación de pesos empleada previamente, esto es $\{\gamma_1, \gamma_2\} = \{0.6, 0.4\}$; (2) *Network Centric*, utilizando la configuración que se justificó con anterioridad ($\{\lambda_1, \lambda_2\} = \{0.7, 0.3\}$); (3) política *Mixta*, en la que, además de los valores mencionados anteriormente para los pesos de las restricciones en el terminal y la red, se utilizará la combinación $\{\Gamma, \Lambda\} = \{0.3, 0.7\}$, pues ya se vio en el análisis llevado a cabo sobre la influencia de estos parámetros que no se observaba un beneficio adicional relevante al seguir aumentando el valor de Λ , lo que, por otro lado, hubiera causado un número mayor medio de traspasos.

En primer lugar, las Figuras 6.25 y 6.26 muestran la probabilidad de rechazo y de terminación anómala de llamadas, respectivamente. La primera conclusión que llama la atención es la gran diferencia que existe (especialmente cuando el número de usuarios incrementa) entre la estrategia *Terminal Centric* y las otras dos, siendo las prestaciones de aquella sensiblemente peores. También es significativo el hecho de que prácticamente no exista diferencia entre las

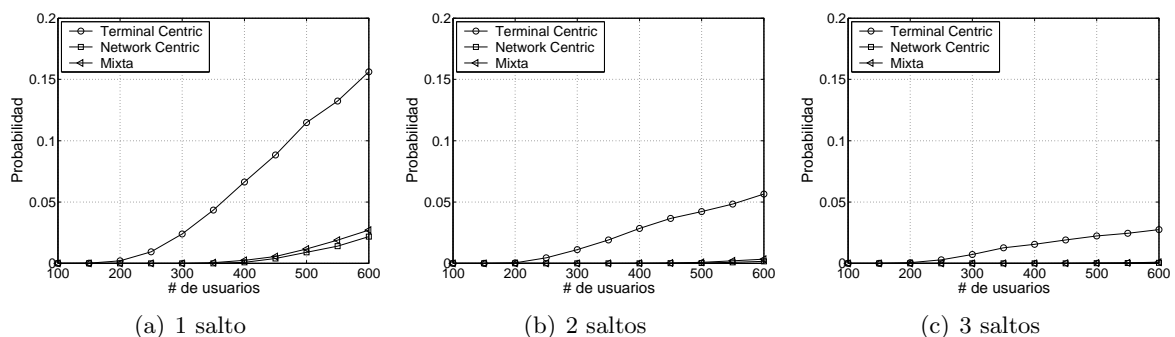


Figura 6.25: Probabilidad de rechazo con las tres estrategias de selección de acceso

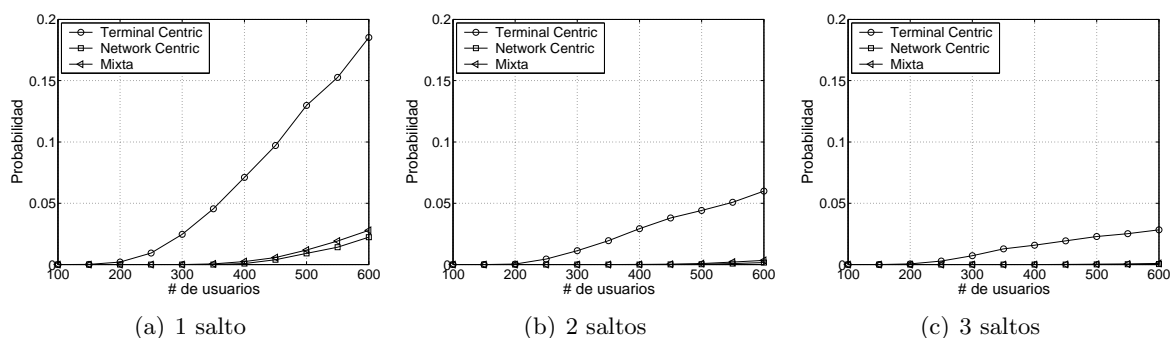


Figura 6.26: Probabilidad de terminación anómala con las tres estrategias de selección de acceso

alternativas *Network Centric* y *Mixta*, obteniendo probabilidades ligeramente inferiores en la primera de ellas. Por otro lado, el efecto de añadir más usuarios y, por tanto, más nodos participando en el proceso de reenvío, se manifiesta de manera evidente en los resultados, como se desprende de la gran disminución que se produce en ambas probabilidades cuando se incrementa el número de saltos que es posible utilizar para alcanzar a una estación base, de manera especialmente notable para la estrategia *Terminal Centric*. De nuevo, tal y como se ha visto en repetidas ocasiones a lo largo de la Tesis, parece que la mejora es menos acentuada cuanto mayor sea el máximo número de saltos que es posible utilizar, el descenso de las llamadas rechazadas y pérdidas es más apreciable al pasar de uno a dos saltos que cuando se aumenta de nuevamente hasta tres.

La tercera de las métricas que se estudian es la que concierne al número medio de trasposos que es necesario realizar durante la duración de una comunicación. La Figura 6.27 muestra los resultados obtenidos para aquellos que implican cambiar la tecnología de acceso (verticales), para los que se llevan a cabo entre estaciones base con la misma RAT, así como la suma de ambos. A excepción de la estrategia *Terminal Centric*, donde la tendencia es decreciente a medida que se incrementa el número de usuarios, se observa un cambio de pendiente en los tres tipos de trasposos ya que, aunque inicialmente el número de *handovers* crece con la mayor presencia de usuarios, llega un momento para el que se produce un punto de inflexión y los *handovers* comienzan a disminuir, debido principalmente a que el mayor tráfico cursado por la red hace que las estaciones base a la que se podrían dirigir las llamadas activas no puedan aceptarlas. Por otro lado, en lo que se refiere al impacto del número máximo de saltos que es posible emplear para alcanzar a una estación base, se vuelve a poner de manifiesto que este aspecto no produce un incremento elevado en la probabilidad de que una llamada cambie de estación base. Adicionalmente, se puede ver incluso que en lo que se refiere a los trasposos Inter-RAT, que son los que en mayor medida damnifican la percepción de la *QoS* por parte de los usuarios, el efecto de habilitar las extensiones multi-salto (e incrementar la longitud máxima de ruta) es el de reducir su relevancia, siendo el ligero aumento global observado consecuencia de la mayor cantidad de trasposos entre estaciones base del mismo tipo (en las que sí se produce un aumento al permitir el uso de rutas con mayor número de saltos).

Por último, la Figura 6.28 permite comparar el comportamiento de las diferentes estrategias de selección de acceso en términos del tráfico total que la red es capaz de cursar en cada

Capítulo 6. Extensiones multi-salto en despliegues de red heterogéneos

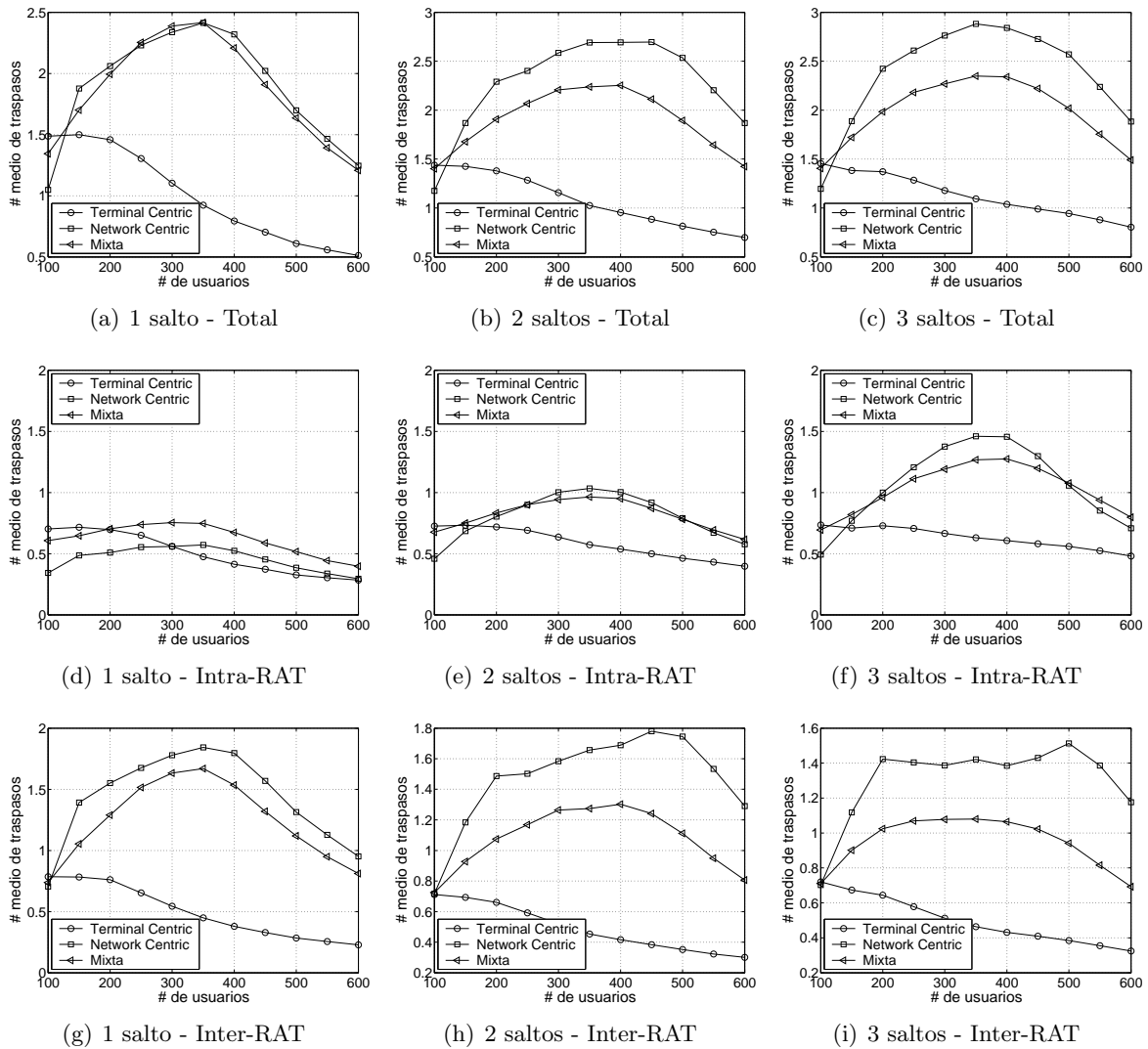


Figura 6.27: Número medio de traspasos por servicio las tres estrategias de selección de acceso

caso. Evidentemente, teniendo en cuenta la nula diferencia observada previamente al emplear el escenario con 200 usuarios y un único servicio, sólo se percibe la mejora que tanto la estrategia *Network Centric* como la *Mixta* permiten alcanzar, cuando el número de usuarios en la red y, por tanto, el tráfico generado, llega a un valor determinado (300 usuarios en este caso). A partir de ese momento, es fácil percatarse de que ambas políticas de selección de acceso ofrecen unas prestaciones (en términos de la carga total en la red) mejores que la tercera de las alternativas objeto de estudio (*Terminal Centric*). También se puede comprobar, como ya sucediera con las probabilidades de rechazo y terminación anómala de llamadas, que los resultados obtenidos con la estrategia *Mixta* son muy similares a las que se dan al concentrar toda la capacidad de decisión en la propia red. Finalmente, como conclusión más importante desde el punto de vista del análisis de los posibles beneficios de emplear extensiones multi-salto, y

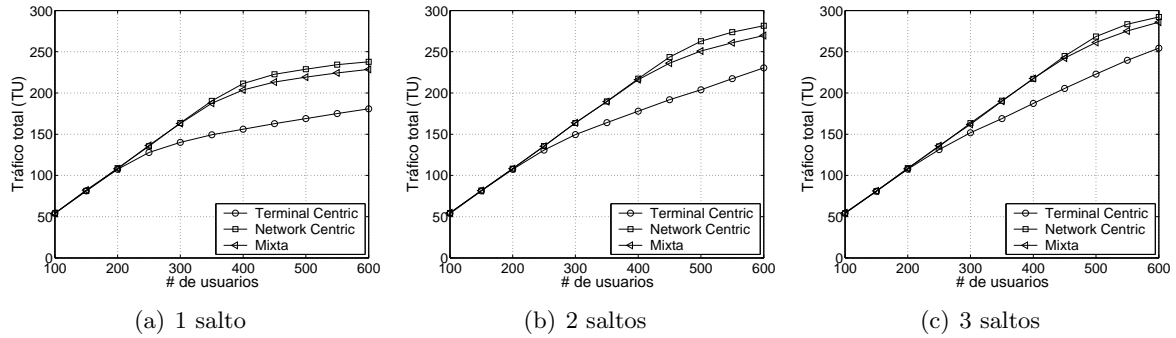


Figura 6.28: Tráfico total en la red con las tres estrategias de selección de acceso

como ya se podría haber adelantado a raíz de los resultados presentados con anterioridad, se puede ver un incremento del *throughput* global a medida que aumenta la longitud máxima de la ruta que es posible emplear para alcanzar a una estación base.

6.5. Conclusiones

El principal aspecto que se ha tratado en este capítulo de la Tesis ha sido analizar las posibles mejoras que las extensiones multi-salto pueden aportar a despliegues de red heterogéneos, escenarios cuya presencia va a ser cada vez más habitual. Para ello se ha descrito la arquitectura multi-acceso que se ha diseñado en el marco del proyecto europeo *Ambient Networks*. Se han pormenorizado los detalles de sus principales componentes: la GLL, que proporciona una visión uniforme, e independiente de sus características, de las tecnologías y recursos subyacentes, y el MRRM, entidad que lleva a cabo los procesos de selección del acceso más apropiado para cada flujo de información. Se han descrito, a grandes rasgos, los procedimientos involucrados a la hora de establecer una comunicación y de realizar un traspaso.

El marco anterior se ha usado para llevar a cabo un exhaustivo análisis de las prestaciones que diferentes estrategias de selección de acceso presentan, en términos de la *QoS* percibida por los usuarios finales (probabilidades de rechazo y terminación anómala de las llamadas y número medio de traspasos por comunicación) y de cómo la carga se balancea entre las diferentes estaciones base, permitiendo a la red cursar una cantidad mayor o menor de tráfico. Se ha analizado un algoritmo de selección de acceso genérico, altamente configurable en función de los pesos asignados a diferentes restricciones y parámetros que pueden tenerse en cuenta a la hora de valorar las diferentes alternativas de acceso disponibles, variando asimismo el peso relativo que tanto la red como el terminal tienen en la decisión final.

A partir de un despliegue de estaciones base concreto, con un elevado grado de solapamiento, se han determinado las combinaciones más apropiadas para establecer diferentes instanciaciones del algoritmo, configuraciones que han sido empleadas posteriormente para comparar las correspondientes políticas de selección de acceso. En concreto, se han analizado estrategias *Terminal Centric*, en la que toda la responsabilidad recae en el terminal, *Network Centric*, en la que es la red la que establece el orden de preferencia para los accesos

disponibles, y una estrategia *Mixta*, en la que tanto la red como el terminal influyen en la valoración de cada alternativa. Se ha comprobado que la última política de selección es capaz de ofrecer unas prestaciones, desde el punto de vista de la carga (tráfico total cursado por la red) y de las probabilidades de rechazo de llamadas muy similares a *Network Centric*, pero sin incurrir en un número tan elevado de traspasos.

En cualquier caso, las extensiones multi-salto son capaces de mejorar las prestaciones de manera considerable. Se ha visto que las probabilidades de rechazo y de terminación anómala de las llamadas pueden reducirse de manera considerable al permitir que los terminales hagan uso de rutas de más de un salto para alcanzar a una estación base. Asimismo, la carga total de tráfico que la red es capaz de cursar también se ve incrementada, con el consecuente beneficio para los operadores. Además, se ha comprobado que estas mejorías no implican un aumento del número de traspasos que es necesario realizar durante la duración de una llamada. Se puede concluir, por tanto, que el hecho de habilitar extensiones multi-salto puede resultar beneficioso, no sólo desde el punto de vista de la ampliación de la cobertura, como ya se ha analizado en el Capítulo 2, sino también desde otras perspectivas, como la *QoS* percibida por los usuarios finales o la carga de tráfico, y el consecuente beneficio, que la red puede cursar.

Capítulo 7

Conclusiones

La presencia de las topologías multi-salto en los escenarios de comunicaciones inalámbricas va a ser cada vez más importante. A partir de esta premisa, en esta Tesis se han abordado una serie de análisis, diseños y evaluaciones que tienen este tipo de redes como elemento central y que han cubierto dos grandes objetivos principales, descritos a continuación.

Por una parte se ha pretendido, desde una perspectiva crítica, estudiar de manera cuantitativa cuáles son los posibles beneficios que este tipo de despliegues de red pueden aportar, tanto a los usuarios finales como a los propios operadores de red. Se ha analizado cuáles son las mejoras en términos de ampliación de cobertura (que podría parecer el aspecto más evidente), pero asimismo se ha comprobado que en un escenario con un elevado nivel de heterogeneidad este tipo de extensiones pueden mejorar de manera notable la percepción de calidad de servicio de los usuarios (reduciendo la probabilidad de rechazo de llamadas) y, además, incrementar el tráfico que la propia red puede cursar (con el consiguiente beneficio para los operadores).

Por otro lado, también se ha analizado la mejoría que la incorporación de métricas adicionales al algoritmo de selección de rutas multi-salto puede aportar. Para ello se ha partido del funcionamiento básico de la estrategia de encaminamiento fuente, valorando los beneficios de añadir elementos de información acerca de la calidad de los enlaces radio. Para evaluar las prestaciones de esta propuesta se ha seguido una doble aproximación; por un lado se ha llevado a cabo una validación completamente experimental, sobre una plataforma real, que se ha complementado, además, con un exhaustivo análisis mediante simulación, en el que se ha hecho uso de un modelo de canal capaz de reflejar el comportamiento observado en un entorno real, también desarrollado en el marco de esta Tesis.

En el resto de este último capítulo se enumeran las principales aportaciones del trabajo llevado a cabo. También se exponen las líneas de investigación que quedan abiertas, bien porque han quedado aspectos por ampliar o porque los desarrollos que se han acometido han generado nuevas posibilidades a explorar.

7.1. Aportaciones

A continuación se resumen las que pueden considerarse como principales aportaciones de la Tesis.

- En primer lugar, se han analizado los beneficios, desde el punto de vista de ampliación de cobertura, que las extensiones multi-salto pueden aportar. Se ha visto que, independientemente de la planificación en el despliegue de los elementos de conexión a la red, se produce un beneficio relevante, en lo que se refiere a la probabilidad de conexión de los usuarios. Además, se ha comprobado que la mejora adicional de aumentar el número de saltos que es posible emplear para conectarse a la red no es tan evidente a partir de cierto valor en concreto, de manera que los resultados obtenidos se podrían emplear para establecer un límite en dicho parámetro, lo que, evidentemente, permitiría adaptar los mecanismos de encaminamiento en cada circunstancia en particular. El análisis que se ha realizado ha sido doble: por una parte se ha llevado a cabo un estudio teórico, que permite analizar rutas de hasta dos saltos, desarrollando posteriormente un simulador que ha posibilitado la validación de los resultados obtenidos, primero, y su extensión, después, para rutas con un mayor número de saltos.
- Se ha llevado a cabo un exhaustivo estudio del estado del arte de las redes inalámbricas multi-salto (o *ad hoc*) y de su evolución histórica. Se ha hecho especial hincapié en el papel desarrollado por el grupo de trabajo MANET, perteneciente al IETF, describiendo los matices que se han ido potenciando a lo largo de su historia. Finalmente, se han identificado aquellos aspectos que demandan mayor atención, trazando las líneas maestras en lo que se espera sea su evolución en un futuro cercano.
- Se han presentado los cambios que son necesarios acometer en la estructura del simulador *ns* para poder incorporar múltiples tecnologías radio en un mismo nodo. Esta aportación de la Tesis se ha hecho pública, suscitando un gran interés por parte de la comunidad científica, poniendo de relieve la importancia que este punto ha adquirido. Por otro lado, dicha ampliación se vuelve fundamental a la hora de extender alguno de los análisis llevados a cabo empleando la plataforma *ns*.
- En base a una exhaustiva campaña de medidas, realizada sobre una plataforma real, en un típico entorno de oficinas, se ha adquirido un conocimiento profundo acerca de cómo los protocolos UDP y TCP se comportan sobre canales IEEE 802.11b, utilizando un extenso conjunto de parámetros, característicos tanto del canal (SNR, tasa de error de trama, etc) como de las capas superiores (rendimiento, retransmisiones, etc). Se ha comprobado que posiblemente la característica que, en mayor medida, daña las prestaciones de ambos protocolos (especialmente TCP) es la presencia de errores *a ráfagas*.
- Utilizando las medidas anteriores como referencia, se ha diseñado, implementado e integrado en la plataforma *ns*, *BEAR*, un modelo de canal novedoso, basado en un proceso de filtrado auto-regresivo. Las prestaciones del mismo se han evaluado a través de un extenso proceso de simulación, en el que, además, se ha comparado su comportamiento con otras alternativas que son usadas frecuentemente por parte de la comunidad científica. Se ha comprobado que el modelo de canal propuesto en el marco de esta Tesis logra

reflejar, con mucho mayor grado de exactitud, el comportamiento observado sobre una plataforma real.

- Se ha llevado a cabo la implementación del protocolo de encaminamiento para redes multi-salto DSR, incorporando la posibilidad de su interconexión con el exterior. La mera implementación debe destacarse como una aportación importante del trabajo, debido a la relevancia que desde el grupo de trabajo MANET se le ha dado al enfoque experimental y a la escasez de desarrollos existentes, particularmente destacable en el caso del DSR.
- Teniendo en cuenta las limitaciones del criterio de minimizar el número de saltos (que es el empleado por la versión original del DSR) se ha diseñado una versión mejorada del mismo, denominada *SADSR*. Esta propuesta se ha validado, primero, a partir de la implementación del DSR referida anteriormente (haciendo las modificaciones pertinentes), comprobando que, bajo ciertas circunstancias, es capaz de ofrecer un comportamiento sensiblemente mejor al de la versión original del protocolo.
- Evidentemente, las validaciones experimentales, a pesar de ser fundamentales para corroborar el correcto funcionamiento de cualquier protocolo, no dejan de estar limitadas por la dificultad que entraña el establecer pautas de experimentos repetitivos, que permitan evaluar, de manera detallada, sus prestaciones. Es por ello que se utiliza el modelo de canal *BEAR* (que es capaz de reflejar con bastante nivel de detalle el comportamiento observado en un escenario real) para acometer un exhaustivo proceso de simulación con el que se complementó el análisis de las prestaciones de la propuesta *SADSR*.
- En el proceso de evaluación anterior se incluyó una de las métricas para modular el algoritmo de selección de ruta que mayor interés ha suscitado por parte de la comunidad científica, como es el ETX. Se ha llevado a cabo un análisis profundo de la influencia que el canal puede tener sobre la misma, haciendo especial hincapié en el llamado efecto *Gray Zones*, comprobando que la estrategia propuesta en el marco de esta Tesis es capaz de adaptarse de manera más adecuada a las condiciones de los enlaces radio, sin que le afecte, además, la influencia en el alcance de los diferentes regímenes binarios empleados. Se ha puesto de manifiesto finalmente que el *SADSR* es muy superior, en sus prestaciones, tanto a la versión original del DSR (a la que se la dotó, además, la capacidad de detectar vecinos) como a la métrica ETX. Para ello se han utilizado tanto escenarios sencillos (estando los nodos situados en una única dimensión), en los que es más fácil analizar detalladamente el comportamiento de las técnicas de encaminamiento, como otros más realistas, en la que los nodos se despliegan aleatoriamente en un cierto área.
- Se ha presentado la arquitectura multi-acceso que se ha definido en el marco del proyecto *Ambient Networks*, que tiene el objetivo principal de gestionar los recursos en despliegues de red heterogéneos. Basándose en dicha arquitectura se ha llevado a cabo un análisis de las prestaciones de diferentes estrategias de selección de acceso, estudiando la influencia de favorecer las preferencias de la red o las de los usuarios, y el efecto de la configuración particular en cuanto al peso otorgado a diferentes restricciones. En todos los casos se ha comprobado que la incorporación de las extensiones multi-salto permite conseguir ciertos beneficios, tanto desde el punto de vista del usuario final, que ve como mejora la *QoS* que percibe, al reducirse las probabilidades de rechazo y terminación anómala de

las llamadas, como del de la propia red que, al conseguir un balanceo más ecuánime de la carga, es capaz de cursar más tráfico, aumentando por tanto su beneficio. Se ha visto, además, que el aumento en el número de saltos que es posible utilizar para alcanzar a un elemento de conexión a la red no implica un incremento apreciable en el número de trasposos que es necesario realizar, incluso disminuyendo los *handovers* verticales (entre estaciones base que empleen diferentes RAT).

Por otra parte, fruto del trabajo llevado a cabo durante la realización de esta Tesis se ha generado un importante número de publicaciones en diferentes foros (incluyendo capítulos de libros, revistas, conferencias y hasta una contribución en un grupo de estandarización del IEEE), lo que de alguna manera corrobora la validez de los resultados obtenidos. En el Anexo I se recoge una lista completa de las mismas. Finalmente también es necesario resaltar que, al haberse realizado en parte en el marco de diferentes proyectos de investigación europeos, alguno de los desarrollos presentados en esta Tesis han formado parte de las diferentes actividades de los mismos, tanto en informes técnicos como en diversas demostraciones de los prototipos que se han implementado.

7.2. Líneas futuras de investigación

Además de las aportaciones concretas que se derivan del trabajo presentado en esta Tesis, se han perfilado un conjunto de líneas de investigación que quedan abiertas, bien porque alguno de los puntos que se han analizado podría ser ampliado, bien porque su utilidad se podría aprovechar para acometer nuevos retos. A continuación, se resumen aquellas que se podrían considerar como más relevantes.

- En lo que se refiere al análisis de la ampliación de la cobertura que es posible alcanzar al emplear las extensiones multi-salto, se podría estudiar el efecto de utilizar modelos de propagación más realistas e, incluso, analizar posibles efectos adversos de este tipo de despliegues, más concretamente en lo que se refiere a la interferencia que podría existir entre los diferentes nodos. Por otra parte sería interesante evaluar el impacto de incorporar varias RATs, tanto en los propios terminales de usuario como en las estaciones base. Además se podría estudiar cuáles son las posibles aplicaciones del análisis a otro tipo de despliegues de red que tengan en común la característica de emplear topologías multi-salto, como bien podrían ser las redes de sensores inalámbricos. Finalmente, sería interesante evaluar si el hecho de limitar el máximo número de saltos que es posible emplear para acceder a un elemento de conexión a la red podría aprovecharse en los diseños de los propios protocolos y procedimientos empleados en este tipo de topologías.
- En lo que se refiere a las ampliaciones que se han llevado a cabo sobre el simulador *ns* el aspecto más importante sería hacer uso de las mismas para enriquecer otros análisis adicionales a realizar, utilizando la experiencia correspondiente para acometer los cambios adicionales en la herramienta que, como resultado de ella, se consideraran necesarios. En lo que se refiere a la incorporación de múltiples interfaces en la plataforma del simulador, se debería ampliar la funcionalidad que ya se ha desarrollado, permitiendo ejecutar diferentes protocolos de encaminamiento dependiendo de la interfaz de salida e integrando tecnologías que sean claramente heterogéneas. Por otra parte, en el caso del

modelo de canal, se debería analizar en detalle su comportamiento al incorporar mayor movilidad en los terminales, comprobar la posibilidad de extenderlo para ser empleado con otras versiones de IEEE 802.11, así como para emular canales en entornos exteriores.

- En lo que se refiere a las tareas de implementación que se han llevado a cabo con el protocolo de encaminamiento DSR, sería interesante continuar con esa línea, para satisfacer la demanda que, desde el grupo de trabajo MANET, sigue habiendo de validaciones reales. La reciente aparición de diferentes especificaciones (por ejemplo DYMO y OLSRv2), así como elementos adicionales (PacketBB, NHDP, etc), no hace sino aumentar la relevancia que se debe dar a esta línea de actuación. Por otro lado, sería interesante asimismo considerar la posibilidad de mejorar el modo de funcionamiento básico de los mismos, incorporando, en la medida de lo posible, algún mecanismo de optimización, tal y como el que se ha utilizado en el *SADSR*. En este último caso sería interesante aprovechar la flexibilidad de la métrica que se ha definido para, aplicando una función de coste determinada, incorporar nuevos parámetros que modularan el algoritmo de selección de ruta.
- En el caso de la evaluación que se ha llevado a cabo mediante simulación, además de incluir nuevos parámetros para determinar el peso asociado a cada enlace (como ya se ha dicho anteriormente), sería interesante analizar el efecto de la movilidad de los nodos, con objeto de comprobar que la métrica propuesta en el marco de esta Tesis sigue ofreciendo un comportamiento más adecuado que otras alternativas existentes en la literatura. También se podría incorporar la presencia de múltiples interfaces radio, que evidentemente se convertiría en un factor más a considerar a la hora de seleccionar la ruta óptima. Por último, tal y como se ha mencionado previamente en el caso de la validación experimental, sería interesante incorporar al análisis diferentes estrategias de encaminamiento, así como las métricas que, derivadas del ETX, han aparecido de manera más reciente.
- En lo que se refiere a la evaluación de las diferentes estrategias de selección de acceso queda abierto, en primer lugar, completar la validación experimental (en un entorno más reducido) de los diferentes componentes que la constituyen, para así corroborar su viabilidad utilizando tecnologías reales.
- Sería asimismo interesante ampliar el análisis de las extensiones multi-salto en los despliegues heterogéneos de red de diferentes maneras. En primer lugar, se podrían aleatorizar las posiciones de las diferentes estaciones base, para así comprobar que las prestaciones obtenidas en el Capítulo 6 reflejan un comportamiento más genérico. Un aspecto al que no se le ha dado demasiada relevancia es la posible presencia de diferentes operadores en la red; sería interesante evaluar el impacto de añadir dicha variable y de analizar cuáles son los beneficios que la cooperación entre redes que *Ambient Networks* habilita, tanto para el usuario final como para los propios operadores. Por otra parte, se podrían incorporar un mayor número de restricciones, como el coste, los operadores preferidos, la seguridad, etc. También se debería aprovechar la flexibilidad del simulador implementado para estudiar diferentes combinaciones de los pesos correspondientes a cada restricción, modificar el modelo de movilidad empleado o el tráfico generado por los usuarios.

- En relación a este último punto, un aspecto que podría resultar altamente significativo es llevar a cabo un estudio analítico, mediante el uso de técnicas de programación lineal, para poder establecer así el comportamiento óptimo en cada caso, complementando de esta manera la comparativa de las diferentes alternativas de selección de acceso.
- Finalmente, y gracias a los cambios que se han acometido en el simulador *ns* sería recomendable estudiar cuáles son los compromisos que hay que aceptar a la hora de emplear las extensiones multi-salto; se podrían analizar escenarios algo más simplificados (ya que *ns* no está diseñado para soportar eficientemente simulaciones que supongan una elevada carga computacional) para valorar el retardo que acarrearían los procesos de descubrimiento de ruta o para estudiar el efecto de utilizar diferentes estrategias (reactiva o preventiva) para realizar el encaminamiento, en función de la longitud máxima de ruta que es posible emplear para conectarse con algún elemento de acceso a la red.

Anexo A

Distancias a los AP en la distribución matricial

En este anexo se obtienen expresiones analíticas para las funciones de probabilidad y densidad de probabilidad de las distancias a los cuatro puntos de acceso más cercanos en el escenario en el que los AP se distribuyen, de manera óptima, según una estructura matricial. Las suposiciones que se hicieron para este escenario, como ya se mencionó en el Capítulo 2 son las siguientes:

- Los usuarios se distribuyen de manera aleatoria en el área de simulación, según un proceso de Poisson de intensidad ξ .
- Los AP se sitúan según una estructura matricial, caracterizada por una semi-distancia entre AP consecutivos de δ metros.

Bajo estas condiciones, el área de simulación queda dividido en cuadrados de longitud 2δ metros; además, como quedó reflejado anteriormente, el análisis se puede reducir al primero de ellos, ya que:

$$f_{D_i}(d_i) = f_{D_i|x_{UT} \in [0, 2\delta], y_{UT} \in [0, 2\delta]}(d_i | x_{UT} \in [0, 2\delta], y_{UT} \in [0, 2\delta]) \quad \forall i \in [1, 4] \quad (\text{A.1})$$

donde d_i es la distancia al AP i -ésimo.

Como se puede ver en la Figura A.1, los cuatro vértices del cuadrado son las posiciones de los AP: $A(0, 0)$, $B(2\delta, 0)$, $B(0, 2\delta)$, $D(2\delta, 2\delta)$. Además, éste se puede dividir a su vez en cuatro regiones adicionales (cuadrantes), que serán utilizadas en los cálculos posteriores.

A.1. Distancia al AP más cercano

En función de la posición del UT y, por tanto, del cuadrante en el que esté, el AP más cercano será uno u otro. Así, se puede escribir:

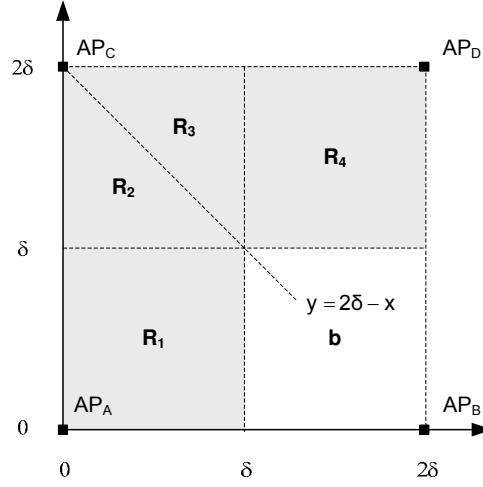


Figura A.1: Áreas para el cálculo de las distancias a los cuatro AP más cercanos en el escenario matricial

$$f_{D_1}(d_1) = f_{D_a}(d_A|UT \in A)P(UT \in A) + f_{D_b}(d_b|UT \in B)P(UT \in B) + f_{D_c}(d_c|UT \in C)P(UT \in C) + f_{D_d}(d_d|UT \in D)P(UT \in D) \quad (\text{A.2})$$

Además, teniendo en cuenta la simetría del área en el que se está trabajando, se puede decir que:

$$f_{D_a}(d_A|UT \in A) = f_{D_b}(d_b|UT \in B) = f_{D_c}(d_c|UT \in C) = f_{D_d}(d_d|UT \in D) \quad (\text{A.3})$$

Con lo que el análisis se puede reducir al primero de los cuadrantes:

$$f_{D_1}(d_1) = f_{D_a}(d_A|UT \in A) \quad (\text{A.4})$$

Lo que se puede expresar, alternativamente, como que la función densidad de probabilidad de la distancia al AP más cercano coincide con la correspondiente a la distancia al AP A (0, 0), condicionada a la presencia del usuario en el primer cuadrante ($x, y \in [0, \delta]$).

En estas condiciones, se define la variable aleatoria distancia al AP A (z) como:

$$z = \sqrt{x^2 + y^2} \quad (\text{A.5})$$

donde X e Y tienen la misma función de densidad de probabilidad, uniforme entre 0 y δ . Además, como son variables aleatorias independientes entre sí, su función de densidad de probabilidad conjunta se puede calcular como el producto de las marginales correspondientes:

$$f_{X,Y}(x, y) = f_X(x)f_Y(y) = \frac{1}{\delta^2} \quad (\text{A.6})$$

Anexo A. Distancias a los AP en la distribución matricial

Con lo que se puede derivar la función de distribución de probabilidad deseada:

$$F_{D_1}(d_1) = F_{D_a}(d_A|UT \in R_1) = P(z < d_a) = \iint_{\substack{(x,y) \in R_1 \\ z < d_A}} f_{X,Y}(x,y|UT \in R_1) \quad (\text{A.7})$$

Como puede verse en la Figura A.2, se pueden distinguir dos casos diferentes:

- Cuando $d_A < \delta$, la integral se reduce al cálculo del área del sector circular correspondiente.
- Si $\delta < d_A < \delta\sqrt{2}$, se tiene que integrar la función de densidad de probabilidad conjunta $f_{X,Y}(x,y)$ en el área que se resalta en la Figura A.2(b).

En el primero de los casos ($0 < d_A < \delta$):

$$F(d_A|A) = \frac{1}{\delta^2} \frac{\pi d_A^2}{4} \quad (\text{A.8})$$

Mientras que en el segundo ($\delta < d_A < \delta\sqrt{2}$):

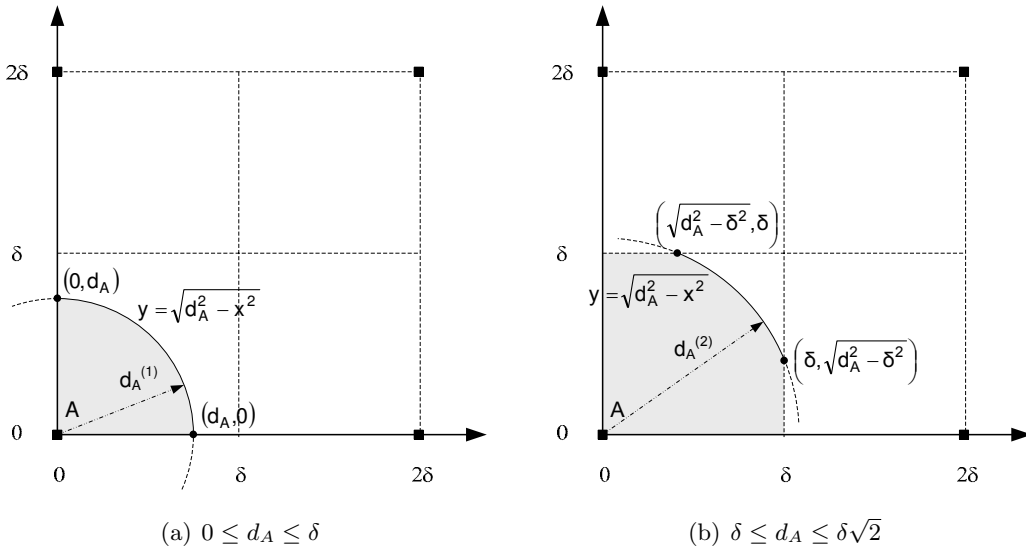


Figura A.2: Distancia al AP más cercano en el escenario matricial

$$\begin{aligned}
 F(d_A|A) &= \int_0^\delta \int_0^{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}} f(x, y) dx dy + \int_{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}}^\delta \int_0^{\sqrt{d_A^2 - x^2}} f(x, y) dy dx = \\
 &= \frac{1}{\delta^2} \left\{ \delta \sqrt{d_A^2 - \delta^2} + \int_{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}}^\delta \sqrt{d_A^2 - x^2} dx \right\} = \\
 &= \frac{1}{\delta^2} \left\{ \delta \sqrt{d_A^2 - \delta^2} + \frac{d_A^2}{2} \left[\arctan \left(\frac{\delta}{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}} \right) - \arctan \left(\frac{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}}{\delta} \right) \right] \right\} \quad (\text{A.9})
 \end{aligned}$$

Con lo que finalmente, se puede escribir:

$$\begin{aligned}
 F(d_1) &= \\
 &\bullet \frac{1}{\delta^2} \frac{\pi d_1^2}{4} \quad d_1 \in [0, \delta] \\
 &\bullet \frac{1}{\delta^2} \left\{ \delta \sqrt{d_1^2 - \delta^2} + \frac{d_1^2}{2} \left[\arctan \left(\frac{\delta}{\sqrt{d_1^2 - \delta^2}} \right) - \arctan \left(\frac{\sqrt{d_1^2 - \delta^2}}{\delta} \right) \right] \right\} \quad d_1 \in [\delta, \delta\sqrt{2}]
 \end{aligned} \quad (\text{A.10})$$

La función de densidad de probabilidad se puede obtener simplemente derivando la anterior expresión:

$$\begin{aligned}
 f(d_1) &= \\
 &\bullet \frac{1}{\delta^2} \frac{\pi d_1}{2} \quad d_1 \in [0, \delta] \\
 &\bullet \frac{1}{\delta^2} d_1 \left[\arctan \left(\frac{\delta}{\sqrt{d_1^2 - \delta^2}} \right) - \arctan \left(\frac{\sqrt{d_1^2 - \delta^2}}{\delta} \right) \right] \quad d_1 \in [\delta, \delta\sqrt{2}]
 \end{aligned} \quad (\text{A.11})$$

A.2. Distancia al segundo AP más cercano

En este caso, el análisis, como se puede ver en la Figura A.1, se centra en el área R_2 ($0 < x < \delta$, $\delta < y < 2\delta - x$). Si se supone que el usuario se sitúa en esta superficie, el segundo AP más cercano vuelve a ser el que se sitúa en el origen (A).

Siguiendo un procedimiento similar al anterior, se puede escribir que:

$$f_{D_2}(d_2) = f_{d_A}(d_A|UT \in R_2) \quad (\text{A.12})$$

Hay que tener en cuenta, que en este caso, al centrarse el análisis en R_2 , la función de densidad de probabilidad conjunta de X e Y es diferente:

$$f_{X,Y}(x, y|UT \in R_2) = \frac{2}{\delta^2} \quad (\text{A.13})$$

Como se sigue utilizando la distancia al AP que se sitúa en el origen de coordenadas, se puede escribir:

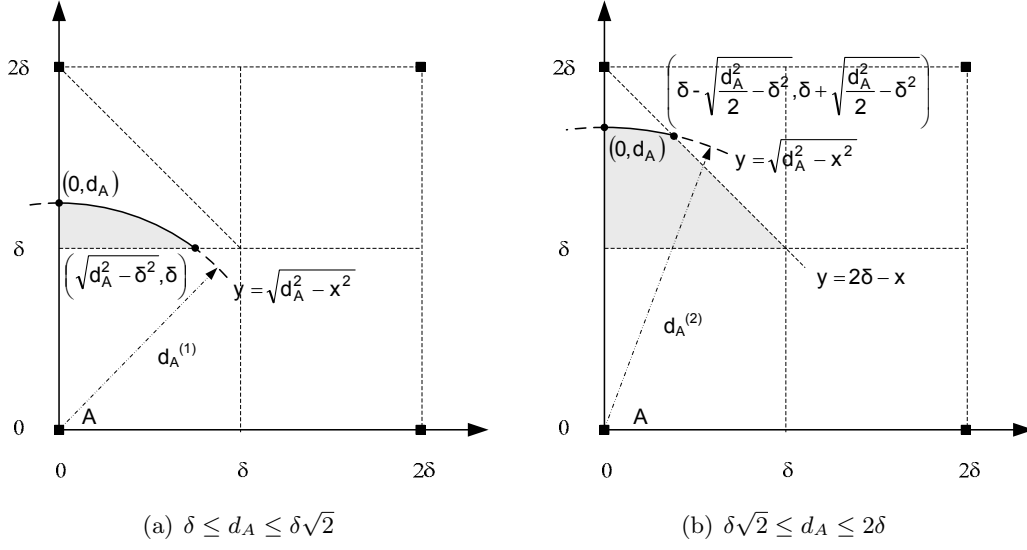


Figura A.3: Distancia al segundo AP más cercano en el escenario matricial

$$f_{D_2}(d_2) = P(z < d_A) = \iint_{\substack{(x,y) \in R_2 \\ z < d_A}} = f_{X,Y}(x,y|UT \in R_2) \quad (\text{A.14})$$

Se distinguen, de nuevo, dos casos diferentes (ver Figura A.3); en el primero de ellos $\delta < z < \delta\sqrt{2}$:

$$\begin{aligned} F_{D_A}(d_A|R_2) &= \int_0^{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}} \int_{\delta}^{\sqrt{d_A^2 - x^2}} f(x,y) dy dx = \frac{2}{\delta^2} \int_0^{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}} \left[\sqrt{d_A^2 - x^2} - \delta \right] dx = \\ &= \frac{1}{\delta^2} \left\{ d_A^2 \arctan \left(\frac{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}}{\delta} \right) - \delta \sqrt{d_A^2 - \delta^2} \right\} \quad (\text{A.15}) \end{aligned}$$

En el segundo de los casos $\delta\sqrt{2} < z < 2\delta$:

$$\begin{aligned} F_{d_A}(d_A|R_2) &= \int_0^{\delta - \frac{1}{2}\sqrt{2d_A^2 - 4\delta^2}} \int_{\delta}^{\sqrt{d_A^2 - x^2}} f(x,y) dy dx + \int_{\delta - \frac{1}{2}\sqrt{2d_A^2 - 4\delta^2}}^{\delta} \int_{\delta}^{2\delta - x} f(x,y) dy dx = \\ &= \frac{1}{\delta^2} \left[d_A^2 \arctan \left(\frac{2\delta - \sqrt{2d_A^2 - 4\delta^2}}{\sqrt{2d_A^2 + 4\delta\sqrt{2d_A^2 - 4\delta^2}}} \right) - 2\delta^2 + \delta\sqrt{2d_A^2 - 4\delta^2} + \right. \\ &\quad \left. + \frac{1}{4}(2d_A^2 - 4\delta^2) + \frac{1}{2}\sqrt{2d_A^2 + 4\delta\sqrt{2d_A^2 - 4\delta^2}} \left(\delta - \frac{1}{2}\sqrt{2d_A^2 - 4\delta^2} \right) \right] \quad (\text{A.16}) \end{aligned}$$

Anexo A. Distancias a los AP en la distribución matricial

Con lo que finalmente la función de probabilidad acumulada al segundo AP más cercano queda como sigue:

$$\begin{aligned}
 F_{D_2}(d_2) = & \\
 & \bullet \frac{1}{\delta^2} \left[d_2^2 \arctan \left(\frac{\sqrt{d_2^2 - \delta^2}}{\delta} \right) - \delta \sqrt{d_2^2 - \delta^2} \right] & \delta < d_2 < \delta\sqrt{2} \\
 & \bullet \frac{1}{\delta^2} \left[d_2^2 \arctan \left(\frac{2\delta - \sqrt{2d_2^2 - 4\delta^2}}{\sqrt{2d_2^2 + 4\delta\sqrt{2d_2^2 - 4\delta^2}}} \right) - 2\delta^2 + \delta\sqrt{2d_2^2 - 4\delta^2} + \frac{1}{4}(2d_2^2 - 4\delta^2) + \right. \\
 & \quad \left. + \frac{1}{2}\sqrt{2d_2^2 + 4\delta\sqrt{2d_2^2 - 4\delta^2}} \left(\delta - \frac{1}{2}\sqrt{2d_2^2 - 4\delta^2} \right) \right] & \delta\sqrt{2} < d_2 < 2\delta \quad (\text{A.17})
 \end{aligned}$$

Y la función de densidad de probabilidad se puede obtener derivando la anterior:

$$\begin{aligned}
 f_{D_2}(d_2) = & \\
 & \bullet \frac{1}{\delta^2} 2d_2 \arctan \left(\frac{\sqrt{d_2^2 - \delta^2}}{\delta} \right) & \delta < d_2 < \delta\sqrt{2} \\
 & \bullet \frac{1}{\delta^2} 2d_2 \left[\frac{\delta + \frac{1}{2}\sqrt{2d_2^2 - 4\delta^2} - \frac{1}{2}\sqrt{2d_2^2 + 4\delta\sqrt{2d_2^2 - 4\delta^2}}}{\sqrt{2d_2^2 - 4\delta^2}} + \right. \\
 & \quad \left. + \arctan \left(\frac{2\delta - \sqrt{2d_2^2 - 4\delta^2}}{\sqrt{2d_2^2 + 4\delta\sqrt{2d_2^2 - 4\delta^2}}} \right) \right] & \delta\sqrt{2} < d_2 < 2\delta \quad (\text{A.18})
 \end{aligned}$$

Que se puede aproximar como sigue:

$$\begin{aligned}
 f_{D_2}(d_2) \approx & \\
 & \bullet \frac{1}{\delta^2} 2d_2 \arctan \left(\frac{\sqrt{d_2^2 - \delta^2}}{\delta} \right) & \delta < d_2 < \delta\sqrt{2} \\
 & \bullet \frac{1}{\delta^2} 2d_2 \arctan \left(\frac{2\delta - \sqrt{2d_2^2 - 4\delta^2}}{\sqrt{2d_2^2 + 4\delta\sqrt{2d_2^2 - 4\delta^2}}} \right) & \delta\sqrt{2} < d_2 < 2\delta
 \end{aligned} \quad (\text{A.19})$$

A.3. Distancia al tercer AP más cercano

En este caso, el análisis se puede circunscribir al área (R_3) que se muestra en la Figura A.1, en la que $0 < x < \delta$ y $2x - \delta < y < 2\delta$; en ella, el tercer AP más cercano vuelve a ser el que se encuentra en el origen de coordenadas (A), con lo que:

$$f_{D_3}(d_3) = f_{D_A}(d_A|UT \in R_3) \quad (\text{A.20})$$

Anexo A. Distancias a los AP en la distribución matricial

Además, al igual que sucedía en el caso anterior, y teniendo en cuenta la distribución uniforme de los usuarios, la función de densidad de probabilidad conjunta de X e Y es la siguiente:

$$f_{X,Y}(x, y|UT \in R_3) = \frac{2}{\delta^2} \quad (\text{A.21})$$

Por lo que se puede calcular la función de distribución de probabilidad como sigue:

$$F_{D_A}(d_A|UT \in R_3) = P(z < d_A) = \iint_{\substack{(x,y) \in R_3 \\ z < d_A}} f_{X,Y}(x, y|UT \in R_3) \quad (\text{A.22})$$

De nuevo, como se puede ver en la Figura A.4, se distinguen dos casos; en el primero de ellos $\delta\sqrt{2} < d_A < 2\delta$, con lo que se tiene:

$$\begin{aligned} F_{D_A}(d_A|R_3) &= \int_{\delta - \frac{1}{2}\sqrt{2d_A^2 - 4\delta^2}}^{\delta} \int_{2\delta - x}^{\sqrt{d_A^2 - x^2}} f(x, y) dy dx = \frac{1}{\delta^2} \left[d_A^3 \arctan\left(\frac{\delta}{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}}\right) + \right. \\ &+ \delta\sqrt{d_A^2 - \delta^2} - \frac{1}{4}(2d_A^2 - 4\delta^2) - d_A^2 \arctan\left(\frac{2\delta - \sqrt{2d_A^2 - 4\delta^2}}{\sqrt{2d_A^2 + 4\delta\sqrt{2d_A^2 - 4\delta^2}}}\right) - \\ &\left. - \delta\sqrt{2d_A^2 - 4\delta^2} - \frac{1}{2}\sqrt{2d_A^2 + 4\delta\sqrt{2d_A^2 - 4\delta^2}} \left(\delta - \frac{1}{2}\sqrt{2d_A^2 - 4\delta^2}\right) \right] \quad (\text{A.23}) \end{aligned}$$

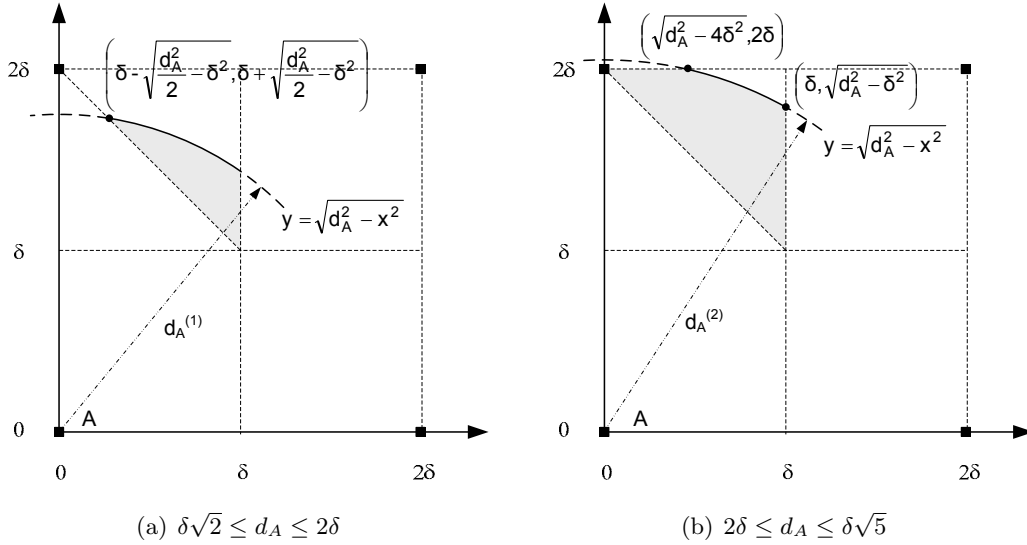


Figura A.4: Distancia al tercer AP más cercano en el escenario matricial

Anexo A. Distancias a los AP en la distribución matricial

En el segundo caso, $2\delta < d_A < \delta\sqrt{5}$:

$$\begin{aligned}
 F_{D_A}(d_A|R_3) &= \int_0^{\sqrt{d_A^2-4\delta^2}} \int_{2\delta-x}^{2\delta} f(x,y) dy dx + \int_{\sqrt{d_A^2-4\delta^2}}^{\delta} \int_{2\delta-x}^{\sqrt{d_A^2-x^2}} f(x,y) dx dy = \\
 &= \frac{1}{\delta^2} \left[d_A^2 \arctan\left(\frac{\delta}{\sqrt{d_A^2-\delta^2}}\right) + \delta\sqrt{d_A^2-\delta^2} - 3\delta^2 + \right. \\
 &\quad \left. + 2\delta\sqrt{d_A^2-4\delta^2} - d_A^2 \arctan\left(\frac{\sqrt{d_A^2-4\delta^2}}{2\delta}\right) \right] \quad (\text{A.24})
 \end{aligned}$$

Con lo que se puede, finalmente, escribir la función de distribución de probabilidad de la distancia al tercer AP más cercano:

$$\begin{aligned}
 F_{D_3}(d_3) &= \\
 &\bullet \frac{1}{\delta^2} \left[d_3^3 \arctan\left(\frac{\delta}{\sqrt{d_3^2-\delta^2}}\right) + \delta\sqrt{d_3^2-\delta^2} - \frac{1}{4}(2d_3^2-4\delta^2) - \right. \\
 &\quad \left. - d_3^2 \arctan\left(\frac{2\delta-\sqrt{2d_3^2-4\delta^2}}{\sqrt{2d_3^2+4\delta\sqrt{2d_3^2-4\delta^2}}}\right) - \delta\sqrt{2d_3^2-4\delta^2} - \right. \\
 &\quad \left. - \frac{1}{2}\sqrt{2d_3^2+4\delta\sqrt{2d_3^2-4\delta^2}} \left(\delta - \frac{1}{2}\sqrt{2d_3^2-4\delta^2}\right) \right] \quad \delta\sqrt{2} < d_3 < 2\delta \\
 &\bullet \frac{1}{\delta^2} \left[d_3^2 \arctan\left(\frac{\delta}{\sqrt{d_3^2-\delta^2}}\right) + \delta\sqrt{d_3^2-\delta^2} - 3\delta^2 + \right. \\
 &\quad \left. + 2\delta\sqrt{d_3^2-4\delta^2} - d_3^2 \arctan\left(\frac{\sqrt{d_3^2-4\delta^2}}{2\delta}\right) \right] \quad 2\delta < d_3 < \delta\sqrt{5} \quad (\text{A.25})
 \end{aligned}$$

La función de densidad de probabilidad correspondiente se puede obtener derivando la anterior:

$$\begin{aligned}
 f_{D_3}(d_3) &= \\
 &\bullet \frac{1}{\delta^2} 2d_3 \left[\arctan\left(\frac{\delta}{\sqrt{d_3^2-\delta^2}}\right) - \arctan\left(\frac{2\delta-\sqrt{2d_3^2-4\delta^2}}{\sqrt{2d_3^2+4\delta\sqrt{2d_3^2-4\delta^2}}}\right) - \right. \\
 &\quad \left. - \frac{\delta + \frac{1}{2}\sqrt{2d_3^2-4\delta^2} - \frac{1}{2}\sqrt{2d_3^2+4\delta\sqrt{2d_3^2-4\delta^2}}}{\sqrt{2d_3^2-4\delta^2}} \right] \quad \delta\sqrt{2} < d_3 < 2\delta \\
 &\bullet \frac{1}{\delta^2} 2d_3 \left[\arctan\left(\frac{\delta}{\sqrt{d_3^2-\delta^2}}\right) - \arctan\left(\frac{\sqrt{d_3^2-4\delta^2}}{2\delta}\right) \right] \quad 2\delta < d_3 < \delta\sqrt{5} \quad (\text{A.26})
 \end{aligned}$$

Que puede aproximarse como:

$$\begin{aligned}
 f_{D_3}(d_3) &\approx \\
 &\bullet \frac{1}{\delta^2} 2d_3 \left[\arctan \left(\frac{\delta}{\sqrt{d_3^2 - \delta^2}} \right) - \arctan \left(\frac{2\delta - \sqrt{2d_3^2 - 4\delta^2}}{\sqrt{2d_3^2 + 4\delta\sqrt{2d_3^2 - 4\delta^2}}} \right) \right] & \delta\sqrt{2} < d_3 < 2\delta \\
 &\bullet \frac{1}{\delta^2} 2d_3 \left[\arctan \left(\frac{\delta}{\sqrt{d_3^2 - \delta^2}} \right) - \arctan \left(\frac{\sqrt{d_3^2 - 4\delta^2}}{2\delta} \right) \right] & 2\delta < d_3 < \delta\sqrt{5}
 \end{aligned} \tag{A.27}$$

A.4. Distancia al cuarto AP más cercano

El análisis se centra, de nuevo, en un cuadrante completo, más concretamente en el $D(R_4)$, como se ve en la Figura A.1. Cuando el usuario se sitúa en dicha superficie, el cuarto AP, en términos de distancia, es el que se sitúa en el origen de coordenadas, con lo que se puede escribir:

$$f_{D_4}(d_4) = f_{d_A}(d_A|UT \in R_4) \tag{A.28}$$

Por otro lado, la función de densidad de probabilidad conjunta de x e y , condicionada al hecho de que el usuario se sitúe en la región R_4 , viene dada por:

$$f_{X,Y}(x, y) = \frac{1}{\delta^2} \tag{A.29}$$

Por lo que se puede calcular la función de distribución de probabilidad al origen de coordenadas (d_A) como:

$$F_{D_A}(d_A|UT \in R_4) = P(z < d_A) = \iint_{\substack{(x,y) \in R_4 \\ z < d_A}} f(x, y|UT \in R_4) \tag{A.30}$$

Como se puede ver en la Figura A.5 existen dos casos diferentes; en el primero de ellos, $\delta\sqrt{2} < d_A < \delta\sqrt{5}$:

$$\begin{aligned}
 F_{d_A}(d_A|R_4) &= \int_{\delta}^{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}} \int_{\delta}^{\sqrt{d_A^2 - x^2}} f(x, y) dy dx = \frac{1}{\delta^2} \int_{\delta}^{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}} \left[\sqrt{d_A^2 - x^2} - \delta \right] dx = \\
 &= \frac{1}{\delta^2} \left\{ \frac{d_A^2}{2} \left[\arctan \left(\frac{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}}{\delta} \right) - \arctan \left(\frac{\delta}{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}} \right) \right] - \delta \sqrt{d_A^2 - \delta^2} + \delta^2 \right\} \tag{A.31}
 \end{aligned}$$

Mientras que cuando $\delta\sqrt{5} < d_A < \delta 2\sqrt{2}$, se tiene:

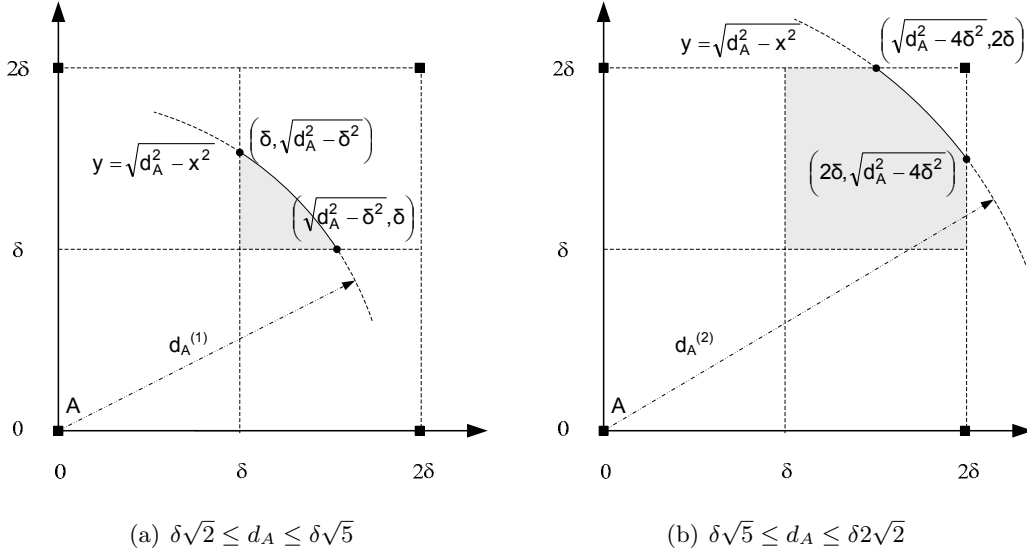


Figura A.5: Distancia al cuarto AP más cercano en el escenario matricial

$$\begin{aligned}
 F(d_A|D) &= \int_{\delta}^{\sqrt{d_A^2 - (2\delta)^2}} \int_{\delta}^{2\delta} f(x, y) dx dy + \int_{\sqrt{d_A^2 - (2\delta)^2}}^{2\delta} \int_{\delta}^{\sqrt{d_A^2 - x^2}} f(x, y) dy dx = \\
 &= \frac{1}{\delta^2} \left\{ \frac{d_A^2}{2} \left[\arctan\left(\frac{2\delta}{\sqrt{d_A^2 - 4\delta^2}}\right) - \arctan\left(\frac{\sqrt{d_A^2 - 4\delta^2}}{2\delta}\right) \right] + 2\delta\sqrt{d_A^2 - 4\delta^2} - 3\delta^2 \right\} = \\
 &= \frac{1}{\delta^2} \left\{ \delta\sqrt{d_A^2 - \delta^2} + \frac{d_A^2}{2} \left[\arctan\left(\frac{\delta}{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}}\right) - \arctan\left(\frac{\sqrt{d_A^2 - \delta^2}}{\delta}\right) \right] \right\} \quad (\text{A.32})
 \end{aligned}$$

Con lo que se puede escribir la función de distribución de probabilidad al cuarto AP más cercano como:

$$\begin{aligned}
 F_{D_4}(d_4) &= \\
 &\bullet \frac{1}{\delta^2} \left\{ \frac{d_4^2}{2} \left[\arctan\left(\frac{\sqrt{d_4^2 - \delta^2}}{\delta}\right) - \arctan\left(\frac{\delta}{\sqrt{d_4^2 - \delta^2}}\right) \right] - \delta\sqrt{d_4^2 - \delta^2} + \delta^2 \right\} \\
 &\hspace{15em} d_4 \in [\delta\sqrt{2}, \delta\sqrt{5}] \\
 &\bullet \frac{1}{\delta^2} \left\{ \frac{d_4^2}{2} \left[\arctan\left(\frac{2\delta}{\sqrt{d_4^2 - 4\delta^2}}\right) - \arctan\left(\frac{\sqrt{d_4^2 - 4\delta^2}}{2\delta}\right) \right] + 2\delta\sqrt{d_4^2 - 4\delta^2} - 3\delta^2 \right\} \\
 &\hspace{15em} d_4 \in [\delta\sqrt{5}, 2\sqrt{2}\delta] \quad (\text{A.33})
 \end{aligned}$$

Y, finalmente, la función de densidad de probabilidad correspondiente puede obtenerse derivando la anterior:

$$\begin{aligned}
 f_{D_4}(d_4) = & \\
 & \bullet \frac{1}{\delta^2} d_4 \left[\arctan \left(\frac{\sqrt{d_4^2 - \delta^2}}{\delta} \right) - \arctan \left(\frac{\delta}{\sqrt{d_4^2 - \delta^2}} \right) \right] \quad d_4 \in [\delta\sqrt{2}, \delta\sqrt{5}] \\
 & \bullet \frac{1}{\delta^2} d_4 \left[\arctan \left(\frac{2\delta}{\sqrt{d_4^2 - 4\delta^2}} \right) - \arctan \left(\frac{\sqrt{d_4^2 - 4\delta^2}}{2\delta} \right) \right] \quad d_4 \in [\delta\sqrt{5}, 2\sqrt{2}\delta]
 \end{aligned} \tag{A.34}$$

A.5. Cálculo de la función de densidad de probabilidad de las distancias a APs conjunta

Como se dijo en el Capítulo 2, es necesario calcular la función de densidad de probabilidad conjunta de las distancias a los diferentes AP. En el caso de la distribución aleatoria de los mismos, se hizo uso del resultado de Thompson [20], pero en el escenario matricial es necesario derivarla a partir de las marginales correspondientes.

En este caso, se tienen dos variables aleatorias, x e y , que marcan la posición del usuario, a partir de las cuales se han derivado otras cuatro variables aleatorias, como son las distancias a los 4 APs más cercanos $d_i, \forall i \in [1, 4]$. Como las de partida sólo son dos, será posible expresar dos de las d_i en función de aquellas. Por lo tanto, se tienen que seleccionar dos de las funciones calculadas previamente y derivar, a partir de la función de densidad de probabilidad conjunta de x e y , la función objetivo. Teniendo en cuenta la complejidad de las expresiones anteriores, parece razonable emplear las de las distancias a los AP más cercano y más alejado (d_1, d_4) para acometer el desarrollo.

El problema se puede, por tanto, formular como sigue; se pretende derivar la función de densidad de probabilidad conjunta de dos variables aleatorias:

$$d_1 = g(x, y) \quad d_4 = h(x, y)$$

en función de la densidad conjunta de x e y .

Según [21]:

$$f_{D_1 D_4}(d_1, d_4) = \sum_{i=0}^N \frac{f_{X,Y}(d_1, d_4)}{|J(x_i, y_i)|} \tag{A.35}$$

donde $J(x, y)$ es el *Jacobiano* de la transformación correspondiente

$$J(x, y) = \begin{vmatrix} \frac{\partial d_1}{\partial x} & \frac{\partial d_1}{\partial y} \\ \frac{\partial d_4}{\partial x} & \frac{\partial d_4}{\partial y} \end{vmatrix} = \begin{vmatrix} \frac{\partial x}{\partial d_1} & \frac{\partial x}{\partial d_4} \\ \frac{\partial y}{\partial d_1} & \frac{\partial y}{\partial d_4} \end{vmatrix}^{-1} \tag{A.36}$$

y (x_i, y_i) son las raíces reales del siguiente sistema de ecuaciones:

Anexo A. Distancias a los AP en la distribución matricial

$$\begin{aligned} d_1^2 &= x^2 + y^2 \\ d_4^2 &= (2\delta - x)^2 + (2\delta - y)^2 \end{aligned} \quad (\text{A.37})$$

Las dos soluciones al sistema anterior son las que se muestran a continuación:

$$\begin{aligned} x_{(1,2)} &= \frac{1}{8\delta} \left\{ d_1^2 + 8\delta^2 - d_4^2 \mp \sqrt{-64\delta^4 + 16\delta^2 d_1^2 + 16\delta^2 d_4^2 - d_1^4 + 2d_1^2 d_4^2 - d_4^4} \right\} \\ y_{(1,2)} &= \frac{1}{8\delta} \left\{ d_1^2 + 8\delta^2 - d_4^2 \pm \sqrt{-64\delta^4 + 16\delta^2 d_1^2 + 16\delta^2 d_4^2 - d_1^4 + 2d_1^2 d_4^2 - d_4^4} \right\} \end{aligned} \quad (\text{A.38})$$

con lo que se obtienen las siguientes soluciones para el *Jacobiano*:

$$J(x_1, y_1) = -J(x_2, y_2) = \frac{2d_1 d_4}{\sqrt{-64\delta^4 + 16\delta^2 d_1^2 + 16\delta^2 d_4^2 - d_1^4 + 2d_1^2 d_4^2 - d_4^4}} \quad (\text{A.39})$$

Y finalmente, substituyendo $f(x, y) = \delta^{-2}$ y $J(x_1, y_1), J(x_2, y_2)$ en (A.35) se obtiene la función densidad de probabilidad conjunta buscada:

$$f_{D_1 D_4}(d_1, d_4) = \frac{4}{\delta^2} \frac{d_1 d_4}{\sqrt{-64\delta^4 + 16\delta^2 d_1^2 + 16\delta^2 d_4^2 - d_1^4 + 2d_1^2 d_4^2 - d_4^4}} \quad (\text{A.40})$$

Dicha expresión es únicamente válida en la región que se muestra en la Figura A.6. Para comprobar su validez, se puede integrar para todos los valores de d_4 y d_1 :

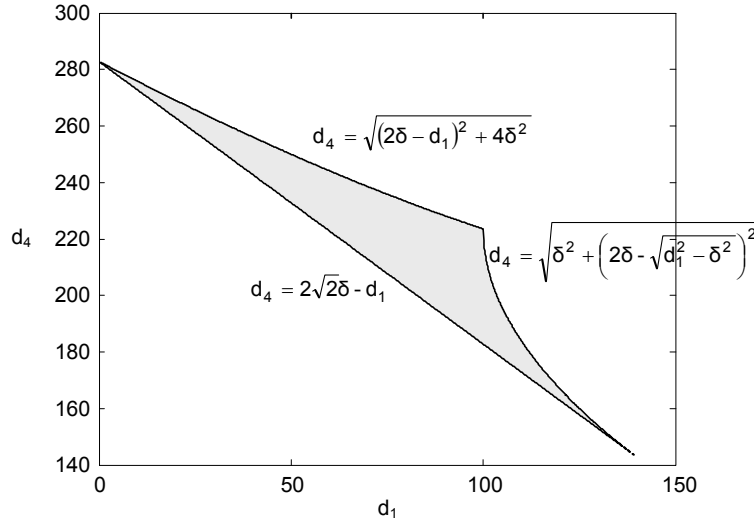


Figura A.6: Dominio de $f_{D_1, D_4}(d_1, d_4)$, cuando la semi-distancia entre APs es $\delta = 100$ metros

$$\begin{aligned}
 f_{D_1}(d_1) &= \int_{d_4} f_{D_1 D_4}(d_1, d_4) dd_4 = \\
 &\bullet \int_{2\delta\sqrt{2}-d_1}^{\sqrt{(\delta-d_1)^2+4\delta^2}} f_{D_1 D_4}(d_1, d_4) dd_4 = \frac{1}{\delta^2} \frac{\pi}{2} d_1 \\
 &\bullet \int_{2\delta\sqrt{2}-d_1}^{\sqrt{\delta^2+2\delta-\sqrt{d_1^2-\delta^2}}^2} f_{D_1 D_4}(d_1, d_4) dd_4 = \frac{2d_1}{\delta^2} \left[\frac{\pi}{2} - \arctan \left(\frac{\delta + \sqrt{d_1^2 - \delta^2}}{\delta - \sqrt{d_1^2 - \delta^2}} \right) \right]
 \end{aligned} \tag{A.41}$$

$$\begin{aligned}
 f_{D_4}(d_4) &= \int_{d_1} f_{D_1 D_4}(d_1, d_4) dd_1 = \\
 &\bullet \int_{2\delta\sqrt{2}-d_4}^{\sqrt{\delta^2+2\delta-\sqrt{d_4^2-\delta^2}}^2} f_{D_1 D_4}(d_1, d_4) dd_1 = \frac{2d_4}{\delta^2} \left[\frac{\pi}{2} + \arctan \left(\frac{\delta + \sqrt{d_4^2 - \delta^2}}{\delta - \sqrt{d_4^2 - \delta^2}} \right) \right] \\
 &\bullet \int_{2\delta\sqrt{2}-d_4}^{2\delta-\sqrt{d_4^2-4\delta^2}} f_{D_1 D_4}(d_1, d_4) dd_1 = \frac{2d_4}{\delta^2} \left[\frac{\pi}{2} - \arctan \left(\frac{2\delta + \sqrt{d_4^2 - 4\delta^2}}{2\delta - \sqrt{d_4^2 - 4\delta^2}} \right) \right]
 \end{aligned} \tag{A.42}$$

que son expresiones equivalentes a las obtenidas previamente, quedando validado el desarrollo.

Anexo B

Intersección de tres círculos

Como se ha dicho en el Capítulo 2, no hay una expresión cerrada para el cálculo del área de intersección de tres círculos. En este anexo se discute la manera en la que se puede derivar dicha superficie, en función de los parámetros que se discutieron en el Capítulo 2: distancias del UT a dos puntos de acceso (AP_i y AP_j), así como los ángulos entre los segmentos correspondientes.

Como puede verse en la Figura B.1, el UT se encuentra alejado de los puntos de acceso i -ésimo y j -ésimo, d_i y d_j , respectivamente. A su vez, el ángulo entre los segmentos que unen la posición del UT con la de los dos APs es ϕ_0 .

En esas circunstancias, la distancia entre los dos puntos de acceso se puede calcular a

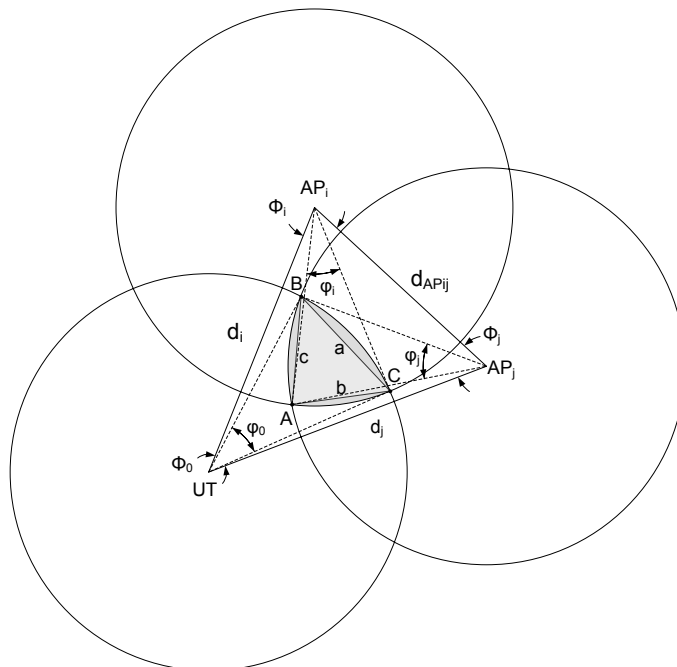


Figura B.1: Intersección de 3 círculos

Anexo B. Intersección de tres círculos

partir del teorema del coseno:

$$d_{AP_{ij}} = \sqrt{d_i^2 + d_j^2 - 2d_i d_j \cos \phi_0} \quad (\text{B.1})$$

Utilizando de nuevo el teorema del coseno, se pueden derivar los otros dos ángulos del triángulo formado por las posiciones del UT y las de los dos APs:

$$\phi_i = \arccos \left(\frac{d_i - d_j \cos \phi_0}{d_{AP_{ij}}} \right) \quad (\text{B.2})$$

$$\phi_j = \arccos \left(\frac{d_j - d_i \cos \phi_0}{d_{AP_{ij}}} \right) \quad (\text{B.3})$$

El área buscada se puede dividir, como queda de manifiesto en la Figura B.1, en un triángulo, cuyos vértices ($\triangle ABC$) son los puntos de intersección de las tres circunferencias, y los correspondientes sectores circulares. Su área se puede calcular a partir de la longitud de sus tres lados, utilizando la fórmula de *Herón* [177]:

$$A_{\triangle ABC} = \sqrt{S(S-a)(S-b)(S-c)} \quad (\text{B.4})$$

donde S es su semi-perímetro:

$$S = \frac{a + b + c}{2} \quad (\text{B.5})$$

Las longitudes de los tres lados, a, b, c se pueden calcular a partir de la longitud de la cuerda de un círculo, en función del ángulo de los radios que la forman:

$$a = R\sqrt{2(1 - \cos \varphi_0)} \quad (\text{B.6})$$

$$b = R\sqrt{2(1 - \cos \varphi_i)} \quad (\text{B.7})$$

$$c = R\sqrt{2(1 - \cos \varphi_j)} \quad (\text{B.8})$$

Para determinar los ángulos φ_0, φ_i y φ_j , en función de ϕ_0, ϕ_i y ϕ_j , se usan los triángulos auxiliares formados con los puntos A, B y C , tal y como se ve en la Figura B.2:

$$\begin{aligned} \varphi_0 &= \alpha_0 + \beta_0 - \phi_0 & \varphi_i &= \alpha_i + \beta_i - \phi_i & \varphi_j &= \alpha_j + \beta_j - \phi_j \\ \alpha_0 &= \arccos \left(\frac{d_i}{2R} \right) & \alpha_i &= \arccos \left(\frac{d_i}{2R} \right) & \alpha_j &= \arccos \left(\frac{d_{AP_j}}{2R} \right) \\ \beta_0 &= \arccos \left(\frac{d_j}{2R} \right) & \beta_i &= \arccos \left(\frac{d_{AP_{ij}}}{2R} \right) & \beta_j &= \arccos \left(\frac{d_j}{2R} \right) \end{aligned} \quad (\text{B.9})$$

Lo único que quedaría es determinar el área de los segmentos circulares, lo que se puede hacer a través de los ángulos derivados en la ecuación anterior:

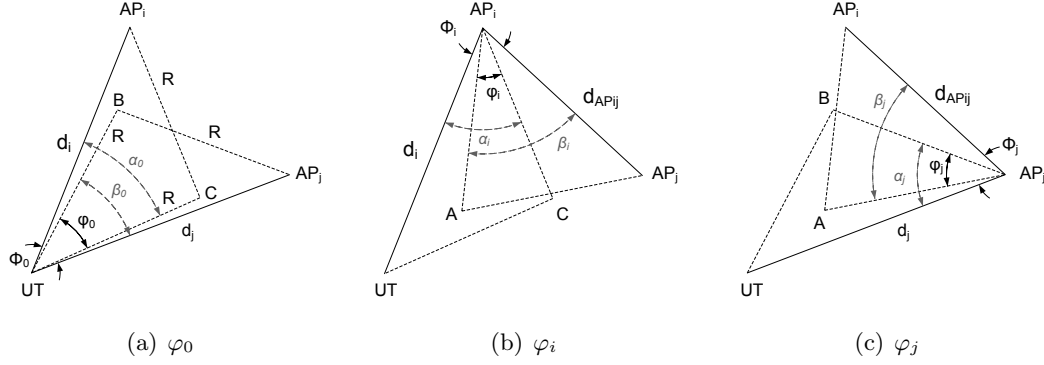


Figura B.2: Cálculo de los ángulos φ_0 , φ_i y φ_j

$$S_{\text{Segmento}_a} = \frac{R^2}{2}(\varphi_0 - \sin \varphi_0) \quad (\text{B.10})$$

$$S_{\text{Segmento}_b} = \frac{R^2}{2}(\varphi_i - \sin \varphi_i) \quad (\text{B.11})$$

$$S_{\text{Segmento}_c} = \frac{R^2}{2}(\varphi_j - \sin \varphi_j) \quad (\text{B.12})$$

Sumando las tres superficies anteriores y el área del triángulo interior, se obtiene, a partir únicamente de las distancias a los dos AP y del ángulo que forman los segmentos correspondientes, el área de la intersección de los tres círculos.

Por último, hay que recordar que en los cálculos llevados a cabo en el Capítulo 2, se ha obtenido el valor medio de dicho área, ya que ϕ_0 varía entre -2π y 2π . Teniendo en cuenta la simetría de la geometría, se puede realizar el cálculo en el intervalo $[0, \phi_0]$, y después multiplicar por 2. El límite superior de la integral correspondiente coincide con el ángulo para el que la distancia entre los dos puntos de acceso sea igual a $2R$, ya que para valores superiores, la intersección sería nula, ángulo que se puede calcular como se muestra seguidamente.

$$(\phi_0)_{\text{inicial}} = \arccos \left(\frac{d_i^2 + d_j^2 - 2d_i d_j}{2d_i d_j} \right) \quad (\text{B.13})$$

Anexo C

Coordenadas toroidales

Como se ha mencionado en el Capítulo 2, para poder eliminar los efectos *borde* (nodos que se sitúan cerca de los límites del área de análisis), se han empleado coordenadas toroidales en algunas de las simulaciones que se han realizado [23].

En este tipo de sistemas de referencia, la distancia entre dos puntos no coincide con la euclídea, ya que se pretende que los nodos que se encuentren cerca del borde del área de simulación pueden conectarse con otros que estén al otro lado de la misma, asumiendo que el plano es, en realidad, un *toro*. De esta manera, la distribución de los nodos se aproxima más a un proceso de Poisson en el plano.

En un sistema de referencia con coordenadas toroidales, la distancia entre dos puntos $A(x_A, y_A)$ y $B(x_B, y_B)$, d_T , viene dada por la siguiente expresión, cuando el área tiene unas dimensiones de x_{\max} , y_{\max} .

$$\begin{aligned} d_T \left(\begin{pmatrix} x_A \\ y_A \end{pmatrix}, \begin{pmatrix} x_B \\ y_B \end{pmatrix} \right) = \min \left\{ d \left(\begin{pmatrix} x_A \\ y_A \end{pmatrix}, \begin{pmatrix} x_B \\ y_B \end{pmatrix} \right), \right. \\ d \left(\begin{pmatrix} x_A + x_{\max} \\ y_A \end{pmatrix}, \begin{pmatrix} x_B \\ y_B \end{pmatrix} \right), d \left(\begin{pmatrix} x_A - x_{\max} \\ y_A \end{pmatrix}, \begin{pmatrix} x_B \\ y_B \end{pmatrix} \right), \\ d \left(\begin{pmatrix} x_A \\ y_A + y_{\max} \end{pmatrix}, \begin{pmatrix} x_B \\ y_B \end{pmatrix} \right), d \left(\begin{pmatrix} x_A \\ y_A - y_{\max} \end{pmatrix}, \begin{pmatrix} x_B \\ y_B \end{pmatrix} \right), \\ d \left(\begin{pmatrix} x_A + x_{\max} \\ y_A + y_{\max} \end{pmatrix}, \begin{pmatrix} x_B \\ y_B \end{pmatrix} \right), d \left(\begin{pmatrix} x_A + x_{\max} \\ y_A - y_{\max} \end{pmatrix}, \begin{pmatrix} x_B \\ y_B \end{pmatrix} \right), \\ \left. d \left(\begin{pmatrix} x_A - x_{\max} \\ y_A + y_{\max} \end{pmatrix}, \begin{pmatrix} x_B \\ y_B \end{pmatrix} \right), d \left(\begin{pmatrix} x_A - x_{\max} \\ y_A - y_{\max} \end{pmatrix}, \begin{pmatrix} x_B \\ y_B \end{pmatrix} \right) \right\} \end{aligned} \quad (\text{C.1})$$

En la expresión anterior, $d(A, B)$ representa la tradicional distancia euclídea entre dos puntos, de lo que se deduce que, en cualquier caso:

$$d_T \left(\begin{pmatrix} x_A \\ y_A \end{pmatrix}, \begin{pmatrix} x_B \\ y_B \end{pmatrix} \right) \leq d \left(\begin{pmatrix} x_A \\ y_A \end{pmatrix}, \begin{pmatrix} x_B \\ y_B \end{pmatrix} \right) \quad (\text{C.2})$$

Anexo D

SNR instantánea en el canal real

Como se ha visto en el Capítulo 4, el comportamiento del canal real que se utilizó para parametrizar el modelo desarrollado, se caracteriza por presentar una gran variabilidad. En aquel capítulo se mostraron los resultados obtenidos, tanto a nivel de las tasas de pérdida de tramas y paquetes que se obtenían en el mismo, como de los rendimientos que se observaron, con tráfico UDP y TCP. Independientemente del parámetro analizado, se vio claramente, que en la posición definida como *mala*, los resultados obtenidos eran sensiblemente diferentes entre medidas concretas. Por otro lado, cuando los extremos de la comunicación no estaban tan alejados (posición *media*), el comportamiento observado era algo más predecible.

Como también se discutió, la principal causa que explica el comportamiento tan variable que se observa en el canal inalámbrico en interiores es la evolución que la relación señal a ruido presenta. La propagación multi-camino, además de la presencia de obstáculos entre el transmisor y el receptor, hacen que la calidad del enlace que perciba el receptor vaya variando paulatinamente, existiendo, como ya se ha visto, cierta correlación en las SNR de tramas consecutivas.

En este anexo se recoge un conjunto de medidas de SNR realizadas en el canal radio real, sobre las que se ha realizado la descomposición de componentes descrita en el Capítulo 4. La SNR completa se puede ver como la contribución conjunta de la dependencia con la distancia entre transmisor y receptor, las variaciones temporales lentas (SV) y las rápidas (FV).

$$\begin{aligned} \text{SV}[i] &= \sum_{j=i-M/2}^{i+M/2} \text{SNR}[j] - \overline{\text{SNR}} \\ \text{FV}[i] &= \text{SNR}[i] - \sum_{j=i-M/2}^{i+M/2} \text{SNR}[j] \end{aligned} \tag{D.1}$$

Primeramente se muestran las medidas recogidas en la *posición mala*, en la que el comportamiento puede variar de manera relevante entre experimentos diferentes. Se puede comprobar que la $\overline{\text{SNR}}$ se sitúa en prácticamente todos los casos en torno a los 10 dB, pero mientras que en alguno de las medidas la presencia de la variación temporal lenta es prácticamente inapreciable (Figuras D.2(c), D.2(d)), en otras sí que se producen cambios apreciables en el *estado* del canal radio.

Anexo D. SNR instantánea en el canal real

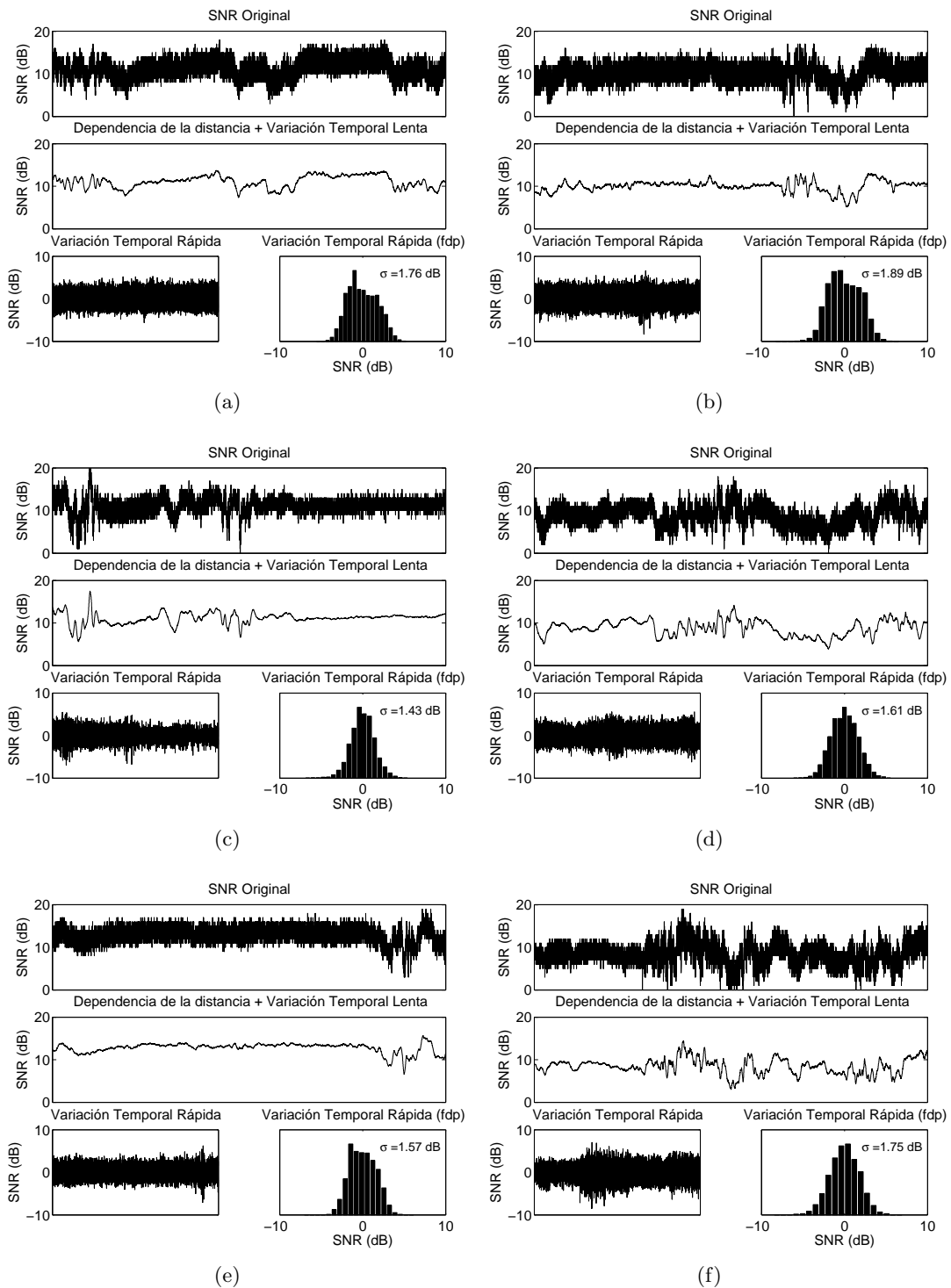


Figura D.1: Descomposición de la SNR instantánea en la posición mala (1/2)

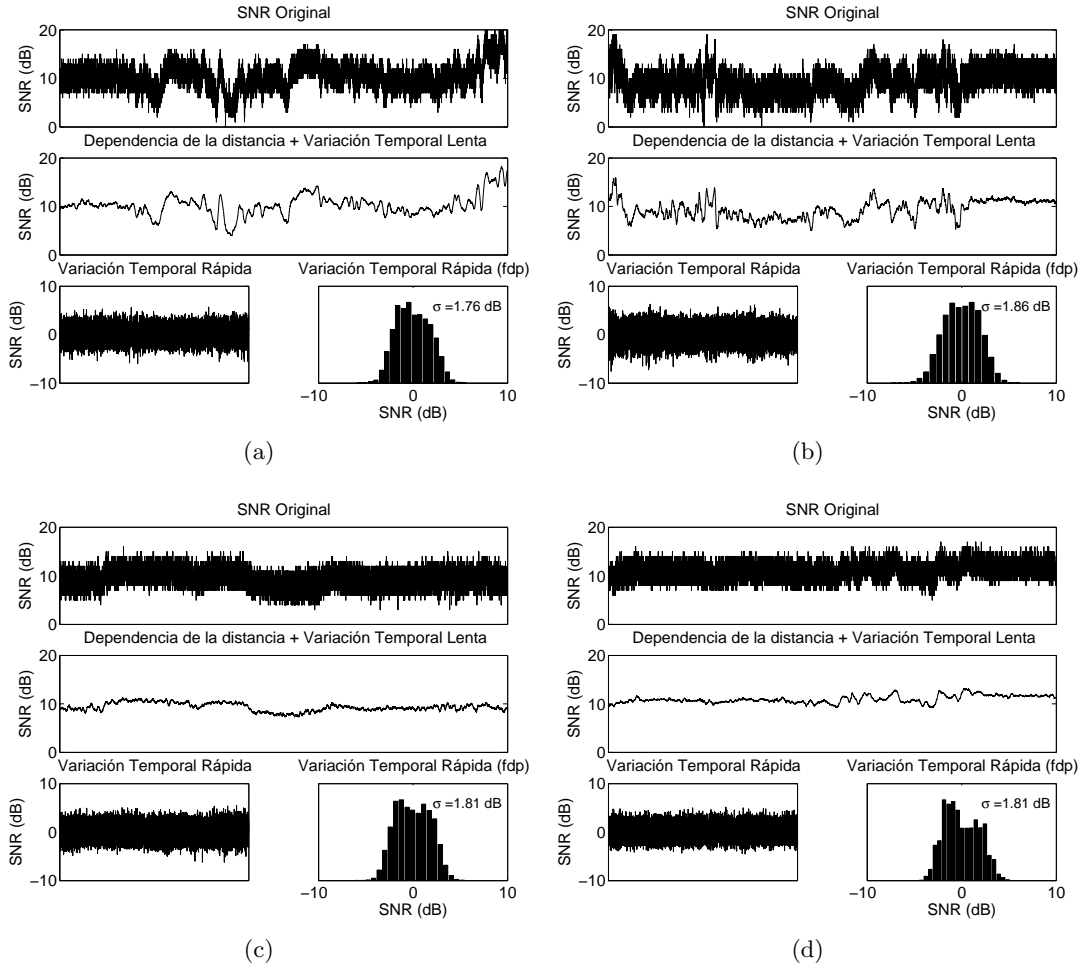


Figura D.2: Descomposición de la SNR instantánea en la posición mala (2/2)

A continuación, se representa el comportamiento observado en la posición que se ha caracterizado como *media*. Se pueden extraer dos conclusiones principales; en primer lugar, la SNR media es sensiblemente mayor en esta posición, como ya se dijo en el Capítulo 4, situándose en todos los casos en torno a los 15 dB; por otro lado, el efecto de las variaciones temporales lentas es menos relevante en este caso, y sólo en una medida concreta (Figura D.3(f)) tienen una presencia más significativa. En el caso del modelo de canal *BEAR*, esto se traduciría en la necesidad de reducir la varianza del ruido blanco de entrada al filtro AR, aunque como se ha visto, el efecto de la componente SV pierde relevancia a medida que la distancia entre los nodos transmisor y receptor se reduce.

Anexo D. SNR instantánea en el canal real

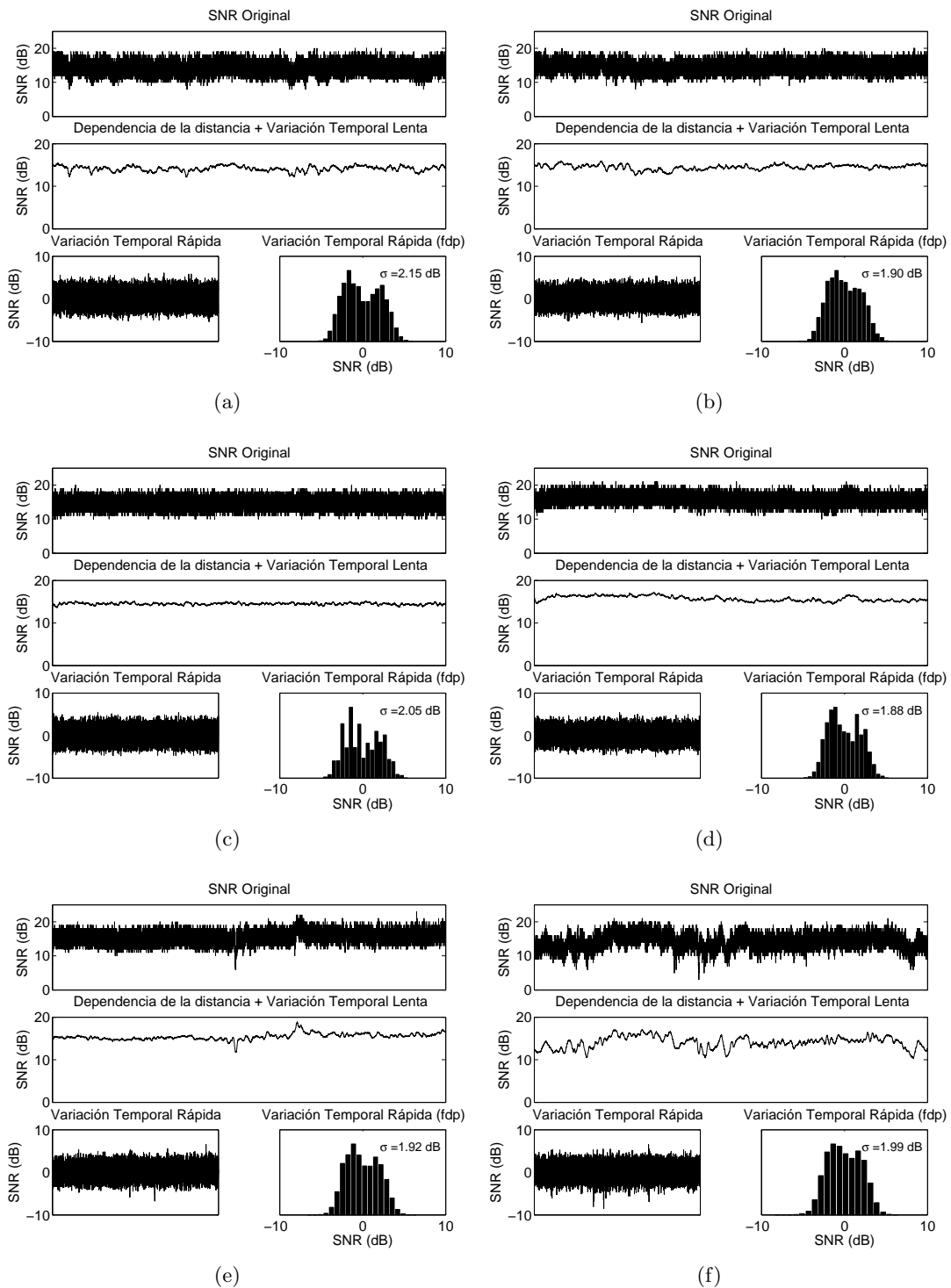


Figura D.3: Descomposición de la SNR instantánea en la posición media (1/2)

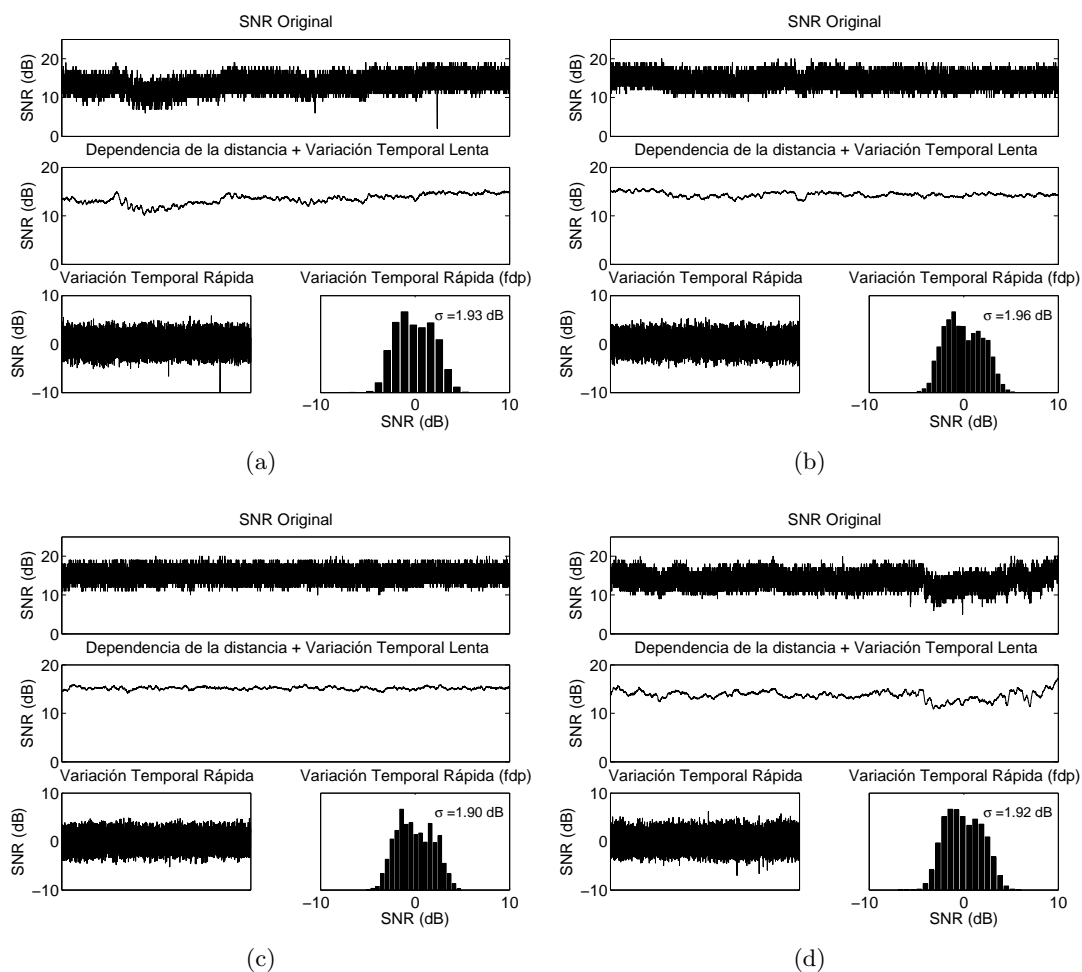


Figura D.4: Descomposición de la SNR instantánea en la posición media (2/2)

Anexo E

Duración temporal de las ráfagas de tramas

Como se ha visto en el Capítulo 4, para parametrizar de manera correcta el modelo de canal basado en la cadena de *Markov* al emplear tráfico TCP, es necesario utilizar unidades de tiempo, en lugar de tramas, como se hizo en el caso del protocolo UDP. Esto es debido a que las transmisiones de segmentos TCP no suceden de manera consecutiva, especialmente cuando se producen errores en el canal radio y la entidad TCP transmisora invoca sus algoritmos de control de congestión.

Para derivar la configuración correcta del modelo (en unidades de tiempo), se empleará la caracterización que se llevó a cabo en el escenario real, cuando se utilizó tráfico UDP, transformando las duraciones de ráfagas de tramas a unidades de tiempo. Para ello es necesario tener un conocimiento preciso acerca del mecanismo de acceso al medio del estándar 802.11b, así como de las demás fuentes de sobrecarga en las que se incurre. En este anexo se da una breve descripción de los procedimientos correspondientes, con el fin de derivar los parámetros que se emplearon en la configuración del modelo de la cadena de *Markov*, al emplear tráfico TCP.

E.1. Sobrecarga del protocolo IEEE 802.11b

El mecanismo de acceso al medio básico de IEEE 802.11 [178] se denomina *Función de Distribución Coordinada, Distributed Coordinated Function* (DCF) y se basa en *Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance* (CSMA/CA). En este procedimiento, cuando una estación quiere transmitir una trama, debe escuchar previamente el canal radio; si el medio está libre durante un tiempo DIFS (*Distributed Inter-Frame Space*), la estación comenzaría con la transmisión; en caso contrario, continuaría monitorizando la actividad del canal, hasta que éste estuviera libre durante un DIFS. En ese momento, el terminal inicializa un temporizador, según el que espera un número aleatorio de ranuras temporales (*backoff*), hasta comenzar su transmisión; este temporizador se va reduciendo en tanto en cuanto el canal siga estando libre, parándose si alguna otra estación comenzara a transmitir; la cuenta atrás comenzaría de nuevo, en este último supuesto, cuando la estación volviera a determinar la falta de actividad en el medio durante un DIFS. El número de ranuras temporales a esperar se determina a partir de una variable aleatoria uniforme, entre 0 y $CW - 1$, donde CW (*Con-*

Anexo E. Duración temporal de las ráfagas de tramas

tention Window), la ventana de contención, va tomando diferentes valores; así, en el primer intento $CW = CW_{\min}$, y en caso de que se produjera una pérdida (ya sea por colisión o por las condiciones adversas del canal radio), a la hora de realizar la retransmisión la ventana de contención se va doblando paulatinamente, hasta un número máximo de reintentos que, a lo largo de la presente Tesis, se ha fijado a 4 transmisiones por trama.

El receptor debe, tras la correcta llegada de una trama, confirmar al transmisor la recepción de la misma, para lo que emplea una trama de reconocimiento o ACK, que transmite transcurrido un intervalo SIFS (*Short Inter-Frame Space*), sensiblemente menor que el DIFS, de manera que la secuencia correspondiente (trama de datos-confirmación) sea atómica.

La Figura E.1 muestra el esquema temporal del mecanismo de acceso al medio descrito.

Además de los diferentes periodos de espera que se han visto anteriormente, a la hora de determinar el tiempo que se necesita para la transmisión de una o más tramas utilizando el protocolo IEEE 802.11 es necesario asimismo tener en cuenta sus diferentes formatos de trama, tanto en su nivel físico como en la capa MAC. En cuanto al primero de ellos, la versión del estándar que se ha empleado a lo largo de este trabajo (tanto durante la campaña de medidas reales como posteriormente, durante las diferentes simulaciones), hace uso de una cabecera de nivel físico (que se aplica, evidentemente, tanto a las tramas de datos como a los reconocimientos) compuesta de 24 octetos y que, además, se transmite a la menor de las tasas binarias que especifica el protocolo, 1 Mbps, con lo que suponen una sobrecarga de $192 \mu s$ cada una de ellas. Por otro lado, la Figura E.2 muestra el formato de las tramas 802.11, tanto la de datos, con una sobrecarga de 28 octetos, como la de reconocimiento, con una longitud total de 14 bytes¹.

Teniendo en cuenta lo anterior, además de los valores para los diferentes parámetros que se definen en la recomendación IEEE 802.11b y que se muestran en la Tabla E.1 se podrá realizar los cálculos necesarios para determinar la duración de las ráfagas de tramas en unidades de tiempo.

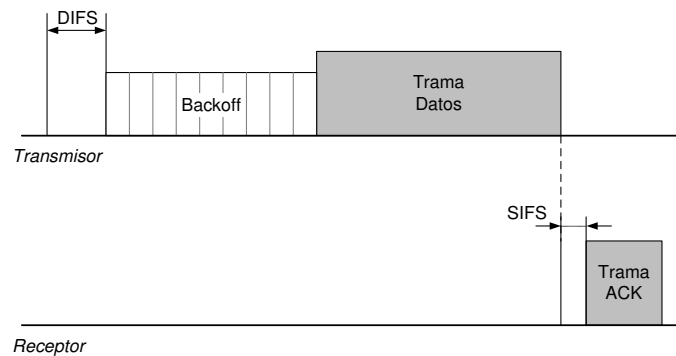
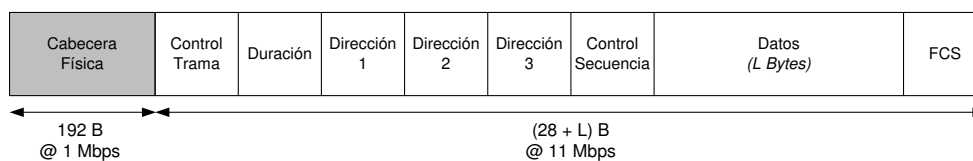


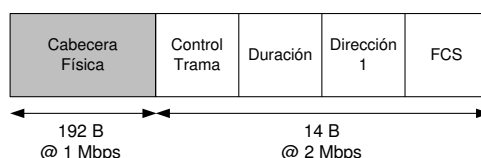
Figura E.1: Esquema de acceso al medio DCF, empleado por IEEE 802.11

¹Hay que tener en cuenta que las tramas de control, incluyendo los reconocimientos, se transmiten a una velocidad de 2 Mbps.

Anexo E. Duración temporal de las ráfagas de tramas



(a) Trama de datos



(b) Trama de reconocimiento

Figura E.2: Formato de las tramas en IEEE 802.11

Tabla E.1: Parámetros definidos en el estándar 802.11b

Parámetro	Valor
SIFS	10 μs
Slot Time	20 μs
DIFS	SIFS + 2 · Slot Time = 50 μs
CW _{min}	32 ranuras
MaxTx	4

E.2. Duración de ráfagas de tramas

Teniendo en cuenta la descripción de la sección anterior, se puede calcular el tiempo que se asocia a la una ráfaga de tramas (bien correctas o erróneas). En primer lugar, la Ecuación E.1 muestra la expresión que se podría utilizar para el cálculo de una ráfaga de N tramas correctas. Como se puede ver, se tienen en cuenta todos los tiempos que se han mostrado anteriormente y, como no hay errores, el tiempo de *backoff* es constante, el que se corresponde a la ventana de contención mínima. Para el caso de que las tramas sean erróneas (Ecuación E.2), el cálculo se complica ligeramente; en primer lugar hay que tener en cuenta que las retransmisiones sucesivas de una trama para la que no se ha recibido confirmación tienen asociado un periodo de *backoff* mayor (debido al algoritmo exponencial binario descrito anteriormente); además, como la transmisión se pierde, el receptor no transmitirá el ACK y, por tanto, se substituyen todos los tiempos asociados (SIFS, t_{PLCP} y t_{ACK}) por un valor de timeout².

²El valor de timeout depende del fabricante, por lo que en los cálculos se ha asumido el que hubiera correspondido con una transmisión correcta, ya que la diferencia no es, en ningún caso, relevante

Anexo E. Duración temporal de las ráfagas de tramas

$$\begin{aligned}
 t_{\text{CFB}}(N) &= \sum_{j=1}^N \left[\text{DIFS} + t_{\text{bo}}^{(0)} + t_{\text{PLCP}} + t_{\text{MAC}} + \text{SIFS} + t_{\text{PLCP}} + t_{\text{ACK}} \right] = \\
 &= N \cdot \left[\text{DIFS} + t_{\text{bo}}^{(0)} + t_{\text{PLCP}} + t_{\text{MAC}} + \text{SIFS} + t_{\text{PLCP}} + t_{\text{ACK}} \right] \quad (\text{E.1})
 \end{aligned}$$

$$t_{\text{EFB}}(N) = \sum_{j=1}^N \left[\text{DIFS} + t_{\text{bo}}^{((j-1) \bmod 4)} + t_{\text{PLCP}} + t_{\text{MAC}} + t_{\text{timeout}} \right] \quad (\text{E.2})$$

Para determinar el valor del periodo de *backoff* se puede emplear la Ecuación (E.3), donde se tiene en cuenta que el máximo número de transmisiones que se puede hacer por trama (MaxTx) es 4.

$$t_{\text{bo}}^{(i)} = \frac{\text{CW}_i - 1}{2} \cdot \text{Slot Time} = \frac{\text{CW}_{\min} \cdot 2^i - 1}{2} \cdot \text{Slot Time} \quad i = [0 \dots 3] \quad (\text{E.3})$$

En la anterior expresión, i hace referencia al número de veces que la trama actual se ha retransmitido.

Sólo queda, por tanto, realizar los cálculos a partir de los valores observados en la caracterización llevada a cabo utilizando el protocolo UDP; recordar que se trata de estimar la duración (en unidades de tiempo) que se corresponde con los valores medidos (en tramas) en el caso del escenario real, para poder parametrizar, de esa manera, la cadena de *Markov*, para ser empleada en el caso de la caracterización basada en TCP. La Figura E.3 muestra los diferentes valores medios que se obtuvieron para las longitudes medias de tramas correctas (CFB) y erróneas (EFB), durante las caracterización empírica; se han añadido, además, los intervalos de confianza correspondientes al 95 %.

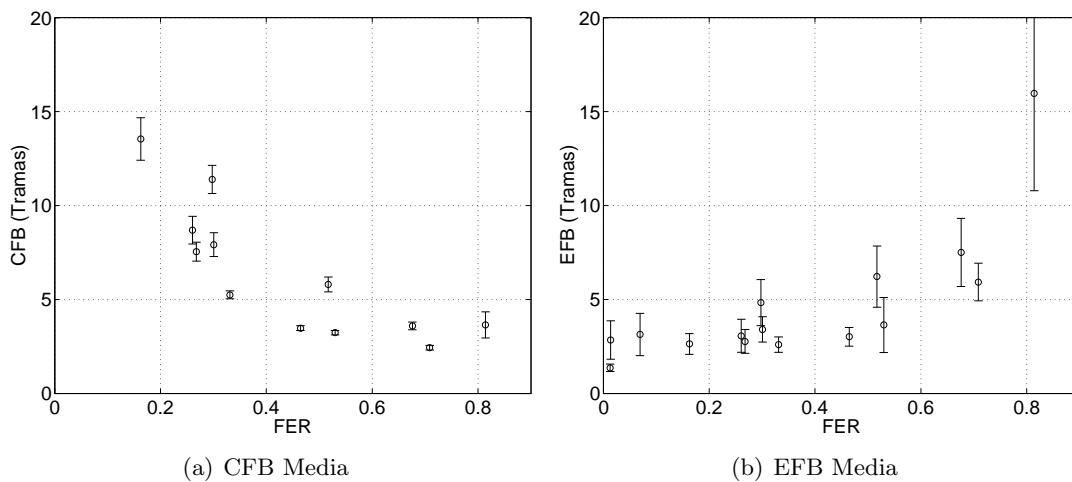


Figura E.3: Longitudes medias de ráfagas medidas en el canal real

Anexo E. Duración temporal de las ráfagas de tramas

A la vista de las gráficas anteriores, y teniendo en cuenta que la situación que se podría calificar como “promedio” en la *posición mala* se corresponde con una FER alrededor del 30%, se seleccionan aquellos valores para las longitudes de ráfagas de tramas que con más probabilidad se pueden dar, como se recoge en la Tabla E.2, en la que las duraciones se dan en μs , y que son las empleadas para parametrizar la cadena de Markov al usar tráfico TCP.

Tabla E.2: Duración temporal de las ráfagas medias de tramas correctas e incorrectas, obtenidas con tráfico UDP sobre un canal 802.11b malo

		CFB				
		6	7	8	9	12
EFB	2	11406 / 4122	13306 / 4122	15207 / 4122	17108 / 4122	22811 / 4122
	2.5	11406 / 5553	13306 / 5553	15207 / 5553	17108 / 5553	22811 / 5553
	3	11406 / 6983	13306 / 6983	15207 / 6983	17108 / 6983	22811 / 6983
	4	11406 / 11124	13306 / 11124	15207 / 11124	17108 / 11124	22811 / 11124
	6	11406 / 15246	13306 / 15246	15207 / 15246	17108 / 15246	22811 / 15246

Anexo F

Entorno de implementación

La implementación de un protocolo de encaminamiento presenta unos requerimientos concretos que hay que considerar cuidadosamente a la hora de decantarse por un entorno de programación. En concreto, tras un análisis de las necesidades que planteaba la tarea a acometer, y considerando, entre otros aspectos, las dictadas por los proyectos de investigación en los que se integró el desarrollo, se decidió emplear el Sistema Operativo Linux, entre otras razones, por el acceso total del usuario al código fuente.

Una vez tomada la decisión en cuanto a la plataforma básica de desarrollo, es asimismo necesario tomar otra serie de opciones, que se discuten en este anexo de la Tesis.

F.1. Disponibilidad de implementaciones de DSR

Como ya se ha mencionado en el Capítulo 5, la disponibilidad de implementaciones del DSR no era abundante. A pesar de que existen diversos desarrollos de otros protocolos de encaminamiento para redes *ad hoc*, principalmente OLSR y AODV, las dificultades que entraña el desarrollo del DSR (principalmente, por su naturaleza de algoritmo de encaminamiento fuente) hace que la disponibilidad de desarrollos del mismo sea escasa. En ese sentido, es interesante enumerar algunos trabajos que guardan cierta relación con la implementación del DSR. Alguno de ellos han aparecido posteriormente, o en paralelo, al desarrollo llevado a cabo en esta Tesis. Sin embargo, ninguna de las alternativas (descritas brevemente a continuación) cubre todos los requerimientos de los que se partían inicialmente. Por otra parte, siempre hay que tener en cuenta la gran flexibilidad que ofrece el conocimiento total que se adquiere al desarrollar por completo el protocolo, especialmente a la hora de afrontar su integración con otras entidades software, o de ser modificado, como se llevó a cabo para acometer los cambios necesarios en el SADSAR.

- **Proyecto Monarch.** Realizada por los impulsores del propio protocolo DSR, la implementación del proyecto Monarch [179] está completamente realizada para el Sistema Operativo BSD. La mayor experiencia sobre el sistema de red de Linux con la que se contaba, así como las directrices impuestas por los proyectos europeos en los que se integró el módulo DSR, desaconsejaban el uso de esta implementación.
- **Piconet.** Se trata de un desarrollo realizado por un estudiante de la Universidad de Queensland en su proyecto final de carrera [180]. En este caso sí que se trataba de

un desarrollo para el Sistema Operativo Linux. Sin embargo, se comprobó que era un proyecto parado, sin ningún tipo de soporte ni actualizaciones, además de presentar un comportamiento defectuoso (incluso a la hora de compilar el código), por lo que se decidió no basarse en esta implementación. Hay que decir, sin embargo, que proporcionó inicialmente un conjunto de ideas que, de alguna manera, sirvieron de guía para el desarrollo realizado.

- **Click DSR Router.** Se trata de un proyecto de la Universidad de Colorado [181]. De los tres, es el que más activo está actualmente, ya que sigue realizando actualizaciones de manera periódica. Por ejemplo, De Couto [94] basa sus desarrollos en esta implementación. A pesar de que se trata, sin duda, de una alternativa atractiva, presenta un inconveniente que desaconseja su utilización; todo el proyecto en sí se basa en el *Click Modular Router* [182], que es un marco de desarrollo que permite el desarrollo de cualquier entidad y algoritmo necesarios para la correcta operación de un enrutador, pero como elementos generados en el nivel de usuario, lo que podría suponer cierta penalización, debido a la sobrecarga asociada al tratamiento de los paquetes a ese nivel del Sistema Operativo. Además, se vuelve a tener en cuenta la necesidad de conocer en profundidad todo el desarrollo, con el fin de poder disponer de la flexibilidad requerida para acometer las modificaciones necesarias sobre el protocolo base. Por tanto, a pesar de las claras ventajas que ofrece este marco, se prefirió afrontar una implementación desde cero, completamente en el espacio del núcleo (*kernel*) del Sistema Operativo.
- **Link Quality Source Routing (LQSR).** Versión ligeramente modificada del protocolo DSR, con la que Draves [95] ha llevado a cabo sus trabajos. Se basa en la *Mesh Connectivity Layer* (MCL), que es un controlador dinámico de red, para el Sistema Operativo Windows que, además, apareció por primera vez cuando el desarrollo del módulo DSR ya estaba avanzado.

F.2. Dispositivo de red virtual Vs. Netfilter

La mayoría de las implementaciones que existen de protocolos de encaminamiento (AODV y OLSR, básicamente) se basan principalmente en un proceso a nivel de usuario, que interactúa con las tablas gestionadas por el Sistema Operativo mediante la interfaz *socket*. Las características de DSR, sobre todo el hecho de que todos los paquetes de datos tengan que ser procesados para incluir información propia del protocolo (encaminamiento fuente), hace que la manera más apropiada de afrontar el desarrollo sea como un módulo del núcleo (o *kernel*). Hay ciertas características que hay que tener en cuenta a la hora de afrontar un desarrollo en el *kernel*, entre las que destacan las enumeradas seguidamente.

- Cualquier módulo se integra en el código del propio *kernel*, lo que requiere tener un cuidado especial en ciertos aspectos, como la selección de los identificadores de las variables, para que no haya conflictos.
- Un error en la gestión de la memoria en una aplicación tradicional suele llevar consigo un *Segmentation Fault*, mientras que el mismo tipo de error provoca la caída del sistema por completo (*kernel panic*) cuando se comete en un módulo. Esto hace que la depuración de errores sea mucho más complicada, por un lado, pero asimismo necesaria.

- Mientras que una aplicación de usuario suele presentar un hilo principal de ejecución (función *main*), los módulos del *kernel* comienzan con la llamada a `init_module`, en el que se indica cuál será su funcionalidad, para que sea registrada en el Sistema Operativo. De esta manera el módulo no ejecutaría ninguna acción hasta que sea requerida por el propio *kernel*. Al llamar a `cleanup_module`, se eliminan las funcionalidades ofrecidas por el módulo.

Uno de los usos más comunes de los módulos del *kernel* es para controlar diferentes dispositivos (*driver*), distinguiéndose tres tipos diferentes: de carácter, de bloque y de red.

- Los dispositivos de tipo carácter son aquellos que se pueden manejar como una cadena de octetos (byte a byte). Un ejemplo típico de éstos son los puertos serie de cualquier ordenador.
- Los dispositivos de tipo bloque son similares a los anteriores, aunque sólo se pueden manejar en múltiplos enteros de un bloque básico de bytes (512, 1024,...). El ejemplo más típico de este tipo son los sistemas de almacenamiento (discos,...).
- Una interfaz de red tiene la tarea de transmitir y recibir paquetes hacia/desde otras máquinas a través de una red de comunicaciones. Casi siempre controlan un dispositivo físico, aunque también es posible utilizar dispositivos virtuales de red, como se discutirá más adelante.

Una vez que se han presentado las características principales en lo que se refiere a la implementación de un módulo dentro del Sistema Operativo, se describirán las dos alternativas que se plantearon en el desarrollo de DSR. Por un lado, podría afrontarse la creación de una interfaz virtual de red, o, por el contrario, emplear el marco proporcionado por *Netfilter*.

F.2.1. Dispositivo de red virtual

Como se ha mencionado con anterioridad y, a pesar de que no sea lo más habitual, es posible emplear dispositivos de red que no estén asociados con ningún elemento hardware; realmente, desde el punto de vista del Sistema Operativo, una interfaz de red no es más que un objeto software que se encarga de gestionar la transmisión/recepción de paquetes, ocultando las particularidades del dispositivo físico.

Un dispositivo virtual se puede emplear por tanto para acometer aquellas funcionalidades requeridas por el protocolo a desarrollar (DSR, en este caso), cuando se salgan del procesamiento habitual de un paquete dentro del subsistema de red del Sistema Operativo. Internamente, el dispositivo virtual sí que estaría asociado a una interfaz física de red, que sería la encargada de la transmisión/recepción real de los paquetes.

Esta alternativa [183] proporciona un control absoluto sobre los paquetes, lo que dota de mayor flexibilidad a la implementación, aunque introduce, principalmente, dos dificultades, que se describen a continuación.

- Para que el ‘nuevo’ dispositivo de red sea capaz de procesar los paquetes se tiene que definir un tipo de trama *Ethernet* propietario.

Anexo F. Entorno de implementación

- La situación natural del DSR en la arquitectura TCP/IP, añadiendo una cabecera en cada datagrama, tras la información propia de IP y antes del protocolo de transporte, no se corresponde directamente con la situación de la interfaz virtual de red, ya que la información propia de IP no sería nunca procesada.

F.2.2. Netfilter

El marco de desarrollo *Netfilter* [101] se trata de una funcionalidad ofrecida a partir de las versiones 2.4.x del *kernel* de Linux, que permite el procesamiento de paquetes fuera del recorrido habitual de los mismos. Originalmente se pensó como sustituto de las herramientas que se habían venido utilizando para la implementación de *firewalls* (cortafuegos), denominadas *ipchains*, ya que su capacidad se había quedado limitada. Sin embargo, la gran flexibilidad de la que se dotó a este entorno, ha favorecido la aparición de diferentes desarrollos basados en el mismo, desde *firewalls* para los que estaba pensado hasta *Network Address Translators* (NAT). Entre las implementaciones que se basan en *Netfilter* destacan algunos protocolos de encaminamiento para redes *ad hoc*.

Lo que proporciona es, básicamente, un conjunto de *hooks* o ganchos en los que se puede tomar el control sobre los paquetes durante su curso a lo largo de la pila de protocolos. Cuando un módulo basado en *Netfilter* se carga, se registran algunos de estos *hooks* y, cada vez que el paquete atraviesa alguno de estos puntos, tras ser procesado según las necesidades particulares de cada caso, se pueden dar los cinco supuestos siguientes.

- **NF_ACCEPT**: el paquete continuará con su recorrido normal.
- **NF_DROP**: el paquete será descartado (el propio Sistema Operativo se encarga de ello).
- **NF_STOLEN**: el proceso que recoge el datagrama se encargará de su gestión; en este sentido, el Sistema Operativo se ‘desentiende’ del mismo y será el propio código del usuario quien se responsabilice de su procesamiento, incluyendo la liberación de los recursos asignados al mismo.
- **NF_QUEUE**: el paquete se encola para su posterior manejo desde el espacio de usuario, tras ser recogido por el driver `ip_queue`; estos datagramas se manejan de manera asíncrona.
- **NF_REPEAT**: en este caso se vuelve a llamar al mismo *hook*.

En concreto, la Figura F.1 muestra la arquitectura de *Netfilter* en el caso de la capa IP, para su versión IPv4, que es la que se empleó en el desarrollo llevado a cabo.

El procesamiento de los datagramas, en el marco *Netfilter*, es diferente en función de si estos se corresponden con tráfico ascendente o descendente, tal y como se describe seguidamente.

- **Tráfico ascendente.** Al llegar una trama a través de una interfaz de red, esta es procesada por el manejador correspondiente al protocolo IP. Tras pasar una serie de chequeos previos (longitud mínima, versión correcta del protocolo, checksum correcto,...) el datagrama llega al primer *hook* de *Netfilter*: **NF_IP_PRE_ROUTING**. Posteriormente, atraviesa los procedimientos de encaminamiento IP, pudiéndose dar dos posibilidades:

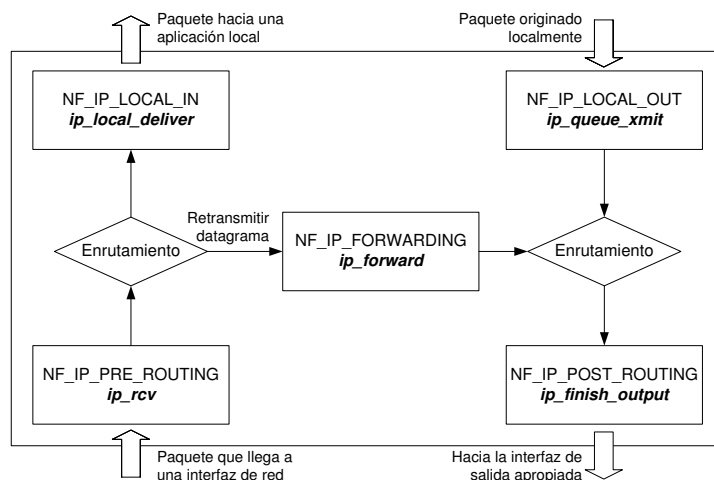


Figura F.1: Arquitectura Netfilter IPv4

(1) se dirige a la propia máquina, con lo que atraviesa el gancho `NF_IP_LOCAL_IN`, o (2) tiene que ser reenviado a través de una interfaz de salida (en este caso atravesaría el gancho `NF_IP_FORWARDING`). En el segundo de los supuestos, además, se podría volver a tener acceso al datagrama, a través del gancho `NF_IP_POST_ROUTING`, que se localiza en la última función que ejecuta el protocolo IP, antes de entregar la trama a la interfaz de salida correspondiente.

- **Tráfico descendente.** En este caso, la llegada del datagrama IP se produce desde las capas superiores (normalmente TCP o UDP), momento en el que es posible obtener el control sobre el mismo, utilizando el gancho `NF_LOCAL_OUT`. Si bien la Figura F.1 da la impresión que los procedimientos de encaminamiento se ejecutan inmediatamente a continuación, la realidad es que ocurre al revés. En este punto, además, ambos tipos de tráfico (ascendente y descendente) convergen, por lo que se vuelve a tener acceso al datagrama a través del gancho `NF_IP_POST_ROUTING`.

Para la implementación del protocolo DSR se optó por emplear el marco de desarrollo proporcionado por *Netfilter*, ya que se adapta mejor a los requerimientos que se pretendían cubrir. Además, hay que tener en cuenta que la información disponible para esta alternativa es mayor ya que, como se ha comentado, diferentes proyectos de investigación también se basan en este marco de desarrollo. Otra ventaja adicional que presenta es que la extensión de la implementación para soportar IPv6 parece más sencilla utilizando esta alternativa, ya que la arquitectura de *Netfilter* para IPv6 es muy similar a la de IPv4. A pesar de la idoneidad aparente de esta elección, fases posteriores de la implementación pusieron de manifiesto alguna de las limitaciones que presentaba este método, tal y como se ha recogido en el presente documento.

F.3. Interfaces de comunicación del módulo

Como se mencionó en el Capítulo 5, uno de los aspectos más importantes en la implementación realizada es la capacidad que tiene de interactuar, tanto con otros módulos del *kernel* del Sistema Operativo, como con programas que se estén ejecutando en el espacio de usuario. Este es un requerimiento fundamental para asegurar la integración del DSR en los dos proyectos europeos que así lo requerían, pero también son necesarias para habilitar la incorporación de funcionalidades adicionales (como la monitorización de vecinos, necesaria en el caso del protocolo SADS), o para incorporar ciertas funcionalidades que facilitan el establecimiento de la plataforma de desarrollo (*mackill*).

F.3.1. Interfaz con el espacio de usuario

Como se ha dicho en varias ocasiones, el protocolo DSR se implementa como un módulo del *kernel* del Sistema Operativo. Una de las desventajas que presenta esta alternativa, es la escasa capacidad que tiene el usuario de modificar su funcionamiento en tiempo real, o de obtener información acerca del estado del mismo. Para poder cubrir estas necesidades, Linux proporciona una llamada al sistema, *ioctl* [183], que se puede emplear para que cualquier proceso interactúe con un módulo del *kernel*. Se emplea tradicionalmente para la configuración de dispositivos (por ejemplo, tarjetas de red), o para la obtención de estadísticas de las interfaces inalámbricas subyacentes, como en [184].

Las *ioctl* se pueden utilizar con cualquier dispositivo, ya sea de carácter, bloque o de red, pero no sobre cualquier módulo; es por ello que el DSR tiene que registrarse, además, como dispositivo, para posibilitar la interacción con el espacio de usuario; aunque desde el punto de vista de su funcionalidad, este aspecto no tiene ninguna influencia. Tras un breve análisis de las posibilidades ofrecidas por los tres tipos de dispositivos mencionados anteriormente, se decidió emplear uno de tipo carácter, ya que el de red estaba, evidentemente, descartado y goza, además, de mayor presencia que los dispositivos de tipo bloque.

Se tendrán, por tanto que incorporar las órdenes necesarias, para inicializar el dispositivo correspondiente al cargar el módulo. Además, será necesario crear el propio dispositivo, usando el comando *mknod*. De esta manera, se podrá acceder a las interfaces definidas por el módulo DSR a través de las *ioctl*.

F.3.2. Interfaz con otros módulos del kernel

Para acometer la integración del módulo en los dos proyectos europeos en los que se ha hecho uso de su funcionalidad no solamente se necesitaba una interacción con procesos en el espacio de usuario, sino que también se requería cierta interacción con otros módulos del *kernel*. Para facilitar esta comunicación [183] es necesario que cada módulo se registre, utilizando la orden `inter_module_register`; normalmente, el acceso se hace a través de una estructura de funciones (interfaz) que tiene que ser asimismo exportada al resto de entidades del *kernel* a través de la macro `EXPORT_SYMBOL`. Al descargar el módulo, se tiene que deregistrar la interfaz correspondiente, con la orden `inter_module_unregister`. Si alguna entidad quisiera usar la funcionalidad ofrecida por el módulo DSR, utilizaría `inter_module_get` para acceder a la interfaz apropiada, y, además, ejecutaría `inter_module_put`, cuando no la vaya a necesitar más, para que el contador de uso se actualice correspondientemente, ya que antes de liberar los

Anexo F. Entorno de implementación

recursos asignados a un módulo, el Sistema Operativo comprueba que no esté siendo ‘usado’ por otro.

Anexo G

Evaluación de la métrica SADSR

El principal objetivo de este anexo es el de complementar la evaluación de la métrica SADSR, en función de las características del canal radio, que se ha realizado en el Capítulo 5.

G.1. Efecto de la simetría del canal y del procedimiento de histéresis

Recordar que previamente se analizó la distribución de la métrica SADSR para los dos sentidos de un enlace radio, para las configuraciones simétrica y asimétrica del canal *BEAR*. Además, en ambos casos se había empleado una histéresis de 1 *dB* para evitar oscilaciones entre estados contiguos indeseadas. La Figura G.1, que representa las probabilidades de los diferentes estados cuando no se utiliza el mecanismo de histéresis, (configurando *BEAR* para que se comporte de modo asimétrico), pone de manifiesto que, en lo que se refiere a la asignación de las calidades, el mecanismo de histéresis no tiene un efecto relevante, ya que las probabilidades son prácticamente idénticas a las observadas previamente.

Como ya se ha comentado, uno de los principales aspectos a destacar a la vista de los resultados presentados hasta este punto (tanto en el Capítulo 5 como en la Figura G.1) es que la correlación entre las calidades de cada uno de los sentidos del enlace que une los dos nodos depende claramente, como no podría ser de otra manera, de la configuración del modelo de canal *BEAR* como simétrico o no. La Figura G.2 muestra la correlación (representando su función de probabilidad acumulada) que existe entre ambos valores, para las cuatro configuraciones diferentes que se están analizando. Se puede ver el efecto claro de establecer el canal como simétrico, ya que la correlación es mucho mayor en este caso; sin embargo, no hay una influencia clara del uso del mecanismo de histéresis en la relación existente entre las calidades de los dos sentidos del canal radio, ya que la ésta prácticamente no sufre ninguna variación apreciable al establecer o deshabilitar el uso de este proceso.

Para complementar la evolución *promedio* de la métrica SADSR que se presentó en el Capítulo 5, y teniendo en cuenta que ni la simetría del modelo de canal, ni el uso del procedimiento de histéresis, parecen tener una influencia clara sobre la estimación de la calidad del enlace, se utilizará una de las cuatro posibles configuraciones, para estudiar la función de probabilidad acumulada de cada uno de los estados para las diferentes separaciones entre nodos. La Figura G.3, utilizando el canal configurado para que se comporte de manera simétrica,

Anexo G. Evaluación de la métrica SADSR

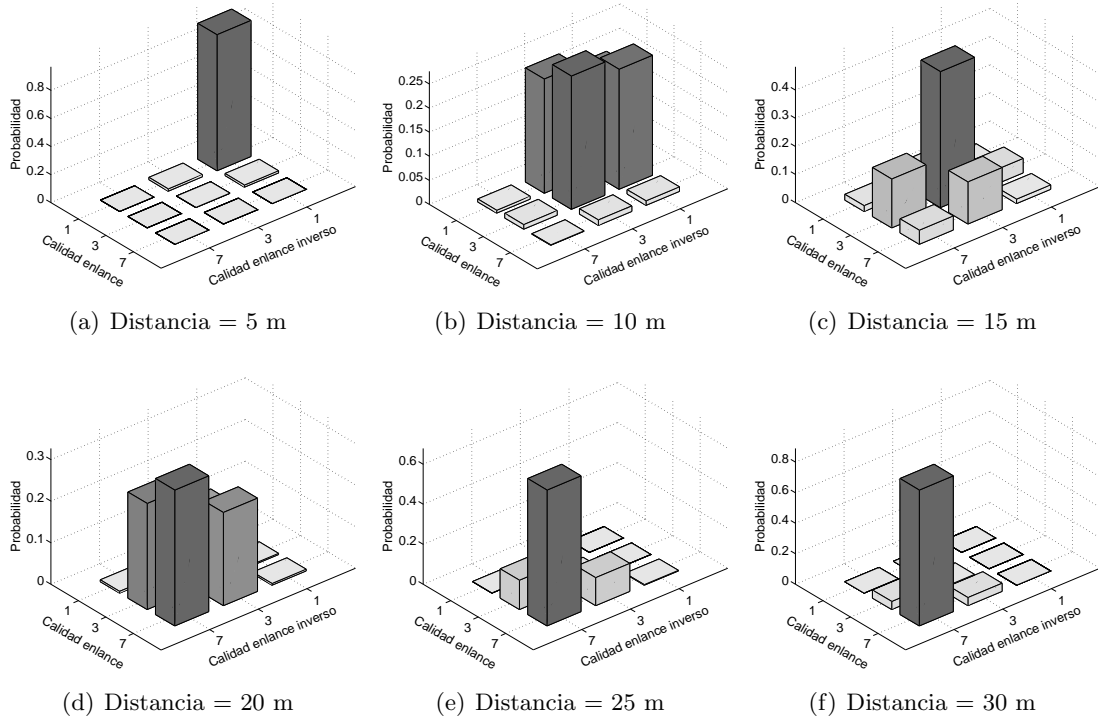


Figura G.1: Probabilidades de las calidades de los enlaces directo e inverso para la métrica SADSR, sin histéresis y configurando BEAR para que funcione en modo asimétrico

y utilizando el mecanismo de histéresis de 1 dB, muestra la evolución de la probabilidad de cada uno de los estados. Reflejan el comportamiento que ya se vio a la hora de validar el modelo de canal *BEAR*, propuesto en el marco de esta Tesis; así, para distancias intermedias, la estancia en cada uno de los estados es poco predecible, presentando una variabilidad relevante (por ejemplo, los estados *bueno* y *malo* para la distancia de 10 m, o el *medio* y el *malo* para $d = 20$ m). Sin embargo, el comportamiento en situaciones más extremas (distancias pequeñas o largas) es mucho más predecible, lo que también se corresponde claramente con un comportamiento real.

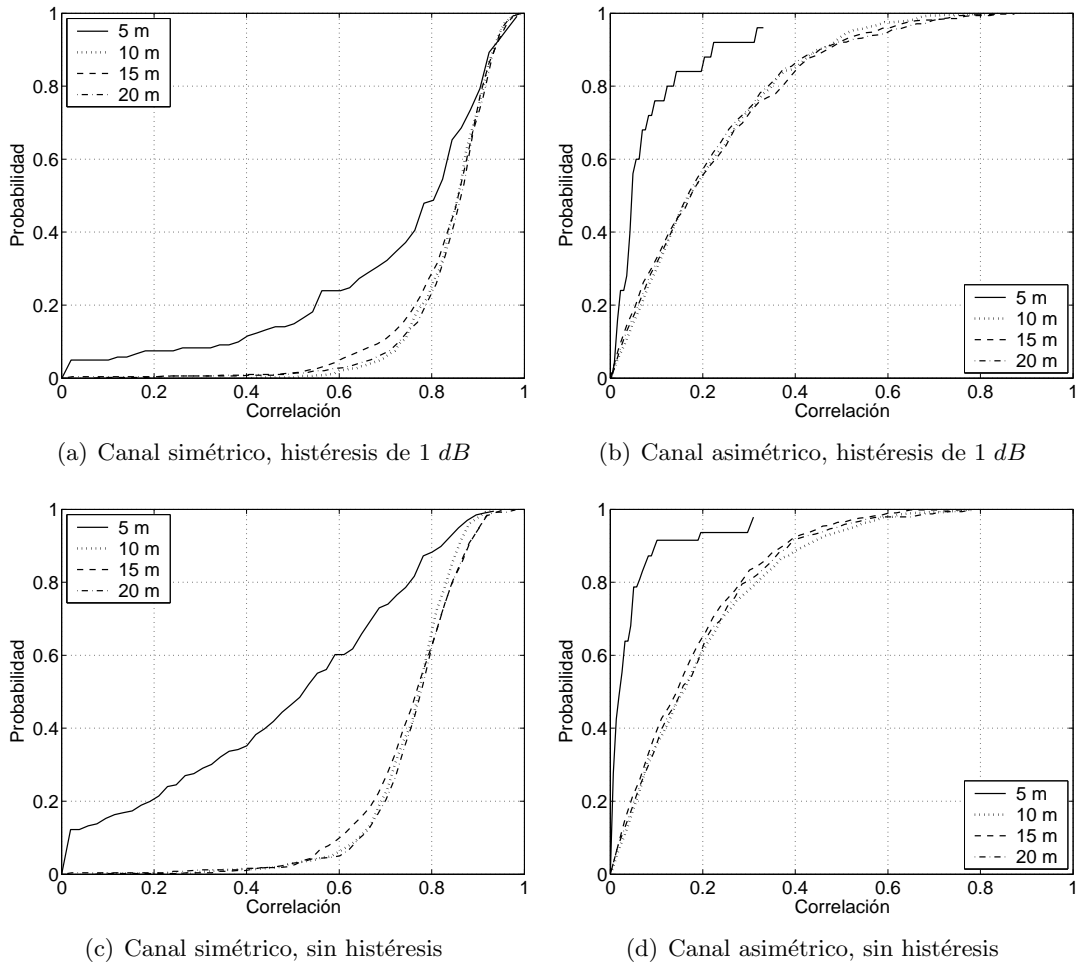


Figura G.2: Correlación entre las calidades SADS R de los dos sentidos de un canal radio

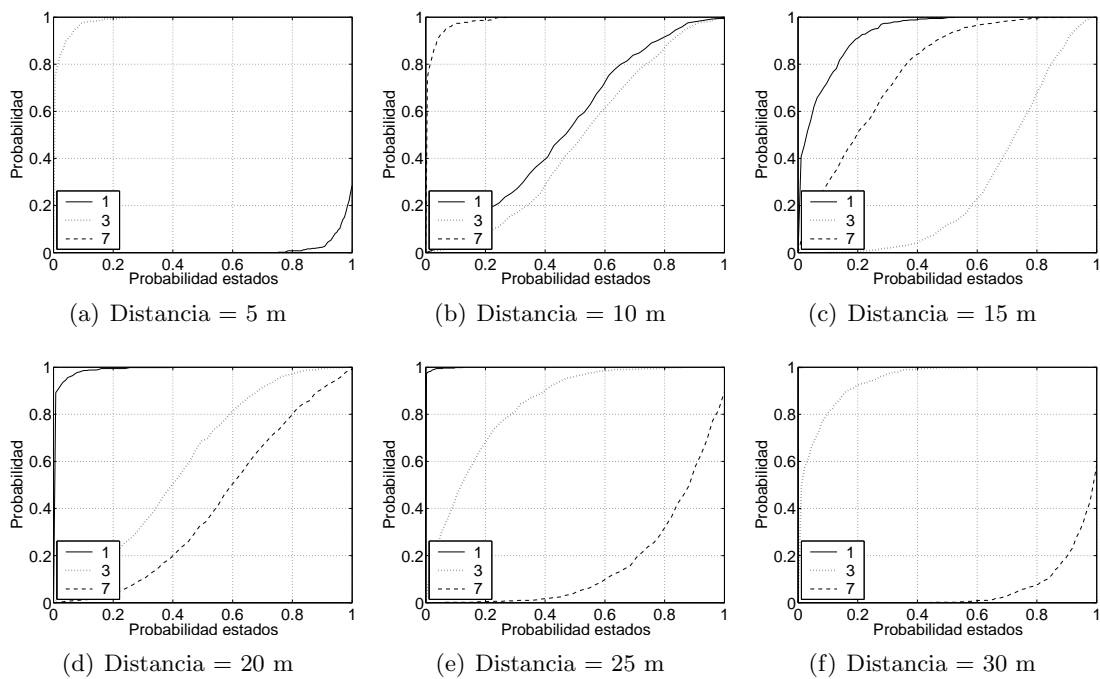


Figura G.3: Funciones de probabilidad de cada uno de los estados para la métrica SADSR

G.2. Efecto de las variaciones lentas del canal

En este caso, se pretende analizar cuál es el impacto de la variación temporal lenta sobre la estimación de la métrica SADSR. Para ello se fijó σ_{FV}^2 , la varianza de las variaciones rápidas del canal al valor que mejor refleja las condiciones observadas en la realidad (2.8 dB^2), y se varió la potencia de entrada al filtro AR del modelo *BEAR*. Ya se ha visto previamente que, en lo que se refiere a las probabilidades de estar en cada uno de los estados, la influencia de la simetría del canal o del uso del procedimiento de histéresis puede considerarse como despreciable, por lo que es suficiente con emplear una de las cuatro posibles configuraciones para ver el efecto que tiene P_ϵ sobre la variación de la métrica de calidad SADSR. La Figura G.4 representa las probabilidades de cada uno de los tres estados que se han definido para la métrica SADSR, en función del valor de P_ϵ , que varía entre 10^{-4} y 10^{-2} W/Hz , para cuatro separaciones diferentes entre los dos nodos. Como puede verse, a medida que las varia-

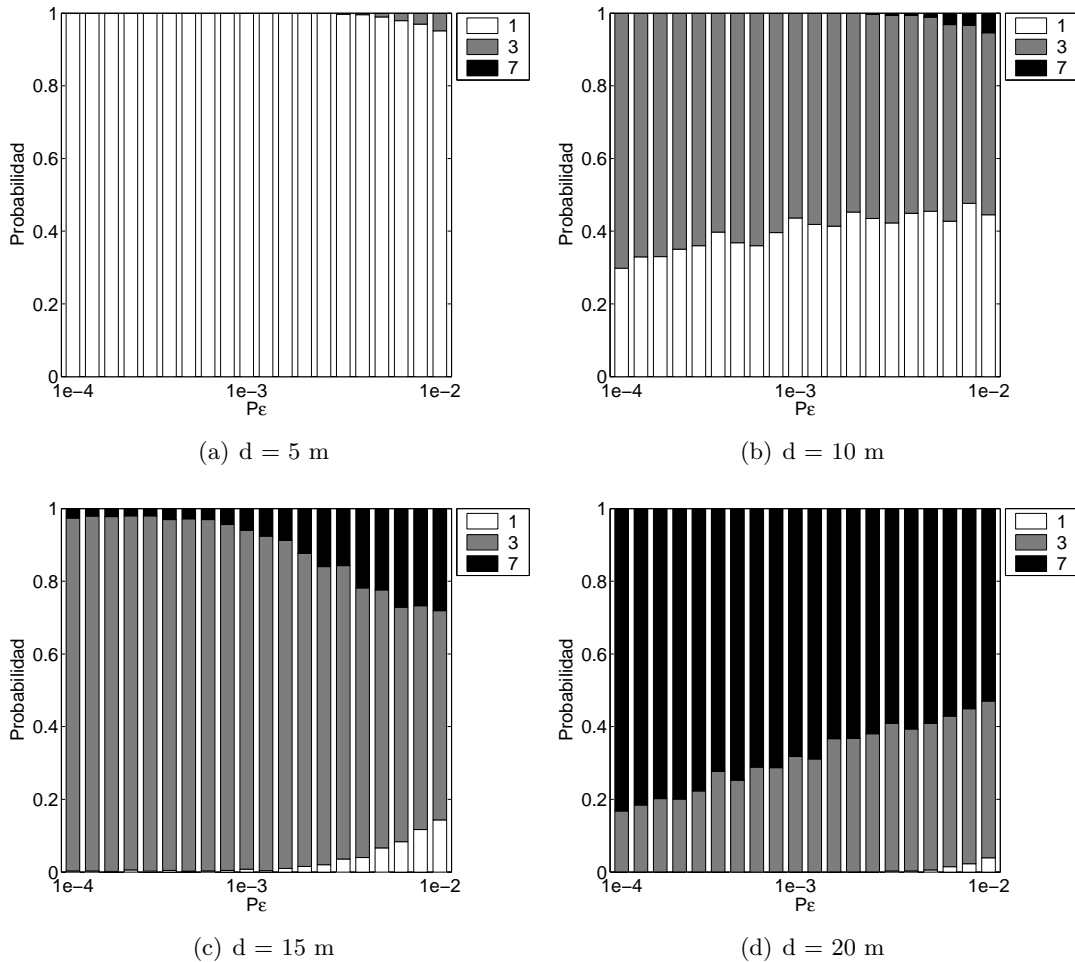


Figura G.4: Evolución de la métrica SADR en función de la variación temporal lenta del canal

Anexo G. Evaluación de la métrica SADSR

ciones lentas de la SNR se vuelven más acentuadas, el efecto sobre la métrica SADSR es el de reducir la relevancia del comportamiento más ‘probable’ para cada una de las distancias; así por ejemplo, cuando la separación entre los dos nodos es de 5 m, para la que el estado del enlace es mayoritariamente *bueno*, comienza a tener una presencia (poco relevante, eso sí), el estado *medio* cuando P_ϵ aumenta hasta $10^{-2} W/Hz$. Es más interesante, si cabe, el comportamiento observado cuando $d = 15 m$; ya se vio previamente que en estas condiciones, la métrica SADSR se situaba, con mayor probabilidad, en el estado *medio*, lo que se sigue reflejando en este caso, aunque, a medida que se incrementa la potencia de entrada al filtro AR, se observa que, por un lado, la presencia del estado *malo* se vuelve más relevante, pero, además, también comienza a darse situaciones en las que el canal se sitúa en el estado *bueno*. De alguna manera este efecto se corresponde con lo ya comentado a la hora de discutir el efecto del parámetro P_ϵ en el comportamiento del canal *BEAR*, que acentúa la presencia de situaciones buenas y hostiles del enlace radio.

La Figura G.5 permite analizar el impacto de la variabilidad del canal sobre la cor-

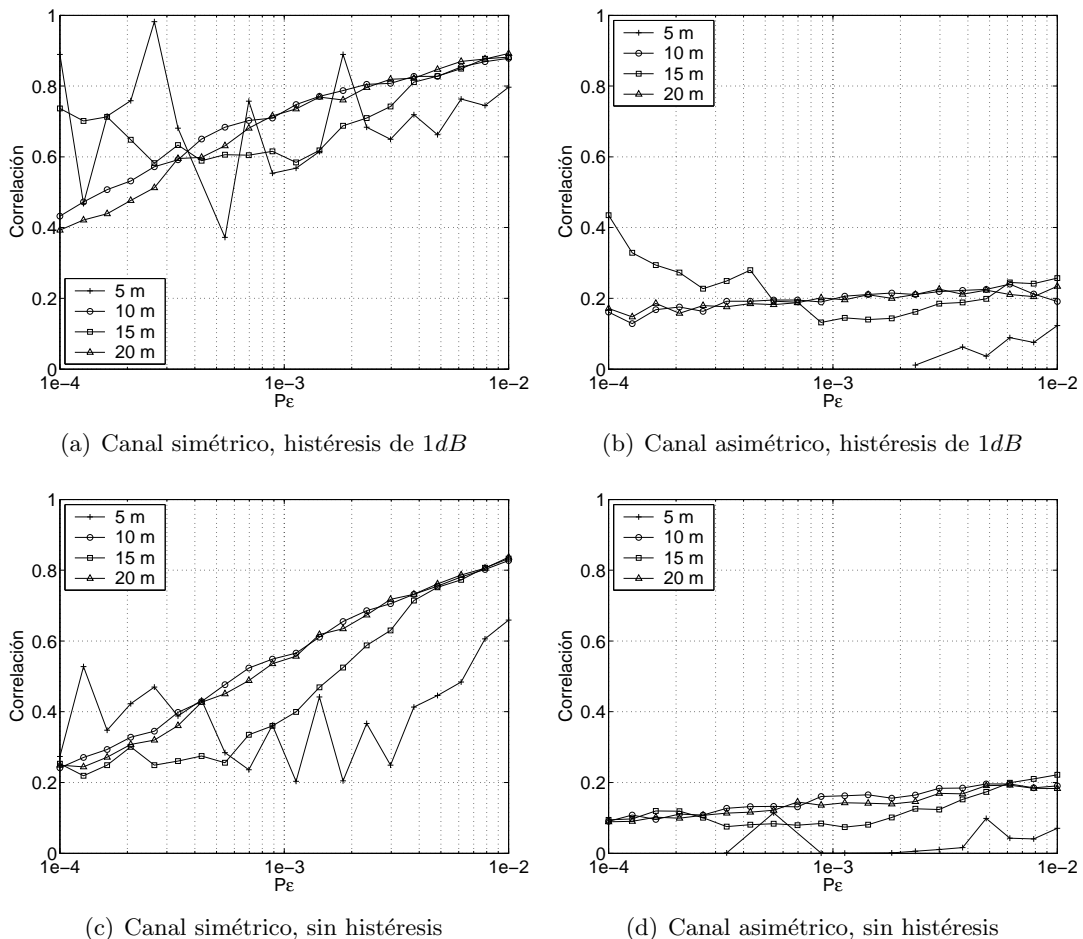


Figura G.5: Variación de la correlación entre las métricas SADR de los dos sentidos de un canal inalámbrico en función de la variación temporal lenta

relación entre las métricas SADSR de los dos sentidos del enlace entre ambos nodos. En primer lugar, hay que tener en cuenta que los resultados para la distancia de 5 m no son estadísticamente válidos, por la escasa variabilidad que cada uno de los canales, de manera individual, tiene. Para el resto de las distancias se pueden extraer dos conclusiones principales: la correlación es mayor, como ya se vio anteriormente y como no podía ser de otro modo, cuando se configura el canal *BEAR* como simétrico, y es, precisamente, en esta configuración en la que el efecto de acentuar la presencia de las variaciones temporales lentas se hace más apreciable, ya que el incremento de la correlación es más notable a medida que se aumenta P_ϵ ; la interpretación es sencilla: la consecuencia de este tipo de variación es la de alejar la métrica SADSR del comportamiento *medio* del canal y, cuanto mayor sea su efecto, más probable será que el estado de ambos sentidos coincida (hay que recordar que las variaciones rápidas se aplican de manera completamente independiente a cada uno de los dos enlaces). Otro aspecto que puede destacarse es que el efecto de la histéresis incrementa ligeramente (tanto para la configuración simétrica como para la asimétrica) la correlación; evidentemente, al evitar oscilaciones entre estados, es menos probable (especialmente cuando la SNR esté cerca de alguno de los umbrales definidos) que haya un cambio en la métrica SADSR, por lo que la probabilidad de que la calidad de los dos sentidos coincida se incrementa.

Finalmente, la Figura G.6 permite analizar la influencia de la variación temporal lenta en la probabilidad de transición entre estados para un enlace en concreto. Se sigue comprobando que el procedimiento de histéresis consigue reducir, de manera muy relevante, la probabilidad de que la métrica SADSR cambie para un canal cualquiera, independientemente de la configuración de *BEAR* en cuanto a su simetría y de la distancia entre los dos extremos, ya que se sitúa, de manera constante, por debajo del 1%, para cualquier valor de P_ϵ . Al deshabilitar la histéresis, se puede ver que el efecto de las variaciones lentas del canal depende de la separación entre los nodos. Así, por ejemplo, para distancias de 10 y 20 metros (en las que predominan únicamente dos estados), la probabilidad de cambio tiende a reducirse al incrementar P_ϵ ; sin embargo, cuando $d = 15 m$, como la presencia de los tres estados es significativa, la probabilidad de transición aumenta ligeramente al incrementar la potencia de entrada al filtro AR.

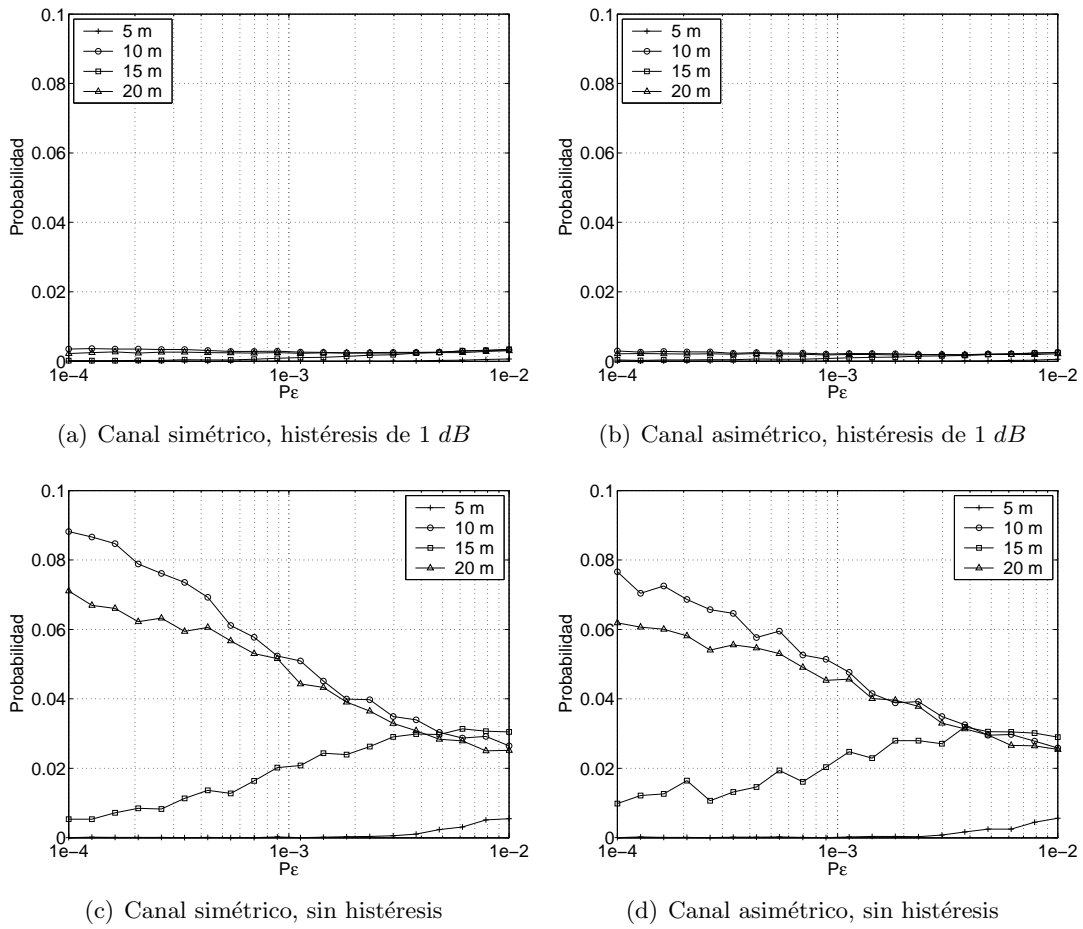


Figura G.6: Evolución de la probabilidad de cambio de la métrica SADR en función de la variación temporal lenta del canal

G.3. Efecto de las variaciones rápidas del canal

A continuación se estudiará el efecto de la variación temporal rápida sobre la estimación que el SADSR hace de la calidad de cada enlace; para ello se fijará la potencia de entrada al filtro AR a $5 \cdot 10^{-3} W/Hz$ y se irá modificando la varianza correspondiente, entre 0 y 5 dB^2 . Primeramente, la Figura G.7, muestra cómo varían las probabilidades de cada uno de los estados que se han definido para la métrica SADSR. Al igual que se hizo anteriormente, sólo se empleará una de las posibles cuatro configuraciones que han venido utilizando, ya que se ha comprobado que el efecto de la histéresis y de la simetría del canal no es muy relevante. Se puede ver que, a diferencia de lo que pasaba con las variaciones lentas, el valor σ_{FV}^2 no tiene un efecto claro en la métrica SADSR; así, las probabilidades de cada estado de la métrica SADSR se mantiene en torno a un valor fijo, alrededor del que se producen ligeras variaciones, pero sin un cambio apreciable en lo que se refiere al comportamiento genérico.

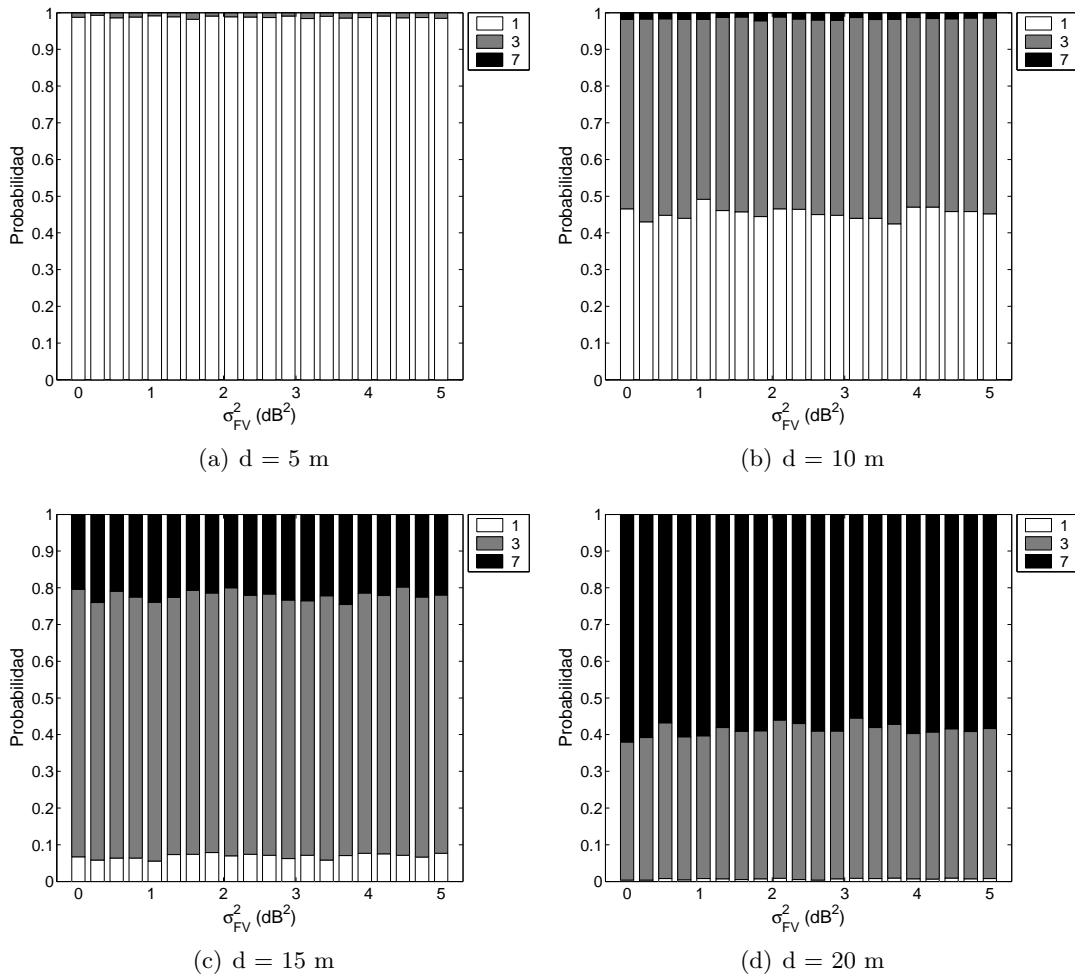


Figura G.7: Evolución de la métrica SADSR en función de la variación temporal rápida del canal

Anexo G. Evaluación de la métrica SADSRS

La Figura G.8, que representa la correlación existente entre las métricas SADSRS de los dos sentidos del canal inalámbrico, en función de la varianza de las variaciones temporales rápidas, pone de manifiesto que σ_{FV}^2 no tiene una influencia relevante sobre dicho parámetro. Además de seguirse cumpliendo las apreciaciones que se han hecho previamente acerca del efecto de la simetría del canal y del procedimiento de histéresis sobre la correlación entre las calidades de los dos sentidos del canal, se aprecia, sobre todo en el caso del canal simétrico, una ligera disminución de este parámetro al aumentar el peso de la variación temporal rápida, posiblemente porque cuanto mayor sea σ_{FV}^2 , las variaciones en torno al valor promedio se vuelven más apreciables y a que, además, no hay ninguna relación estadística entre la variación temporal rápida que se aplica a cada uno de los sentidos del canal radio, por lo que la probabilidad de que ambas métricas coincidan debería ser menor. Se puede ver que este efecto se produce independientemente de la distancia que separe los dos extremos del canal radio.

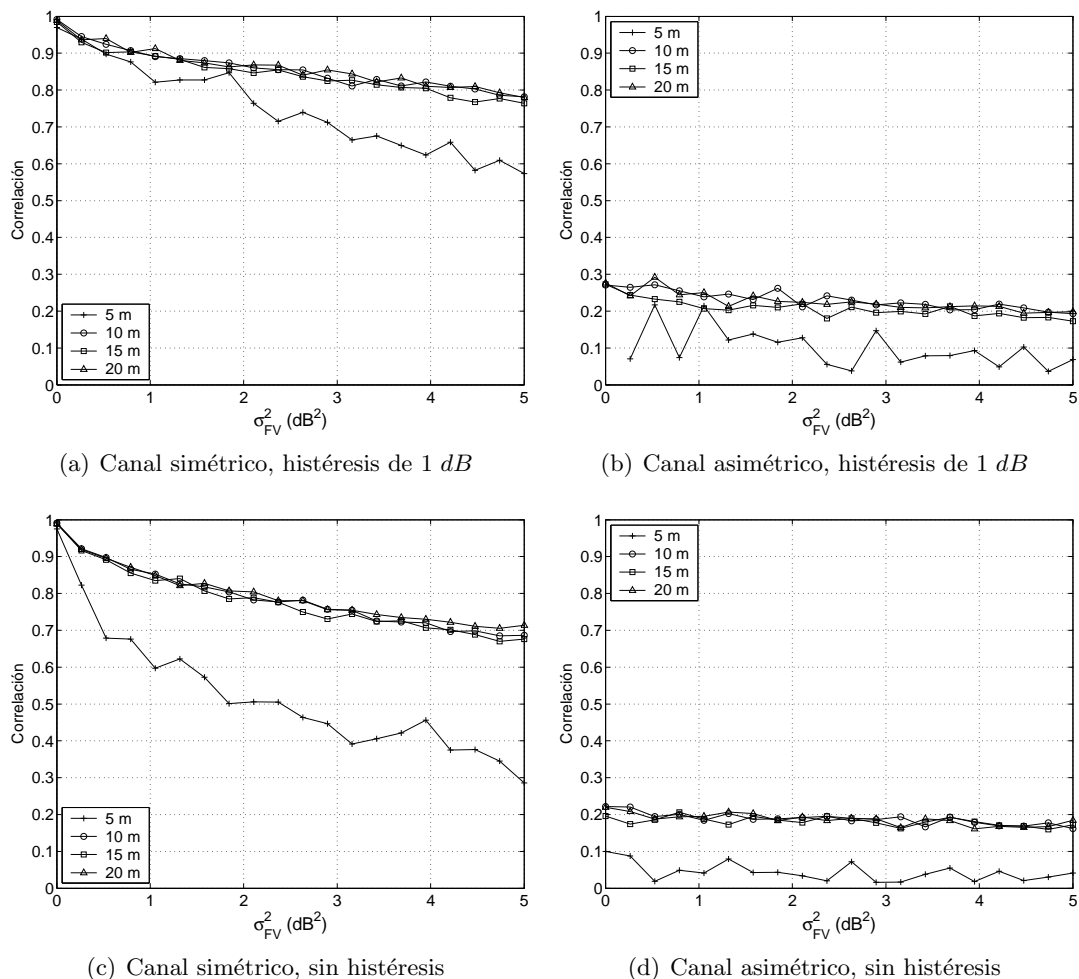


Figura G.8: Variación de la correlación entre las métricas SADSRS de los dos sentidos de un canal inalámbrico en función de la variación temporal rápida

Finalmente, la Figura G.9 analiza el efecto que tienen las variaciones rápidas del canal sobre la probabilidad de transición entre estados para la métrica SADSRS. Se aprecia un ligero aumento de la misma a medida que se incrementa σ_{FV}^2 , especialmente cuando no se emplea el procedimiento de histéresis, lo que no deja de ser el comportamiento que cabría esperar a priori. Además, se puede ver que dicho incremento es prácticamente independiente de la distancia existente entre los nodos.

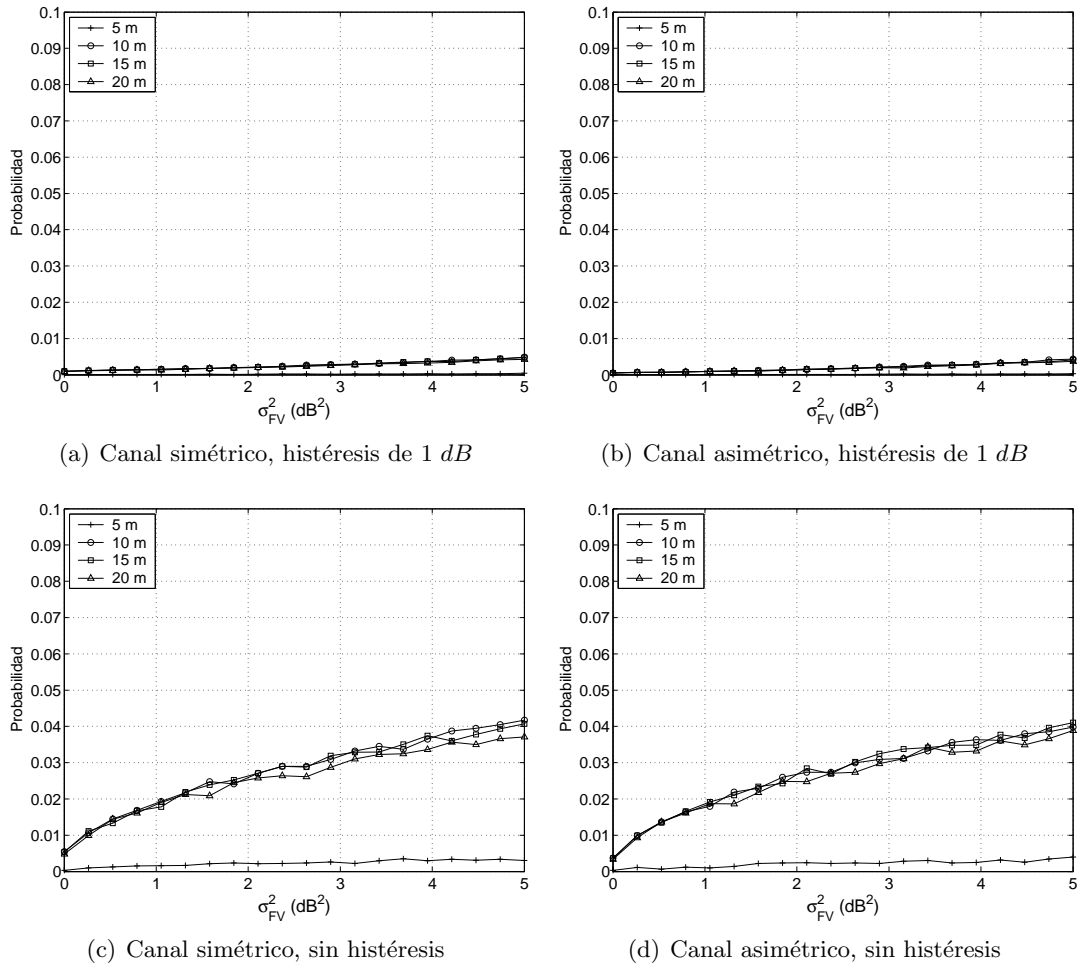


Figura G.9: Variación de la probabilidad de cambio de la métrica SADSRS en función de la variación temporal rápida del canal

Anexo H

Evaluación de la métrica ETX

Al igual que el anexo anterior, el objetivo es complementar los resultados del Capítulo 5 en lo que se refiere a la evaluación de la métrica ETX.

H.1. Efecto de la simetría del canal y de las *Gray Zones*

El efecto de la simetría destaca claramente, ya que la probabilidad de aquellas situaciones en las que ambas tasas son diferentes entre sí era prácticamente nula cuando el modelo de canal trabajaba en modo simétrico (ver Capítulo 5). Sin embargo, en la Figura H.1, en la que *BEAR* se configura como asimétrico, la estancia en los diferentes estados está algo más repartida; por otro lado, se sigue constatando que prevalecen aquellos en los que la métrica ETX toma un valor bajo, incluso para distancias elevadas.

Una vez que se ha visto la evolución que tienen las tasas de entrega que se utilizan en la métrica ETX para estimar la calidad del enlace inalámbrico, la Figura H.2 muestra la correlación existente entre los dos sentidos del mismo. Evidentemente, al presentar una división con un número notablemente mayor de niveles que en el caso de la métrica SADSR, la correlación es sensiblemente menor en este caso, tanto para la configuración simétrica como para la asimétrica; además, en contra de lo que sucedía en el caso del SADSR, en el que no había una relación clara entre la distancia y la correlación, en el caso de la ETX, a medida que la separación entre los extremos del enlace se incrementa, la correlación también es mayor, siendo este efecto más apreciable en las configuraciones simétricas y en aquellos casos en los que no se ha corregido el efecto de las *Gray Zones*.

Una vez que en el Capítulo 5 se ha estudiado su valor medio, se analiza, para complementarlo, la función de probabilidad para los diferentes estados de la métrica ETX; en este caso, como sí que hay una diferencia relevante entre los casos en los que no se corrija el efecto de las *Gray Zones* y en los que sí, se usarán las dos configuraciones, en ambos utilizando el modo simétrico del modelo de canal *BEAR* ya que, a pesar que existirá cierta diferencia con el caso asimétrico, ésta no es muy relevante. La Figura H.3 muestra las funciones de probabilidad de los diferentes valores que puede tomar la métrica ETX para varias separaciones entre los extremos del enlace radio en el caso de que no se corrija el efecto de las *Gray Zones*; por otra parte, la Figura H.4 hace lo propio cuando sí que se corrige este efecto. Evidentemente, como ya sucedía con sus valores medios, hay una diferencia muy grande entre ambas configuraciones; así, mientras que en el caso en que se aplique un alcance mayor para las tramas

Anexo H. Evaluación de la métrica ETX

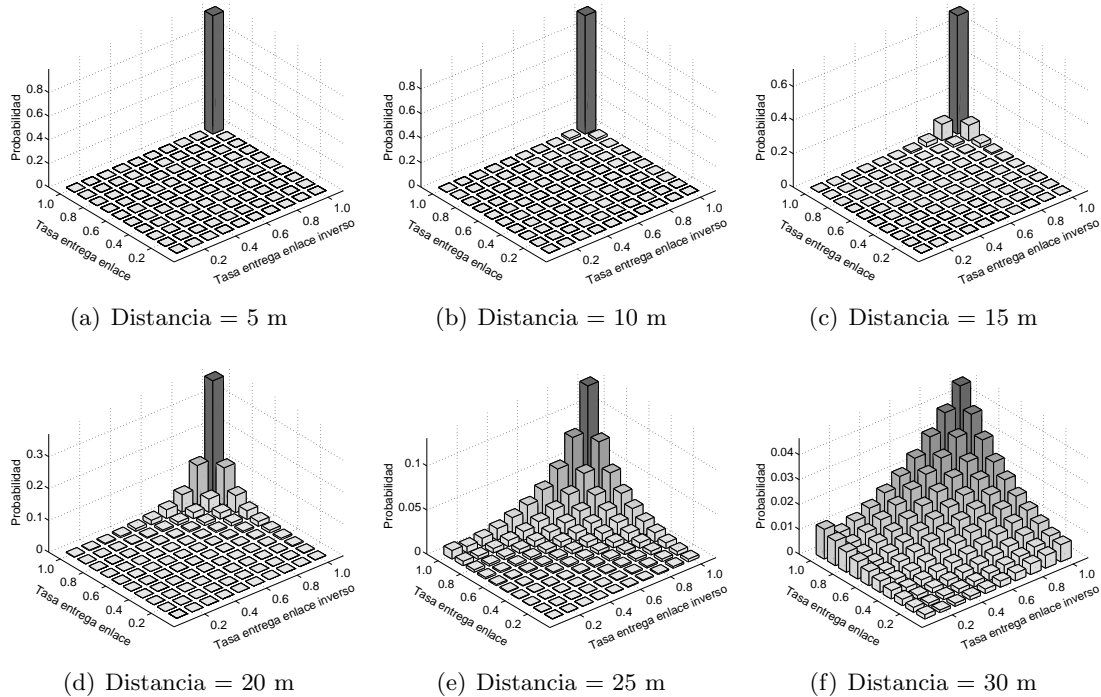
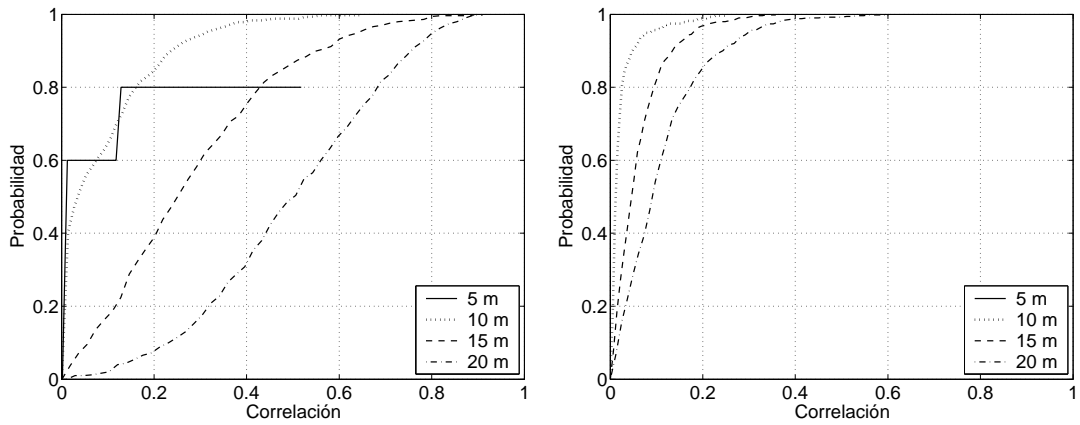
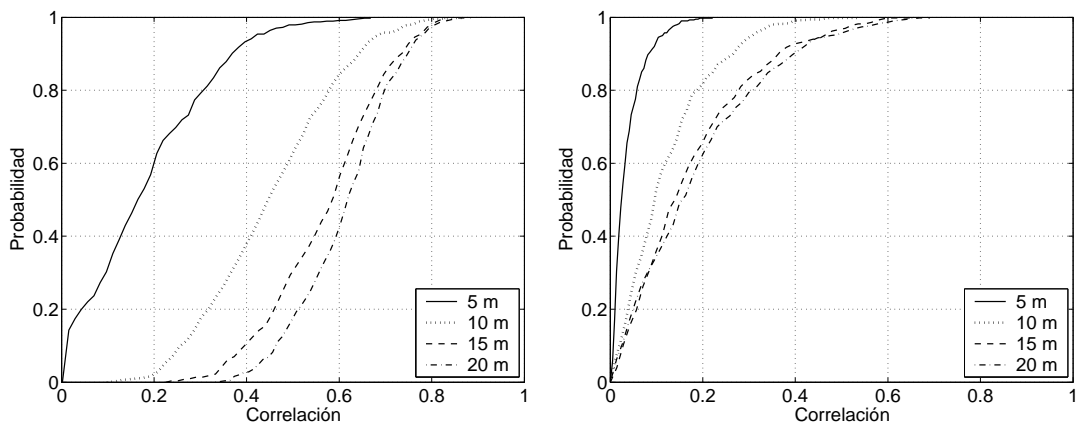


Figura H.1: Probabilidades de las tasas de entrega de los enlaces directo e inverso para la métrica ETX, configurando BEAR para que funcione en modo asimétrico

broadcast, se mantiene el estado 1 como el más probable, y sólo a partir de una separación de 20 m, y siempre con una dispersión apreciable, cobran más relevancia los otros estados; sin embargo, cuando se aplica la misma FER a ambos tipos de tramas, a partir de $d = 15$ m el estado de mayor calidad deja de ser el que aparece con mayor probabilidad, acercándose algo más al comportamiento que se había visto previamente en el caso del SADSR; otra diferencia que existe entre ambas métricas es que la variabilidad de los diferentes estados es algo mayor en el caso del SADSR. Hay que tener en cuenta, sin embargo, que la manera en la que se establecen los valores de las dos métricas analizadas (con una diferencia entre estados consecutivos menor en el caso del ETX), tiene un efecto claro a la hora de aplicar el algoritmo de búsqueda de la ruta ya que, por ejemplo, una alternativa de dos enlaces de calidad 1 no sería mejor sobre un único salto de calidad 2.



(a) Canal simétrico, sin corregir el efecto de las *Gray Zones* (b) Canal asimétrico, sin corregir el efecto de las *Gray Zones*



(c) Canal simétrico, corregido el efecto de las *Gray Zones* (d) Canal asimétrico, corregido el efecto de las *Gray Zones*

Figura H.2: Correlación entre las tasas de entrega de los dos sentidos de un canal radio

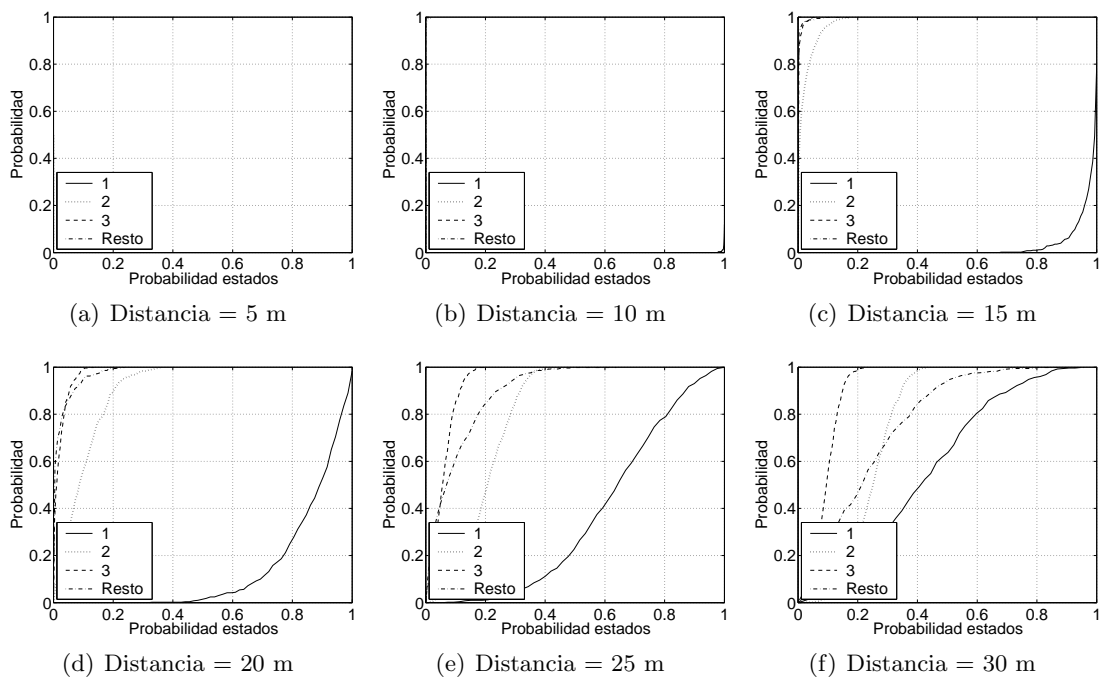


Figura H.3: Funciones de probabilidad de cada uno de los estados para la métrica ETX, sin corregir el efecto de las Gray Zones

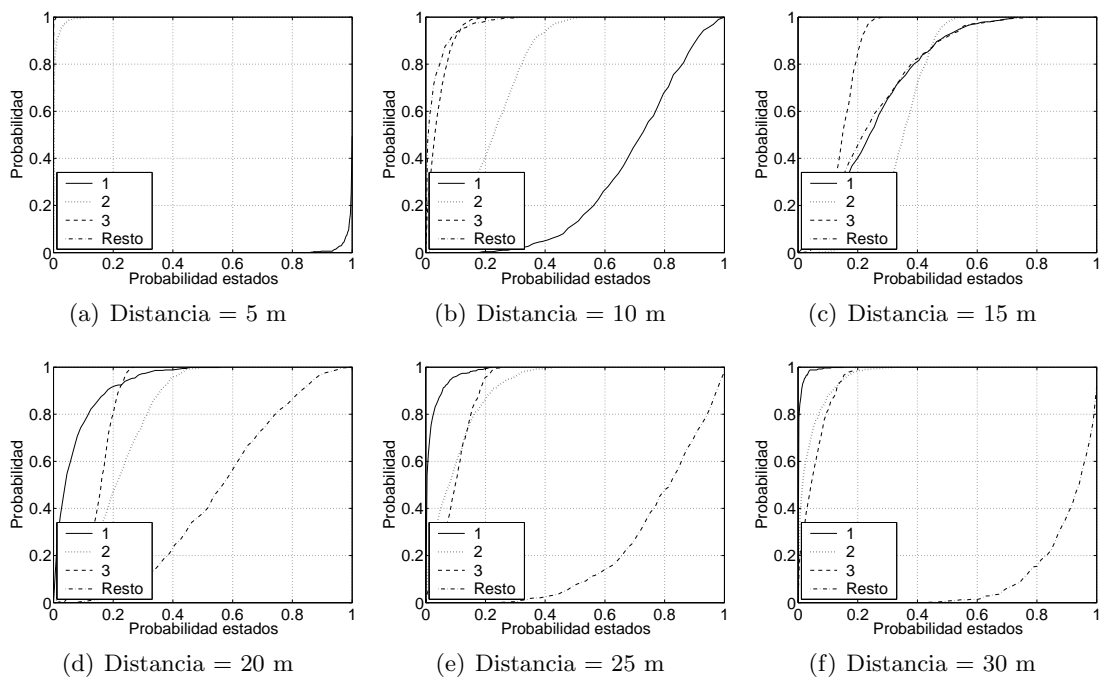


Figura H.4: Funciones de probabilidad de cada uno de los estados para la métrica ETX, con el efecto de las Gray Zones corregido

H.2. Efecto de las variaciones lentas del canal

Una vez que se ha estudiado cuál es el impacto de la configuración del modelo de canal *BEAR* en cuanto a su simetría y a la política de manejo de las tramas broadcast, se analizará la influencia de la variación temporal lenta (a través de la potencia del ruido de entrada al filtro AR) sobre la métrica ETX. Tal y como se hizo anteriormente con el SADSR, primeramente se estudiará cual es la evolución que siguen los valores que tomaría la métrica ETX, a medida que las variaciones lentas del canal se vuelven más acentuadas. Teniendo en cuenta que existe una diferencia apreciable cuando se configura *BEAR* para corregir el efecto de las *Gray Zones*, es necesario analizar los dos supuestos. Las Figuras H.5 y H.6 presentan la evolución que siguen los valores medios de la probabilidad de estancia en cada uno de los estados para las dos situaciones, configurando el canal para que se comporte en modo simétrico en ambos. El comportamiento que se observa es completamente diferente en los dos casos, ya que, por

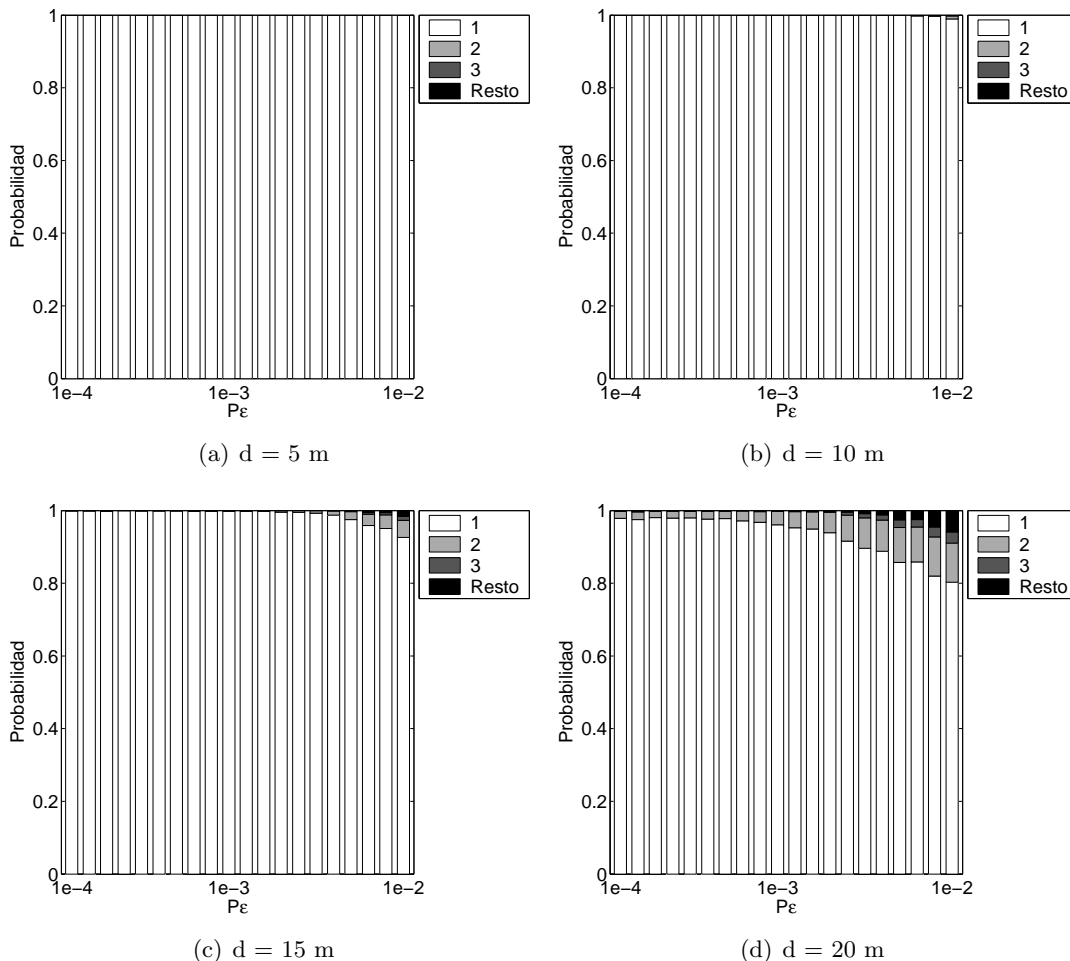


Figura H.5: Evolución de la métrica ETX en función de variación temporal lenta, sin corregir el efecto de las Gray Zones

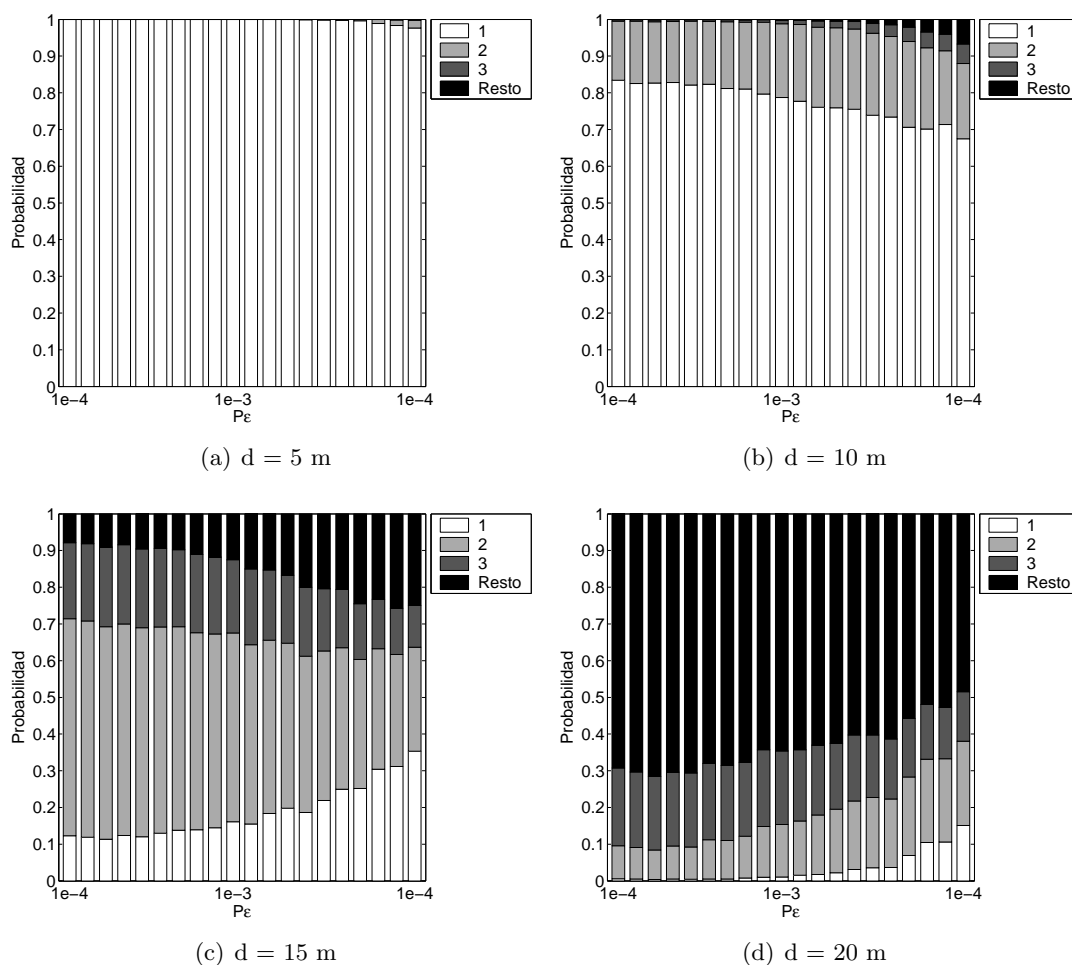
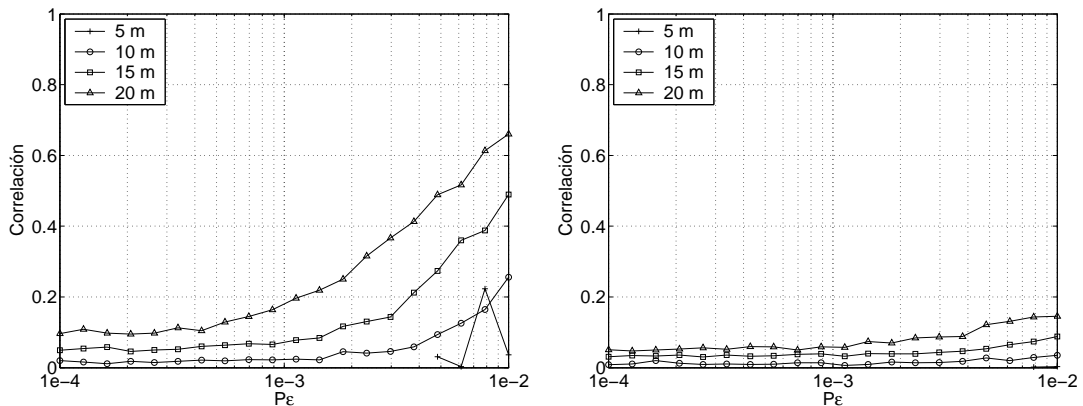


Figura H.6: Evolución de la métrica ETX en función de variación temporal lenta, corrigiendo el efecto de las Gray Zones

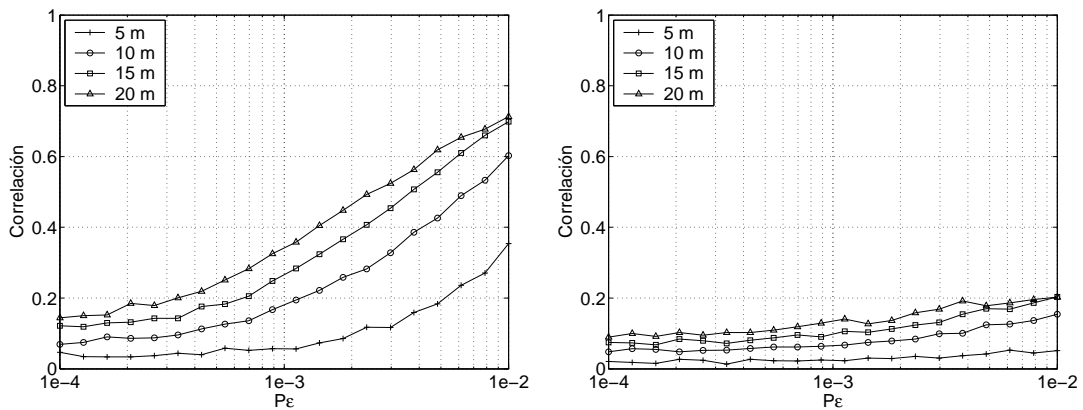
ejemplo, en la configuración por defecto del modelo *BEAR*, la presencia del estado de mayor calidad es muy apreciable, incluso para una separación de 20 m entre los dos extremos del enlace radio, y cuando la variabilidad del canal (P_ϵ) es elevada, se produce una presencia apreciable de otros estados para la métrica ETX; por el contrario, la evolución en el escenario en el que se corrige el efecto de las *Gray Zones* es más parecida a lo que ya se observó para la métrica SADSR, ya que aparecen, de manera significativa, los enlaces con una calidad menor. Sin embargo, se puede ver que a medida que se incrementa la potencia de ruido de entrada al filtro AR en el modelo de canal *BEAR*, acentuando la presencia de las variaciones lentas del canal, el efecto sobre la métrica ETX no es el de empeorar la calidad del enlace, sino que se disminuye la probabilidad del estado más probable para una distancia determinada (sea de alta o baja calidad), ya que comienza a hacerse relevante la presencia de otros valores.

La Figura H.7 muestra cuál es la evolución existente entre las tasas de entrega de los enlaces directo e inverso cuando se utilizan las diferentes combinaciones que se han empleado

Anexo H. Evaluación de la métrica ETX



(a) Canal simétrico, sin corregir el efecto de las *Gray Zones* (b) Canal asimétrico, sin corregir el efecto de las *Gray Zones*

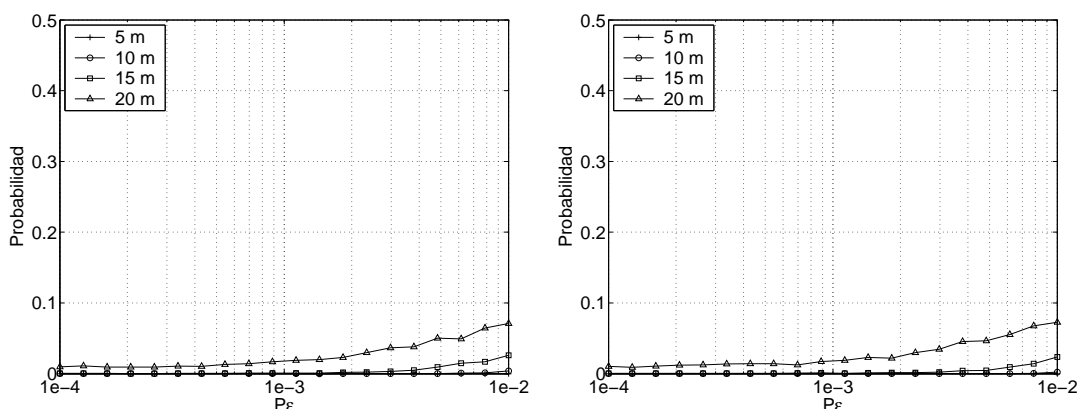


(c) Canal simétrico, corregido el efecto de las *Gray Zones* (d) Canal asimétrico, corregido el efecto de las *Gray Zones*

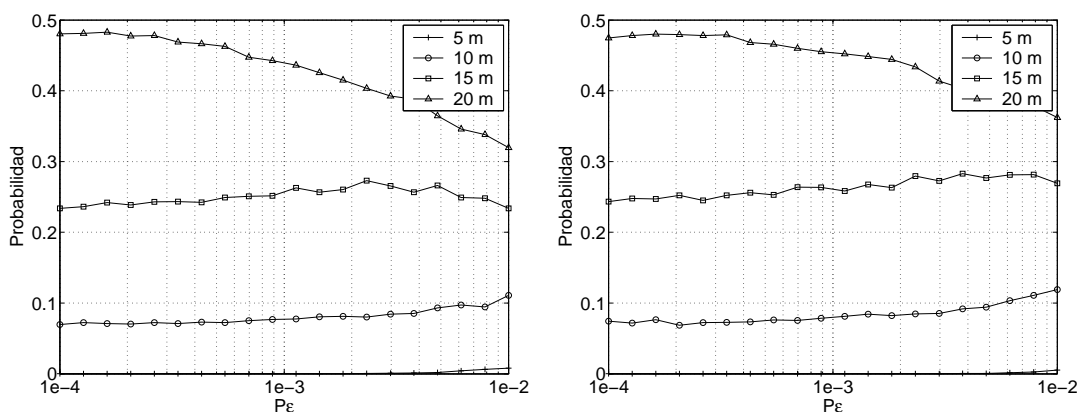
Figura H.7: Variación de la correlación entre las tasas de entrega de los dos sentidos de un canal inalámbrico en función de la variación temporal lenta

del canal *BEAR* y se aumenta el parámetro P_ϵ . Hay dos efectos claros: en primer lugar, al incrementar la influencia de las variaciones lentas en el canal tiene como consecuencia un aumento bastante apreciable en la correlación, especialmente cuando el canal de propagación se considera simétrico; este aumento es, además, más apreciable a medida que la separación entre los dos extremos del enlace sea mayor y cuando se corrige el efecto de las *Gray Zones*; de alguna manera, esto indica que cuando la estimación de la tasa de entrega en un sentido es mala, también lo es, con bastante probabilidad en el sentido inverso. Se vuelve a poner de manifiesto que la correlación cuando *BEAR* se configura para trabajar de modo asimétrico es mucho menor y que, a pesar de que también se produce cierto incremento con el aumento de la potencia de ruido de entrada al filtro AR, este es mucho menos relevante que en el caso de la configuración simétrica.

Finalmente, la Figura H.8 permite analizar el efecto de las variaciones lentas del canal en



(a) Canal simétrico, sin corregir el efecto de las Gray Zones (b) Canal asimétrico, sin corregir el efecto de las Gray Zones



(c) Canal simétrico, corregido el efecto de las Gray Zones (d) Canal asimétrico, corregido el efecto de las Gray Zones

Figura H.8: Variación de la probabilidad de cambio de la métrica ETX en función de la variación temporal lenta del canal

la probabilidad de transición entre estados en la ETX; en primer lugar se vuelve a poner de manifiesto la gran diferencia en lo que se refiere a la probabilidad de cambio de estado que hay entre las dos configuraciones del modelo *BEAR*, con o sin el efecto de las *Gray Zones*; en ese sentido, e independientemente del valor de P_e , la probabilidad de cambio que se observa al corregir el efecto de las *Gray Zones* es muy superior al medido cuando el comportamiento del canal es el de por defecto, aunque no llega a ser tan bajo como en el caso de la métrica *SADSR*, en el que aplicando histéresis, se estabilizaba por debajo del 0.5%. Aquí, se observa un ligero aumento en la probabilidad de cambio al acentuar la presencia de las variaciones lentas del canal, mientras que en la configuración del canal alternativa no hay una tendencia tan evidente de aumento, produciéndose, incluso, una disminución cuando la separación entre los dos nodos es de 20 m.

H.3. Efecto de las variaciones rápidas del canal

Finalmente, se analizará la influencia de las variaciones rápidas del canal sobre la métrica ETX, para lo que se incrementará su varianza, manteniendo la potencia de ruido de entrada al filtro AR constante a $P_e = 5 \cdot 10^{-3} W/Hz$. En primer lugar, las Figuras H.9 y H.10 muestran la evolución de los diferentes estados, cuando se mantiene el comportamiento por defecto del canal *BEAR* y cuando se corrige el efecto de las *Gray Zones*, respectivamente (en ambos casos, se configura para que trabaje en modo simétrico). Además de que se sigue constatando una diferencia muy relevante entre los dos posibles supuestos, siendo la estimación de la métrica ETX en el caso del comportamiento por defecto mucho más optimista, se observa que las variaciones rápidas del canal, al igual que sucedía con la métrica SADSR, no tienen una influencia demasiado relevante en la estimación de la ETX, ya que lo único que se produce son ligeras variaciones en torno al valor promedio en cada una de las distancias que se han

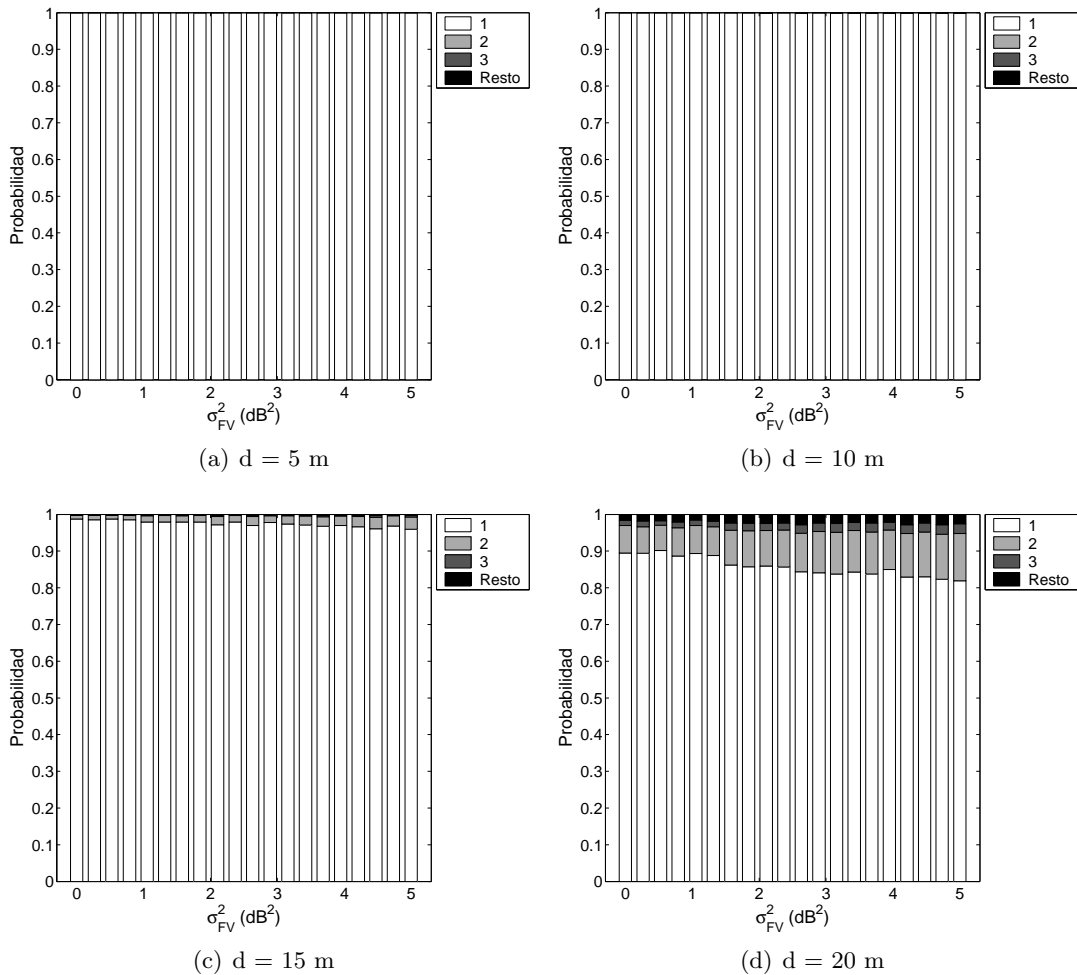


Figura H.9: Evolución de la métrica ETX en función de la variación temporal rápida del canal, sin corregir el efecto de las Gray Zones

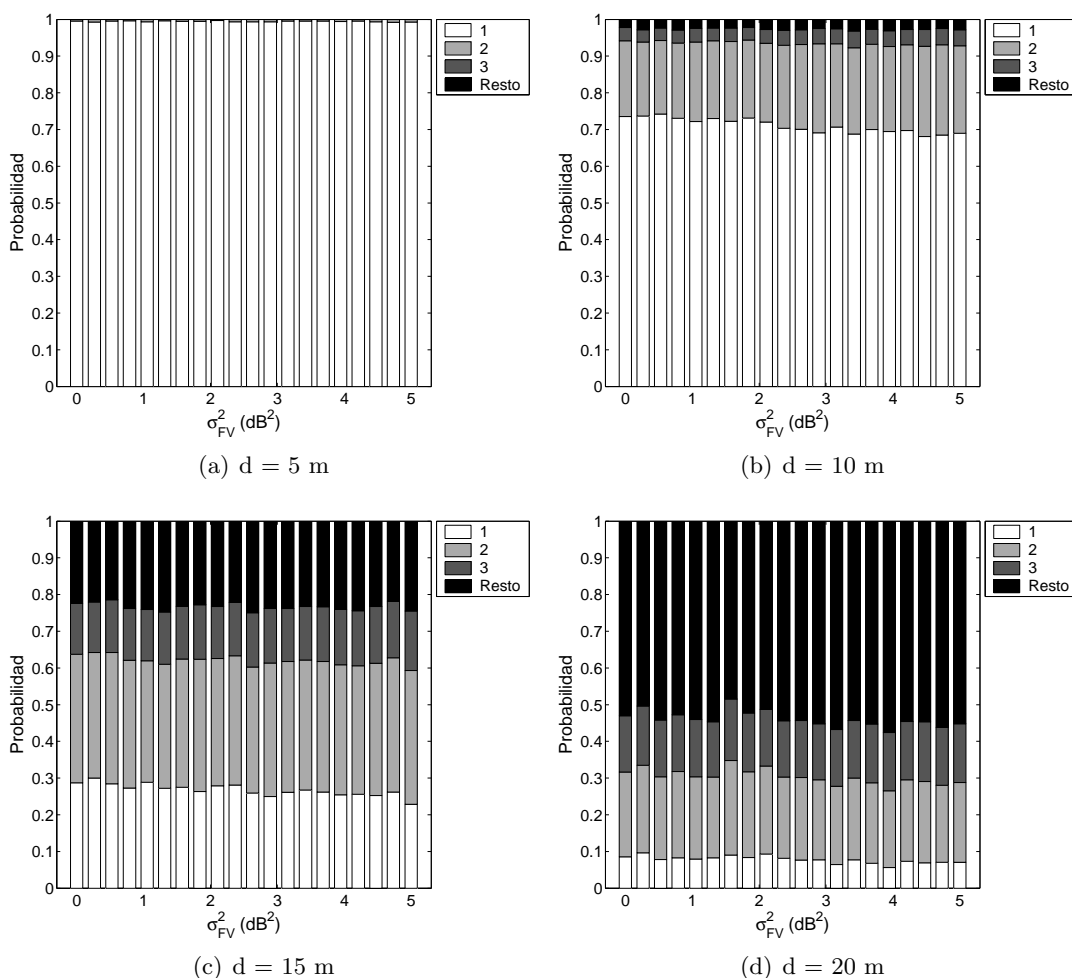


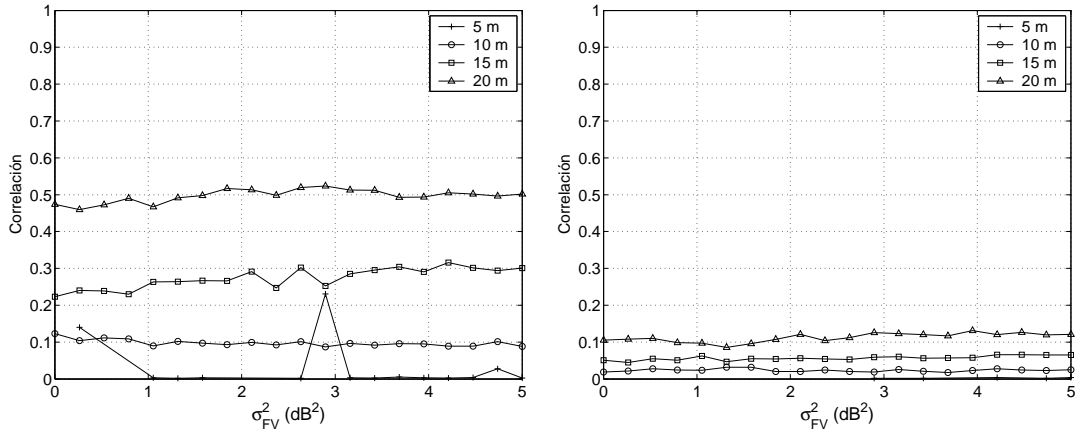
Figura H.10: Evolución de la métrica ETX en función de la variación temporal rápida del canal, corrigiendo el efecto de las Gray Zones

analizado.

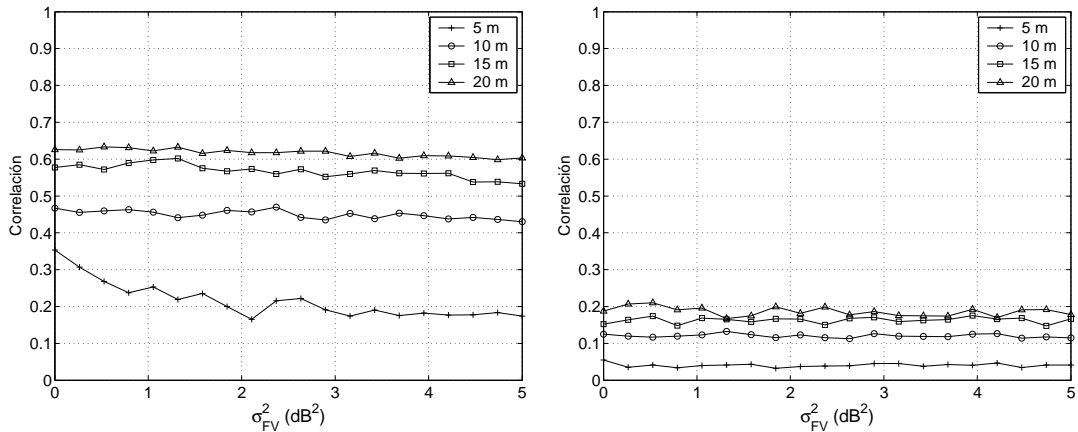
De la misma manera, las variaciones temporales rápidas no tienen una influencia clara en la correlación existente entre las estimaciones de las tasas de entrega de los enlaces directo e inverso, tal y como se puede comprobar a la vista de los resultados que se representan en la Figura H.11, que muestra la correlación que hay entre la estimación de las calidades de los dos sentidos del enlace inalámbrico para las cuatro posibles configuraciones del modelo *BEAR* que se han venido utilizando. Se ve claramente que, al contrario de lo que sucedía en el caso de la métrica SADSR, en la que sí que se observó una ligera disminución de la correlación al incrementar la potencia de la variación temporal rápida, en el caso de la métrica ETX no se refleja esta situación, ya que permanece prácticamente constante, para todos los valores de σ_{FV}^2 . Por otro lado, se ve claramente que la correlación es ligeramente superior cuando se corrige el efecto de las *Gray Zones*.

Por último, la Figura H.12 pone nuevamente de manifiesto que el efecto de las variaciones

Anexo H. Evaluación de la métrica ETX



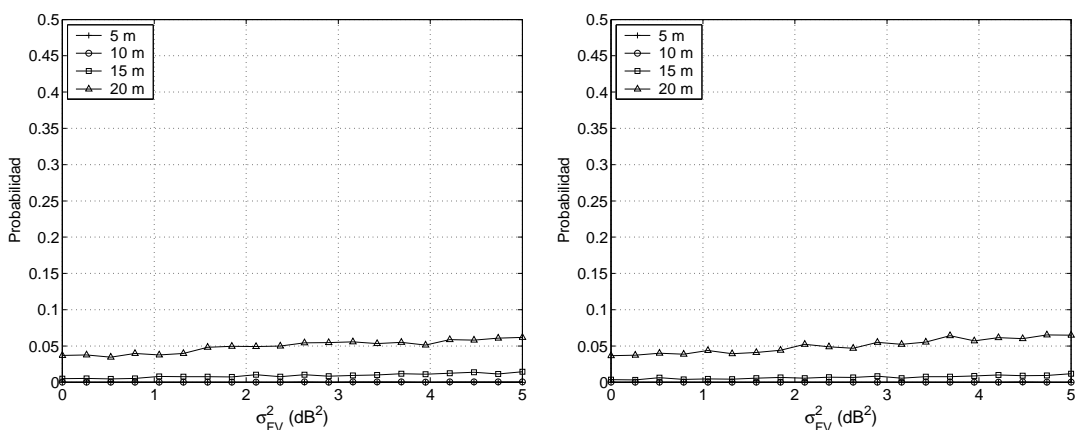
(a) Canal simétrico, sin corregir el efecto de las *Gray Zones* (b) Canal asimétrico, sin corregir el efecto de las *Gray Zones*



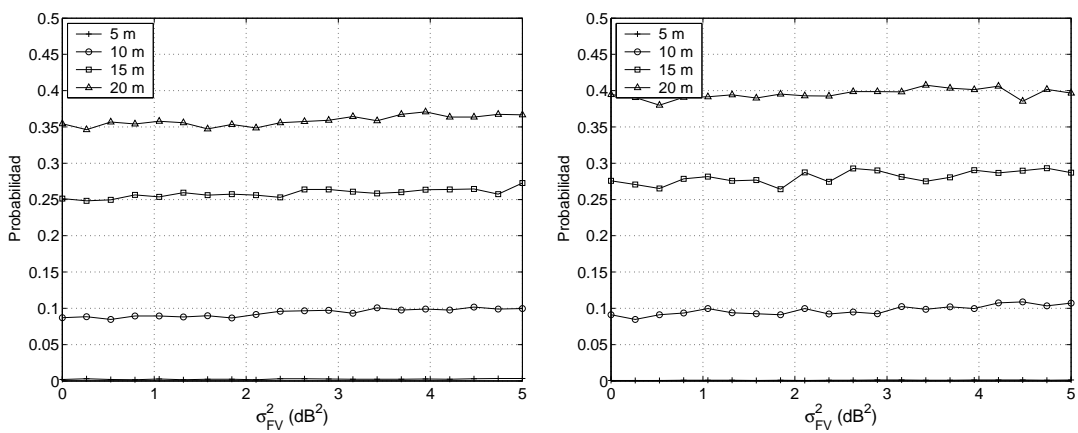
(c) Canal simétrico, corregido el efecto de las *Gray Zones* (d) Canal asimétrico, corregido el efecto de las *Gray Zones*

Figura H.11: Evolución de la correlación entre las tasas de entrega de los dos sentidos de un canal inalámbrico en función de la variación temporal rápida

rápidas del canal sobre la métrica ETX no es muy significativa, en este caso, al representar la probabilidad de transición entre estados frente a la varianza de las variaciones temporales rápidas, se observa que el comportamiento es prácticamente constante, independiente, por tanto, del valor concreto de σ_{FV}^2 , al contrario de lo que sucedía con la métrica SADSR, en la que sí que se observaba un ligero aumento (especialmente cuando no se hacía uso de la histéresis) en la probabilidad de cambio de estado. Evidentemente, en todos los supuestos, el valor se mantiene siempre muy por encima de lo observado en el caso de la métrica anterior, habiendo además una gran diferencia entre las cuatro separaciones que se han analizado.



(a) Canal simétrico, sin corregir el efecto de las Gray Zones (b) Canal asimétrico, sin corregir el efecto de las Gray Zones



(c) Canal simétrico, corregido el efecto de las Gray Zones (d) Canal asimétrico, corregido el efecto de las Gray Zones

Figura H.12: Evolución de la probabilidad de cambio de la métrica ETX en función de la variación temporal rápida

Anexo I

Publicaciones

En este anexo de la Tesis se resumen todas las publicaciones que de alguna manera se derivan del trabajo desarrollado en la misma.

I.1. Capítulos de libros

- J. Eisl, J. Mäkelä, R. Agüero y S. Uno, editores. *Ambient Networks: Co-operative Mobile Networking for the Wireless World*, capítulo Ambient Networks Mobility Management. Wiley, 2007

I.2. Revistas internacionales

- L. Muñoz, M. García, J. Choque, R. Agüero y P. Mähönen. Optimizing Internet flows over IEEE 802.11b wireless local area networks: a performance enhancing proxy based on forward error correction. *IEEE Communications Magazine*, 39(12):60–67, Diciembre 2001
- R. Agüero, J. Choque, J. A. Irastorza, L. Muñoz y L. Sánchez. WPANs heading towards 4G. *UPGRADE - The European journal for the informatics professional*, 5(1):63–68, Febrero 2004
- L. Muñoz, R. Agüero, J. Choque, J. A. Irastorza, L. Sánchez, M. Petrova y P. Mähönen. Empowering next-generation wireless personal communication networks. *IEEE Communications Magazine*, 42(5):64–70, Mayo 2004
- M. García, R. Agüero, L. Muñoz y J. Irastorza. Stabilizing TCP performance over bursty wireless links through the combined use of link-layer techniques. *IEEE Communications Letters*, 10(3):153–155, Marzo 2006
- M. García, R. Agüero, L. Muñoz y J. Irastorza. Smart enhancement of TCP performance over lossy WLAN channels through the combined use of link layer techniques. *Wireless Personal Communications*, 37(1/2):91–103, Abril 2006

I.3. Revistas nacionales

- R. Agüero, J. Choque, J. A. Irastorza, L. Muñoz y L. Sánchez. Las WPAN en el trayecto hacia la 4G. *Novatica*, 167:39–43, Febrero 2004

I.4. Conferencias internacionales

- M. García, R. Agüero, L. Muñoz y P. Mähönen. Behavior of UDP-based applications over IEEE 802.11 wireless networks. En *Proceedings of the 12th IEEE International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communication, PIMRC*, páginas 72–77. Septiembre 2001
- L. Muñoz, R. Agüero, M. García, J. Choque y P. Mähönen. Enhancing UDP performance over the IEEE 802.11b wireless LAN. En *Proceedings of the 4th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*, páginas 519–524. Septiembre 2001
- M. García, R. Agüero, J. A. Irastorza y L. Muñoz. Design, implementation and evaluation of an adaptive forward error correction scheme over WLAN. En *Proceedings of the 6th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*, páginas 81–85. Octubre 2003
- R. Agüero, L. Sánchez, J. Choque, R. Sanz, L. Muñoz y J. A. Irastorza. On the implementation and experimental characterization of the dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks. En *Proceedings of the 6th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*, páginas 488–492. Octubre 2003
- J. Sachs, L. Muñoz, R. Agüero, J. Choque, G. Koudouridis, R. Karimi, L. Jorgueski, J. Gebert, F. Meago y F. Berggren. Future wireless communication based on multi-radio access. En *Proceedings of the Wireless World Research Forum 11, WWRWF*. Junio 2004
- J. A. Irastorza, R. Agüero, V. Gutiérrez y L. Muñoz. Design and implementation of a hierarchical management framework for ad hoc and heterogeneous WPAN environments. En *Proceedings of the 6th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*, páginas 364–368. Septiembre 2004
- R. Agüero, J. Choque, L. Sánchez, L. Muñoz, F. Lucas y S. Colin. Empowering cross-layer optimization: Dynamic context awareness in an heterogeneous wireless environment. En *Proceedings of the 6th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*, páginas 120–124. Septiembre 2004
- M. García, R. Agüero y L. Muñoz. On the unsuitability of TCP RTO estimation over bursty error channels. En *Proceedings of the IFIP TC6 9th International Conference on Personal Wireless Communications, PWC - LCNS 3260*, páginas 343–348. Septiembre 2004
- A. Surtees, R. Agüero, J. Tenhunen, M. Rossi y D. Hollos. Routing group formation in Ambient Networks. En *Proceedings of the 14th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Junio 2005

- J. Lundsjö, R. Agüero, E. Alexandri, F. Berggren, C. Cedervall, K. Dimou, J. Gebert, R. Jennen, L. Jorguseski, R. Karimi, F. Meago, H. Tang y R. Veronesi. A multi-radio access architecture for ambient networking. En *Proceedings of the 14th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Junio 2005
- G. Koudouridis, R. Agüero, E. Alexandri, J. Choque, K. Dimou, R. Karimi, H. Lederer, J. Sachs y R. Sigle. Generic link layer functionality for multi-radio access networks. En *Proceedings of the 14th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Junio 2005
- R. Agüero, M. Berg, J. Choque, J. Hultell, R. Jennen, J. Markendahl, L. Muñoz, M. Prytz y O. Strandberg. RRM challenges for non-conventional and low-cost networks in Ambient Networks. En *Proceedings of the Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*. Septiembre 2005
- R. Agüero, J. Galache, M. García y L. Muñoz. A simple wireless channel simulation model based on real office environments. En *Proceedings of the 8th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*. Septiembre 2005
- R. Agüero, J. Galache, J. Choque y L. Muñoz. An improved associativity degree based cluster formation algorithm modulated by link quality. En *Proceedings of the 8th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*. Septiembre 2005
- R. Agüero, J. Choque y L. Muñoz. Analysis of IP-based communications over a real multi-hop testbed based on the DSR protocol. En *Proceedings of the 8th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*. Septiembre 2005
- K. Dimou, R. Agüero, M. Bortnik, R. Karimi, G. Koudouridis, H. Lederer, J. Sachs y R. Sigle. Generic Link Layer: a solution for multi-radio transmission diversity in communication networks beyond 3G. En *Proceedings of the 62nd IEEE Vehicular Technology Conference, VTC*. Septiembre 2005
- J. Eisl, J. Höller, S. Uno y R. Agüero. Towards modular mobility management in Ambient Networks. En *Proceedings of the 1st International ACM workshop on dynamic interconnection of networks, DIN*. Septiembre 2005
- R. Agüero, J. Eisl, V. Typpo y S. Uno. Analysis of mobility control functions in Ambient Networks. En *Proceedings of the 6th IEE International Conference on 3G and Beyond, IEE 3G*. Noviembre 2005
- G. Koudouridis, P. Karlsson, J. Lundsjö, A. Bria, M. Berg, L. Jorguseski, F. Meago, R. Agüero, J. Sachs y R. Karimi. Multi-radio access in Ambient Networks. En *Proceedings of the 2nd edition workshop in trends in radio resource management*. Noviembre 2005
- K. Pentikousis, R. Agüero, J. Gebert, J. A. Galache, O. Blume y P. Pääkkönen. The Ambient Networks heterogeneous access selection architecture. En *Proceedings of the 1st Ambient Networks Workshop on Mobility, Multiaccess and Network Management, M2NM*. Octubre 2007

- G. Koudouridis, R. Agüero, E. Alexandri, M. Berg, A. Bria, J. Gebert, L. Jorguseski, R. Karimi, I. Karla, P. Karlsson, J. Lundsjö, P. Magnusson, F. Meago, M. Prytz y J. Sachs. Feasibility studies and architecture for multi-radio access in Ambient Networks. En *Proceedings of the 15th Wireless World Research Forum meeting, WWRP*. Diciembre 2005
- M. Johnsson, A. Mehes, G. Selander, N. Papadoglou, M. Priestley, P. Pöyhönen, R. Agüero, C. Kappler y J. Markendahl. Network composition. En *Proceedings of the 15th Wireless World Research Forum meeting, WWRP*. Diciembre 2005
- J. Mäkelä, R. Agüero, J. Tenhunen, V. Kyllönen, J. Choque y L. Muñoz. Paving the way for future mobility mechanisms: a testbed for mobility triggering and moving network support. En *Proceedings of the 2nd International IEEE/Create-Net Tridentcom*. Marzo 2006
- M. Vorwerk, S. Schuetz, R. Agüero, J. Choque, S. Schmid, M. Kleis, M. Kampman y M. Erkoc. Ambient Networks in practice: instant media services for users on the move. En *Proceedings of the 2nd International IEEE/Create-Net Tridentcom*. Marzo 2006
- S. Uno, J. Eisl y R. Agüero. Study of mobility control functions in Ambient Networks. En *Proceedings of the 8th International Conference in Advanced Communication Technology, ICACT*. Febrero 2006
- J. A. Irastorza, R. Agüero, V. Gutiérrez y L. Muñoz. Beyond management in ad hoc, heterogeneous WPAN environments: an experimental approach. En *Proceedings of the 10th IEEE/IFIP Network Operations and Management Symposium (NOMS)*. Abril 2006
- J. Mäkelä, R. Agüero, D. Hollos y J. Choque. Ambient mobility in practice - mechanisms for moving network & triggering. En *Proceedings of the 15th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Junio 2006
- J. Sachs, R. Agüero, M. Berg, J. Gebert, L. Jorguseski, I. Karla, P. Karlsson, G. Koudouridis, J. Lundsjö, M. Prytz y O. Strandberg. Migration of existing access networks towards multi-radio access. En *Proceedings of the 64th IEEE Vehicular Technology Conference, VTC*. Septiembre 2006
- R. Agüero, J. Choque, L. Martínez y L. Muñoz. Broadcast efficiency in clustered, spontaneous wireless network deployments. En *Proceedings of the 9th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*. Septiembre 2006
- J. Choque, R. Agüero y L. Muñoz. End-to-end QoS for mobile heterogeneous networks. a generic architecture proposal. En *Proceedings of the 9th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*. Septiembre 2006
- R. Agüero, M. Miozzo, J. Eisl, D. Hollos, E. Hepworth y L. Badia. Routing groups in ambient networking. En *Proceedings of the 3rd IEEE International Conference on Mobile Technology, Applications and Systems*. Octubre 2006
- R. Giaffreda, K. Pentikousis, E. Hepworth, R. Agüero y A. Galis. An information service infrastructure for Ambient Networks. En *Proceedings of the IASTED International Conference on Parallel and Distributed Computing and Networks, PDCN*. Febrero 2007

- K. Pentikousis, R. Giaffreda, E. Hepworth, R. Agüero y A. Galis. Information management for dynamic networks. En *Proceedings of the International Multi-Conference on Computing in the Global Information Technology, ICCGI*. Marzo 2007
- J. Gebert, R. Agüero, K. Daoud, G. Koudouridis, M. Prytz, T. Rinta-aho, J. Sachs y H. Tang. Access flow based multi-radio access connectivity. En *B3G and SRM Cluster Workshop on network detection and heterogeneous radio resource management*. Marzo 2007
- R. Agüero, A. Surtees, J. Eisl y M. Georgiades. Mobility management in Ambient Networks. En *Proceedings of the 65th IEEE Vehicular Technology Conference, VTC*. Abril 2007
- R. Agüero, J. Choque y L. Muñoz. On the relay-based coverage extension for non-conventional multi-hop wireless networks. En *Proceedings of the IEEE International Conference on Communications, ICC*. Junio 2007
- R. Agüero, J. Gebert, J. Choque y H. Eckhardt. Towards a multi-access prototype in Ambient Networks. En *Proceedings of the 16th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Julio 2007
- J. Sachs, R. Agüero, K. Daoud, J. Gebert, G. Koudouridis, F. Meago, M. Prytz, T. Rinta-aho y H. Tang. Generic abstraction of access performance and resources for multi-radio access management. En *Proceedings of the 16th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Julio 2007
- D. Hollos, P. Pöyhönen, O. Strandberg, R. Agüero, K. Pentikousis y O. Blume. A study of handover strategies for mobile multiaccess Ambient Networks. En *Proceedings of the 16th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Julio 2007
- C. Simon, R. Rembarz, P. Pääkkönen, H. Perkuhn, C. Bento, N. Akhtar, R. Agüero, T. Katona y P. Kersch. Ambient Networks integrated prototype design and implementation. En *Proceedings of the 16th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Julio 2007
- P. Pöyhönen, D. Hollos, H. Tang, O. Blume, R. Agüero y K. Pentikousis. Analysis of load dependency of handover strategies in mobile multiaccess Ambient Networks. En *Proceedings of the 2nd workshop on multimedia applications over wireless networks, MediaWIN*. Julio 2007
- P. Pöyhönen, J. Tounonen, H. Tang y O. Strandberg. Study of handover strategies for multi-service and multi-operator Ambient Networks. En *Proceedings of the Second International Conference on Communications and Networking in China, CHINACOM*. Agosto 2007
- R. Agüero, M. García y L. Muñoz. BEAR: a bursty error auto-regressive model for indoor wireless environments. En *Proceedings of the 18th IEEE International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communication, PIMRC*. Septiembre 2007
- G. Koudouridis, R. Agüero, K. Daoud, J. Gebert, M. Prytz, T. Rinta-aho, J. Sachs y H. Tang. Access flow based multi-radio access connectivity. En *Proceedings of the 18th*

IEEE International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communication, PIMRC. Septiembre 2007

- P. Pääkkönen, P. Salmela, R. Agüero y J. Choque. An integrated Ambient Networks prototype. En *Proceedings of the 15th International Conference on Software, Telecommunications and Computer Networks, SoftCOM*. Septiembre 2007
- K. Pentikousis, R. Agüero, J. Gebert, J. A. Galache, O. Blume y P. Pääkkönen. The Ambient Networks heterogeneous access selection architecture. En *Proceedings of the 1st Ambient Networks Workshop on Mobility, Multiaccess and Network Management, M2NM*. Octubre 2007
- O. Blume, A. Surtees, R. Agüero, E. Perera y K. Pentikousis. A generic signaling framework for seamless mobility in heterogeneous wireless networks. En *Proceedings of the 1st Ambient Networks Workshop on Mobility, Multiaccess and Network Management, M2NM*. Octubre 2007
- F. Meago, J. Gebert, J. Sachs, J. Choque, R. Agüero y O. Blume. On capacity/load-based and availability-based resource abstractions for multi-access networks. En *Proceedings of the 1st Ambient Networks Workshop on Mobility, Multiaccess and Network Management, M2NM*. Octubre 2007

I.5. Conferencias nacionales

- R. Agüero, M. García, J. Choque y L. Muñoz. Caracterización del protocolo UDP sobre redes de Área local inalámbricas IEEE 802.11b. En *Actas de las III Jornadas de Ingeniería Telemática, JITEL*, páginas 235–241. Septiembre 2001
- R. Sanz, R. Agüero, L. Sánchez, J. Choque y L. Muñoz. Aportación a la mejora de prestaciones de los protocolos TCP/IP en entornos inalámbricos y multi-salto. En *Actas de las IV Jornadas de Ingeniería Telemática, JITEL*, páginas 393–400. Septiembre 2003
- J. A. Irastorza, J. Choque, R. Agüero y L. Muñoz. Abriendo el camino hacia la cuarta generación: una nueva arquitectura de redes de área personal inalámbricas. En *Actas de las IV Jornadas de Ingeniería Telemática, JITEL*, páginas 377–384. Septiembre 2003
- L. Sánchez, V. Gutiérrez, R. Agüero y L. Muñoz. Propuestas para el despliegue de redes de acceso inalámbricas de bajo coste basadas en tecnología WLAN. En *Actas de las IV Jornadas de Ingeniería Telemática, JITEL*, páginas 189–196. Septiembre 2003
- R. Agüero, L. Sánchez, M. García, J. Choque y L. Muñoz. Análisis experimental del comportamiento de TCP sobre IEEE 802.11b y del protocolo Snoop como mecanismo de mejora. En *Actas de las IV Jornadas de Ingeniería Telemática, JITEL*. Septiembre 2003
- R. Agüero y L. Muñoz. Iniciativas europeas en el camino hacia la 4G. En *Actas de Mundo Internet*. Abril 2005
- R. Agüero y L. Muñoz. Iniciativas europeas en el camino hacia la 4G. En *Actas de Mundo Internet*. Abril 2005

- R. Agüero, J. Choque, J. Lanza, L. Sánchez y L. Muñoz. Estudio experimental de los protocolos IP en redes inalámbricas multi-salto basadas en el protocolo DSR. En *Actas de las VI Jornadas de Ingeniería Telemática, JITEL*. Septiembre 2005
- M. García, R. Agüero, L. Muñoz y J. Irastorza. Combinación de mecanismos para la mejora del rendimiento de TCP sobre canales inalámbricos con pérdidas a ráfagas. En *Actas de las V Jornadas de Ingeniería Telemática, JITEL*. Septiembre 2005
- R. Agüero, M. García y L. Muñoz. Modelado de errores a ráfagas en canales inalámbricos mediante filtrado AR. En *Actas de las VI Jornadas de Ingeniería Telemática, JITEL*. Septiembre 2007

I.6. Otros

- R. Agüero y J. Pérez. Adding multiple interface support in ns-2. Informe técnico, Universidad de Cantabria, Enero 2007
- E. Hepworth, R. Giaffreda, I. Herwono, R. Agüero, E. Perera, K. Pentikousis, R. Jennen, O. Blume y A. Prasad. Access control for IEEE 802.21 IEs. En *IEEE 802.21 Media Independent Handover session 18*. Enero 2007

Lista de acrónimos

3GPP	3rd Generation Partnership Project
6HOP	Protocols for heterogeneous multi-hop wireless IPv6 networks
ACK	Acknowledgement
ACS	Ambient Control Space
AN	Ambient Networks
ANHASA	Ambient Networks Heterogeneous Access Selection Architecture
ANI	Ambient Networks Interface
AODV	Ad Hoc On Demand Distance Vector
AP	Access Point
AR	Auto-Regressive
ARI	Ambient Resource Interface
ARP	Address Resolution Protocol
ARQ	Automatic Repeat-reQuest
AS	Active Set
ASI	Ambient Service Interface
B3G	Beyond 3G
BEAR	Bursty Error model based on Auto-Regressive filtering
CFB	Correct Frame Burst
CPB	Correct Packet Burst
CS	Candidate Set
CSMA/CA	Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance
CW	Contention Window
DCF	Distributed Coordination Function
DIFS	Distributed Interframe Space
DS	Detected Set
DSR	Dynamic Source Routing
DYMO	Dynamic MANET On-demand
EFB	Erroneous Frame Burst
ENT	Effective Number of Transmissions
EPB	Erroneous Packet Burst
ETT	Expected Transmission Time
ETX	Expected Transmission Count
FER	Frame Error Rate
FF	Fast Fading
FN	Forwarding Node
FTP	File Transfer Protocol

Acrónimos

FV	Fast Variation
GLL	Generic Link Layer
GLL-AL	GLL Abstraction Layer
GLL-C	GLL Control
GSM	Global System for Mobile communications
HOLM	Handover and Locator Management
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
IETF	Internet Engineering Task Force
IP	Internet Protocol
IPv6	IP Version 6
ISI	Information Sciences Institute
LBNL	Lawrence Berkeley National Laboratory
LQSR	Link Quality Source Routing
MAC	Media Access Control
MANET	Mobile Ad-hoc Networks
MCL	Mesh Connectivity Layer
mETX	Modified ETX
MGI	MRRM GLL Interface
MHI	MRRM HOLM Interface
MIRACLE	Multi-InterfAce Cross-Layer Extension
MMI	MRRM MRRM Interface
MPR	Multipoint Relay
MRA	Multi-Radio Access
MRRM	Multi-Radio Resource Management
MSS	Maximum Segment Size
MW-Node	Module-based Wireless Node
NAT	Network Address Translation
nc	Network Constraint
NHDP	Neighborhood Discovery Protocol
ns	Network Simulator
OLSR	Optimized Link State Routing
OSI	Open Systems Interconnection
OSPF	Open Shortest Path First
PACWOMAN	Power Aware Communications for Wireless OptiMised personal Area Networks
PER	Packet Error Rate
PLCP	Physical Layer Convergence Procedure
PMP	Proactive MANET Protocol
QoS	Quality of Service
RAT	Radio Access Technology
RERR	Route Error
RFC	Request For Comments
RMP	Reactive MANET Protocol
RREP	Route Reply
RREQ	Route Request
RSNR	Route SNR
RTO	Retransmission Timeout

RTT	Round Trip Time
SADSR	SNR Aware DSR
SF	Slow Fading
SIFS	Short Interframe Space
SMF	Simplified Multicast Forwarding
SNR	Signal to Noise Ratio
SV	Slow Variation
TBRPF	Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding
TC	Topology Control
tc	Terminal Constraint
TCP	Transport Control Protocol
TLV	Type Length Value
TND	TBRBF Neighbor Discovery
TRG	Triggering
TU	Traffic Unit
UDP	User Datagram Protocol
UMTS	Universal Mobile Telecommunications System
UT	User Terminal
VINT	Virtual InterNetwork Testbed
VS	Validated Set
WLAN	Wireless Local Area Networks

Bibliografía

- [1] J. A. Irastorza, J. Choque, R. Agüero y L. Muñoz. Abriendo el camino hacia la cuarta generación: una nueva arquitectura de redes de área personal inalámbricas. En *Actas de las IV Jornadas de Ingeniería Telemática, JITEL*, páginas 377–384. Septiembre 2003.
- [2] R. Agüero, J. Choque, J. A. Irastorza, L. Muñoz y L. Sánchez. Las WPAN en el trayecto hacia la 4G. *Novatica*, 167:39–43, Febrero 2004.
- [3] R. Agüero, J. Choque, J. A. Irastorza, L. Muñoz y L. Sánchez. WPANs heading towards 4G. *UPGRADE - The European journal for the infomatics professional*, 5(1):63–68, Febrero 2004.
- [4] L. Muñoz, R. Agüero, J. Choque, J. A. Irastorza, L. Sánchez, M. Petrova y P. Mähönen. Empowering next-generation wireless personal communication networks. *IEEE Communications Magazine*, 42(5):64–70, Mayo 2004.
- [5] R. Sanz, R. Agüero, L. Sánchez, J. Choque y L. Muñoz. Aportación a la mejora de prestaciones de los protocolos TCP/IP en entornos inalámbricos y multi-salto. En *Actas de las IV Jornadas de Ingeniería Telemática, JITEL*, páginas 393–400. Septiembre 2003.
- [6] R. Agüero y L. Muñoz. Iniciativas europeas en el camino hacia la 4G. En *Actas de Mundo Internet*. Abril 2005.
- [7] R. Agüero, M. Berg, J. Choque, J. Hultell, R. Jennen, J. Markendahl, L. Muñoz, M. Prytz y O. Strandberg. RRM challenges for non-conventional and low-cost networks in Ambient Networks. En *Proceedings of the Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*. Septiembre 2005.
- [8] D. Cavalcanti, D. Agrawal, C. Cordeiro, B. Xie y A. Kumar. Issues in integrating cellular networks, WLANs, and MANETs: a futuristic heterogeneous wireless network. *IEEE Wireless Communications*, 12(3):30–41, Junio 2005.
- [9] IEEE Computer Society LAN MAN Standards Committee. *IEEE 802.16: Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems*, Octubre 2004.
- [10] IEEE Computer Society LAN MAN Standards Committee. *IEEE 802.16e (Amendment): Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems- Physical and Medium Access Control Layers for Combined Fixed and Mobile Operation in Licensed Bands*, Febrero 2006.
- [11] S. M. Faccin, C. Wijting, J. Kenckt y A. Damle. Mesh WLAN networks: concept and system design. *IEEE Wireless Communications*, 13(2):10–17, Abril 2006.

Bibliografía

- [12] M. J. Lee, J. Zheng, Y. B. Ko y D. M. Shrestha. Emerging standards for wireless mesh technology. *IEEE Wireless Communications*, 13(2):56–63, Abril 2006.
- [13] IEEE Computer Society LAN MAN Standards Committee. *IEEE 802.11s (Amendment): Wireless LAN Medium Access Control and Physical Layer Specifications - ESS Mesh Networking (Draft 1.0)*, Enero 2007.
- [14] R. Dube, C. Rais, K. Wang y S. Tripathi. On the throughput enhancement of the downstream channel in cellular radio networks through multihop relaying. *IEEE Journal on Selected Areas on Communications*, 22(7):1206–1219, Septiembre 2004.
- [15] H. Hu, H. Yanikomeroglu, D. Falconer y S. Periyalwar. Range extension without capacity penalty in cellular networks with digital fixed relays. En *Proceedings of the Global Telecommunications Conference, GLOBECOM*, páginas 3053–3057. Noviembre 2004.
- [16] V. Sreng, H. Yanikomeroglu y D. Falconer. Coverage enhancement through two-hop relaying in cellular radio systems. En *Proceedings of the Wireless Communications and Networking, WCNC*, páginas 881–885. 2002.
- [17] R. Pabst, B. Walke, D. Schultz, P. Herhold, H. Yanikomeroglu, S. Mukherjee, H. Viswanathan, M. Lott, W. Zirwas, M. Dohler, H. Aghvami, D. Falconer y G. Fettweis. Relay-based deployment concepts for wireless and mobile broadband radio. *IEEE Communications Magazine*, 42(9):80–89, Septiembre 2004.
- [18] T. Clausen y P. Jacquet. Optimized link state routing protocol (OLSR). Request For Comments RFC3626, IETF, Octubre 2003.
- [19] M. Rossi, L. Badia, P. Giaccon y M. Zorzi. On the effectiveness of logical device aggregation in multi-radio multi-hop networks. En *Proceedings of the IEEE International Workshop on Mobility Management and Wireless Access, MobiWac*. Junio 2005.
- [20] H. R. Thompson. Distribution of distance to Nth neighbour in a population of randomly distributed individuals. *Ecology*, 37(2):391–294, Abril 1956.
- [21] A. Papoulis. *Probability, Random Variables, and Stochastic Processes*. McGraw-Hill, 1991.
- [22] C. Bettstetter y J. Eberspächer. Hop distances in homogeneous ad hoc networks. En *Proceedings of the 57th Semiannual Vehicular Technology Conference, VTC*. Abril 2003.
- [23] C. Bettstetter. On the minimum node degree and connectivity of a wireless multihop network. En *Proceedings of the ACM Symposium on Mobile Ad Hoc Networks and Computing, MobiHoc*. Junio 2002.
- [24] R. K. Ahuja, T. L. Magnanti y J. B. Orlin. *Network Flows: Theory, Algorithms, and Applications*. Prentice Hall, 1993.
- [25] R. Agüero, J. Choque y L. Muñoz. On the relay-based coverage extension for non-conventional multi-hop wireless networks. En *Proceedings of the IEEE International Conference on Communications, ICC*. Junio 2007.

-
- [26] E. Royer y C. Toh. A review of current routing protocols for ad hoc mobile wireless networks. *IEEE Personal Communications*, 6(2):46–55, Abril 1999.
- [27] M. Abolhasan, T. A. Wysocki y E. Dutkiewicz. A review of routing protocols for mobile ad hoc networks. *Ad Hoc Networks - Elsevier*, 2(1):1–22, Enero 2004.
- [28] D. Johnson. Routing in ad hoc networks of mobile hosts. En *Workshop on Mobile Computing Systems and Applications*. Santa Cruz, CA, U.S., 1994.
- [29] R. Agüero, J. Galache, J. Choque y L. Muñoz. An improved associativity degree based cluster formation algorithm modulated by link quality. En *Proceedings of the 8th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*. Septiembre 2005.
- [30] R. Agüero, J. Choque, L. Martínez y L. Muñoz. Broadcast efficiency in clustered, spontaneous wireless network deployments. En *Proceedings of the 9th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*. Septiembre 2006.
- [31] M. Jiang, J. Li y Y. Tay. Cluster based routing protocol (CBRP). Internet Draft Version 1, IETF, Agosto 1999.
- [32] A. Surtees, R. Agüero, J. Tenhunen, M. Rossi y D. Hollos. Routing group formation in Ambient Networks. En *Proceedings of the 14th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Junio 2005.
- [33] R. Agüero, M. Miozzo, J. Eisl, D. Hollos, E. Hepworth y L. Badia. Routing groups in ambient networking. En *Proceedings of the 3rd IEE International Conference on Mobile Technology, Applications and Systems*. Octubre 2006.
- [34] C. Perkins, E. Belding-Royer y S. Das. Ad hoc on-demand distance vector (AODV) routing. Request For Comments RFC3561, IETF, Julio 2003.
- [35] D. B. Johnson, Y. C. Hu y D. A. Maltz. The dynamic source routing protocol (DSR) for mobile ad hoc networks for IPv4. Request For Comments RFC4728, IETF, Febrero 2007.
- [36] R. Ogier, F. Templin y M. Lewis. Topology dissemination based on reverse-path forwarding (TBRPF). Request For Comments RFC3684, IETF, Febrero 2004.
- [37] I. Chakeres y C. Perkins. Dynamic MANET on-demand (DYMO) routing. Internet Draft Versión 11, IETF, Noviembre 2007.
- [38] T. Clausen, C. Dearlove y P. Jacquet. The optimized link state routing protocol version 2. Internet Draft Versión 4, IETF, Julio 2007.
- [39] T. Clausen, C. Dearlove, J. Dean y C. Adjih. Generalized MANET packet/message format. Internet Draft Versión 11, IETF, Noviembre 2007.
- [40] T. Clausen, C. Dearlove y J. Dean. MANET neighborhood discovery protocol (NHDP). Internet Draft Versión 4, IETF, Junio 2007.

Bibliografía

- [41] J. Macker. Simplified multicast forwarding for MANET. Internet Draft Versión 6, IETF, Noviembre 2007.
- [42] J. Moy. OSPF version 2. Request For Comments RFC2328, IETF, Abril 1998.
- [43] I. Chakeres. IANA allocations for MANET protocols. Internet Draft Versión 7, IETF, Noviembre 2007.
- [44] H. Sun y H. D. Hughes. Adaptive QoS routing based on prediction of local performance in ad hoc networks. En *Proceedings of the Wireless Communications and Networking, WCNC*, tomo 2, páginas 1191–1195. 2003.
- [45] S. B. Lee, G. S. Ahn, X. Zhang y A. T. Campbell. INSIGNIA: an IP-based quality of service framework for mobile ad hoc networks. *J. Parallel Distrib. Comput.*, 60(4):374–406, 2000.
- [46] P. Sinha, R. Sivakumar y V. Bharghavan. CEDAR: a core-extraction distributed ad hoc routing algorithm. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 17(8):1454–1465, Agosto 1999.
- [47] M. Guerrero. Secure ad hoc on-demand distance vector (SAODV) routing. Internet Draft Version 2, IETF, Noviembre 2004.
- [48] The VINT Project. *The ns Manual*, Diciembre 2000.
- [49] T. R. Henderson, S. Roy, S. Floyd y G. F. Riley. ns-3 project goals. En *Proceedings of the 2006 workshop on ns-2: the IP network simulator, WNS2*. ACM Press, Octubre 2006.
- [50] T. C. M. Project. Wireless and mobility extensions to ns. Informe técnico, Universidad de Carnegie Mellon, Agosto 1999.
- [51] J. Broch, D. A. Maltz, D. B. Johnson, Y. C. Hu y J. Jetcheva. A performance comparison of multi-hop wireless ad hoc network routing protocols. En *Proceedings of the 4th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking, MobiCom*, páginas 85–97. ACM Press, 1998.
- [52] A. Raniwala y C. Tzi-cker. Architecture and algorithms for an IEEE 802.11-based multi-channel wireless mesh network. En *Proceedings of 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, INFOCOM*, páginas 13 – 17. IEEE, Marzo 2005.
- [53] The Enhanced Network Simulator. <http://www.cse.iitk.ac.in/users/braman/tens>.
- [54] T. C. Chiueh, A. Raniwala, R. Krishnan y K. Gopalan. Hyacinth: An IEEE 802.11-based Multi-channel Wireless Mesh Network. <http://www.ecsl.cs.sunysb.edu/multichannel>, Octubre 2005.
- [55] B. Wang. NS2 Notebook: Multi-channel Multi-interface Simulation in NS2 (2.29). <http://www.cse.msu.edu/~wangbo1/ns2/nshowto8.html>.

-
- [56] D. Wang. Make hyacinth run on Debian NS-2.29.2. <http://my.opera.com/HenryFD/blog/show.dml/202861>, Marzo 2006.
- [57] L. Paquereau y B. E. Helvik. A module-based wireless node for ns-2. En *Proceeding of the 2006 workshop on ns-2: the IP network simulator, WNS2*. ACM Press, Octubre 2006.
- [58] M. Miozzo, N. Baldo, F. Maguolo, M. Rossi y M. Zorzi. ns2-MIRACLE: a modular framework for multi-technology and cross-layer support in network simulator 2. En *Proceedings of the 1st International Workshop on Network Simulation Tools 2007, NSTools*. Octubre 2007.
- [59] R. Agüero y J. Pérez. Adding multiple interface support in ns-2. Informe técnico, Universidad de Cantabria, Enero 2007.
- [60] M. García, R. Agüero y L. Muñoz. On the unsuitability of TCP RTO estimation over bursty error channels. En *Proceedings of the IFIP TC6 9th International Conference on Personal Wireless Communications, PWC - LCNS 3260*, páginas 343–348. Septiembre 2004.
- [61] M. García, R. Agüero, L. Muñoz y J. Irastorza. Combinación de mecanismos para la mejora del rendimiento de TCP sobre canales inalámbricos con pérdidas a ráfagas. En *Actas de las V Jornadas de Ingeniería Telemática, JITEL*. Septiembre 2005.
- [62] M. García, R. Agüero, L. Muñoz y J. Irastorza. Stabilizing TCP performance over bursty wireless links through the combined use of link-layer techniques. *IEEE Communications Letters*, 10(3):153–155, Marzo 2006.
- [63] M. García, R. Agüero, L. Muñoz y J. Irastorza. Smart enhancement of TCP performance over lossy WLAN channels through the combined use of link layer techniques. *Wireless Personal Communications*, 37(1/2):91–103, Abril 2006.
- [64] D. Dhoutaut, A. Regis y F. Spies. Impact of radio propagation models in vehicular ad hoc networks simulations. En *Proceedings of the 3rd international workshop on Vehicular ad hoc networks, VANET*, páginas 40–49. ACM Press, 2006.
- [65] I. Stepanov, D. Herrscher y K. Rothermel. On the impact of radio propagation models on MANET simulation results. En *Proceedings of the 7th IFIP International Conference on Mobile and Wireless Communication Networks, MWCN*. Marrakech, Morocco, 2005.
- [66] J. Aráuz y P. Krishnamurthy. Markov modeling of 802.11 channels. En *Proceedings of the IEEE 58th Vehicular Technology Conference, VTC*, páginas 771–775. IEEE, Orlando, USA, 2003.
- [67] M. Bottigleliengo, C. Casetti, C. F. Chiasserini y M. Meo. Short-term fairness for TCP flows in 802.11b WLANs. En *Proceedings of the 23rd Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, INFOCOM*. Hong Kong, China, 2004.
- [68] R. Agüero, J. Galache, M. García y L. Muñoz. A simple wireless channel simulation model based on real office environments. En *Proceedings of the 8th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*. Septiembre 2005.

Bibliografía

- [69] T. Rappaport. *Wireless Communications: Principles and Practice*. Prentice Hall, 2001. ISBN 0-130-42232-0.
- [70] H. Lundgren, E. Nordström y C. Tschudin. Coping with communication gray zones in IEEE 802.11b based ad hoc networks. En *Proceedings of the 5th ACM international workshop on Wireless mobile multimedia, WoWMoM*, páginas 49–55. 2002.
- [71] H. Wu, Y. Peng, K. Long, S. Cheng y J. Ma. Performance of reliable transport protocol over IEEE 802.11 wireless lan: Analysis and enhancement. En *Proceedings of the 21st Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, INFOCOM*, páginas 599–607. Junio 2002.
- [72] N. Katsuhiko, H. Okada, T. Yamazato, M. Katayama y A. Ogawa. New analytical model for the TCP throughput in wireless environment. En *Proceedings of the 53rd Vehicular Technology Conference, VTC*, páginas 2128–2132. Mayo 2001.
- [73] K. Pentikousis. TCP in wired-cum-wireless environments. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 3(4):2–14, 2000.
- [74] K. C. Leung y V. O. K. Li. Transmission control protocol (TCP) in wireless networks: issues, approaches, and challenges. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 8(4):64–79, 2006.
- [75] V. Vasudevan, M. Parikh, K. Chandra y C. Thompson. TCP and IEEE 802.11b protocol performance in indoor wireless channels. En *IEEE Sarnoff Symposium*. Princeton, New Jersey, USA, 2003.
- [76] H. Balakrishnan, S. Seshan y R. H. Katz. Improving reliable transport and handoff performance in cellular wireless networks. *ACM Wireless Networks*, 1(4), 1995.
- [77] B. Sardar y D. Saha. A survey of TCP enhancements for last-hop wireless networks. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 8(3):20–34, 2006.
- [78] E. Yanmaz, S. C. Wei y O. K. Tonguz. Performance enhancement techniques for TCP over wireless links. En *Proceedings of the 61st Vehicular Technology Conference, VTC*, páginas 2245–2249. Mayo 2005.
- [79] Y. Tian, K. Xu y N. Ansari. TCP in wireless environments: problems and solutions. *IEEE Communications Magazine*, 43(3):27–32, Marzo 2005.
- [80] M. García, R. Agüero, J. A. Irastorza y L. Muñoz. Design, implementation and evaluation of an adaptive forward error correction scheme over WLAN. En *Proceedings of the 6th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*, páginas 81–85. Octubre 2003.
- [81] J. McDougall, Y. Yu y S. Miller. A statistical approach to developing channel models for network simulations. En *Proceedings of the Wireless Communications and Networking, WCNC*, páginas 1660–1665. Marzo 2004.
- [82] K. E. Baddour y N. C. Beaulieu. Autoregressive modeling for fading channel simulation. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 4(4):1650–1662, Julio 2006.

-
- [83] B. Sklar. Rayleigh fading channels in mobile digital communication systems. part I: Characterization. *IEEE Communications Magazine*, 35(7):90–100, Julio 1997.
- [84] J. G. Proakis y D. K. Manolakis. *Digital Signal Processing*. Prentice Hall, 2006. ISBN 0-131-87374-1.
- [85] G. L. Bradley y K. J. Smith. *Calculus*. Prentice Hall College Div, 1995. ISBN 0-131-78617-2.
- [86] R. Agüero, M. García, J. Choque y L. Muñoz. Caracterización del protocolo UDP sobre redes de Área local inalámbricas IEEE 802.11b. En *Actas de las III Jornadas de Ingeniería Telemática, JITEL*, páginas 235–241. Septiembre 2001.
- [87] L. Muñoz, R. Agüero, M. García, J. Choque y P. Mähönen. Enhancing UDP performance over the IEEE 802.11b wireless LAN. En *Proceedings of the 4th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*, páginas 519–524. Septiembre 2001.
- [88] M. García, R. Agüero, L. Muñoz y P. Mähönen. Behavior of UDP-based applications over IEEE 802.11 wireless networks. En *Proceedings of the 12th IEEE International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communication, PIMRC*, páginas 72–77. Septiembre 2001.
- [89] L. Muñoz, M. García, J. Choque, R. Agüero y P. Mähönen. Optimizing Internet flows over IEEE 802.11b wireless local area networks: a performance enhancing proxy based on forward error correction. *IEEE Communications Magazine*, 39(12):60–67, Diciembre 2001.
- [90] R. Agüero, L. Sánchez, M. García, J. Choque y L. Muñoz. Análisis experimental del comportamiento de TCP sobre IEEE 802.11b y del protocolo Snoop como mecanismo de mejora. En *Actas de las IV Jornadas de Ingeniería Telemática, JITEL*. Septiembre 2003.
- [91] R. Agüero, M. García y L. Muñoz. BEAR: a bursty error auto-regressive model for indoor wireless environments. En *Proceedings of the 18th IEEE International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communication, PIMRC*. Septiembre 2007.
- [92] R. Agüero, M. García y L. Muñoz. Modelado de errores a ráfagas en canales inalámbricos mediante filtrado AR. En *Actas de las VI Jornadas de Ingeniería Telemática, JITEL*. Septiembre 2007.
- [93] D. D. Couto, D. Aguayo, B. Chambers y R. Morris. Performance of multihop wireless networks: shortest path is not enough. En *Proceedings of the 1st Workshop on Hot Topics in Networking*. Octubre 2002.
- [94] D. de Couto, D. Aguayo, J. Bicket y R. Morris. A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing. En *Proceedings of the 9th annual international conference on Mobile computing and networking, MobiCom*, páginas 134–146. ACM Press, 2003.
- [95] R. Draves, J. Padhye y B. Zill. A comparison of routing metrics for static multi-hop wireless networks. En *Proceedings of the 9th annual international conference on Mobile computing and networking, SIGCOMM*. ACM Press, 2004.

Bibliografía

- [96] R. Draves, J. Padhye y B. Zill. Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks. En *Proceedings of the 10th annual international conference on Mobile computing and networking, Mobicom*. ACM Press, 2004.
- [97] C. E. Koksal y H. Balakrishnan. Quality-aware routing metrics for time-varying wireless mesh networks. *IEEE Journal on Selected Areas on Communications*, 24(11):1984–1994, Noviembre 2006.
- [98] S. J. Lee y M. Gerla. Dynamic load-aware routing in ad hoc networks. En *Proceedings of the IEEE International Conference on Communications, ICC*. Junio 2001.
- [99] A. Adya, P. Bahl, J. Padhye, A. Wolman y L. Zhou. A multi-radio unification protocol for IEEE 802.11 wireless networks. En *Proceedings of the 1st International Conference on Broadband Networks, BroadNets*. 2004.
- [100] R. Agüero, J. Choque, L. Sánchez, L. Muñoz, F. Lucas y S. Colin. Empowering cross-layer optimization: Dynamic context awareness in an heterogeneous wireless environment. En *Proceedings of the 6th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*, páginas 120–124. Septiembre 2004.
- [101] R. Russell y H. Welte. Linux netfilter hacking HOWTO. Linux Howto, Julio 2002.
- [102] R. Agüero, L. Sánchez, J. Choque, R. Sanz, L. Muñoz y J. A. Irastorza. On the implementation and experimental characterization of the dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks. En *Proceedings of the 6th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*, páginas 488–492. Octubre 2003.
- [103] J. A. Irastorza, R. Agüero, V. Gutiérrez y L. Muñoz. Design and implementation of a hierarchical management framework for ad hoc and heterogeneous WPAN environments. En *Proceedings of the 6th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*, páginas 364–368. Septiembre 2004.
- [104] J. A. Irastorza, R. Agüero, V. Gutiérrez y L. Muñoz. Beyond management in ad hoc, heterogeneous WPAN environments: an experimental approach. En *Proceedings of the 10th IEEE/IFIP Network Operations and Management Symposium (NOMS)*. Abril 2006.
- [105] R. Agüero, J. Choque y L. Muñoz. Analysis of IP-based communications over a real multi-hop testbed based on the DSR protocol. En *Proceedings of the 8th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*. Septiembre 2005.
- [106] R. Agüero, J. Choque, J. Lanza, L. Sánchez y L. Muñoz. Estudio experimental de los protocolos IP en redes inalámbricas multi-salto basadas en el protocolo DSR. En *Actas de las VI Jornadas de Ingeniería Telemática, JITEL*. Septiembre 2005.
- [107] K.-H. Kim y K. G. Shin. On accurate measurement of link quality in multi-hop wireless mesh networks. En *Proceedings of the 12th annual international conference on Mobile computing and networking, Mobicom*. ACM Press, 2006.
- [108] L. Sánchez, V. Gutiérrez, R. Agüero y L. Muñoz. Propuestas para el despliegue de redes de acceso inalámbricas de bajo coste basadas en tecnología WLAN. En *Actas de las IV Jornadas de Ingeniería Telemática, JITEL*, páginas 189–196. Septiembre 2003.

-
- [109] A. Tolli, P. Hakin y H. Holma. Performance evaluation of common radio resource management (CCRM). En *Proceedings on the IEEE International Conference on Communications, ICC*. Abril 2002.
- [110] J. Pérez-Romero, O. Sallent, R. Agustí, P. Karlsson, A. Barbaresi, L. Wang, F. Casadevall, M. Dohler, H. Gonzalez y F. Cabral-Pinto. Common radio resource management: Functional models and implementation requirements. En *Proceedings of the 16th IEEE International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communication, PIM-RC*. Septiembre 2005.
- [111] L. Giupponi, R. Agustí, J. Pérez-Romero y O. Sallent. Joint radio resource management algorithm for multi-RAT networks. En *Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference GLOBECOM*. Noviembre 2005.
- [112] A. Banchs. The DAIDALOS architecture for qos over heterogeneous wireless networks. En *Proceedings of the 2nd edition workshop in trends in radio resource management*. Noviembre 2005.
- [113] J. Pérez-Romero, O. Sallent y R. Agustí. A novel algorithm for radio access technology, selection in heterogeneous B3G networks. En *Proceedings of the 63rd IEEE Vehicular Technology Conference, VTC*. Abril 2006.
- [114] J. Choque, R. Agüero y L. Muñoz. End-to-end QoS for mobile heterogeneous networks. a generic architecture proposal. En *Proceedings of the 9th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, WPMC*. Septiembre 2006.
- [115] J. Pérez-Romero, O. Sallent y R. Agustí. A generalized framework for multi-RAT scenarios characterization. En *Proceedings of the 65th IEEE Vehicular Technology Conference, VTC*. Abril 2007.
- [116] T. Melia, D. Corujo, A. Oliva, A. Vidal, R. Aguiar y I. Soto. Impact of heterogeneous network controlled handovers on multi-mode mobile device design. En *Proceedings on Wireless Communications and Networking Conference, WCNC*. Marzo 2007.
- [117] Q. Zhang, C. Guo, Z. Guo y W. Zhu. Efficient mobility management for vertical handoff between WWAN and WLAN. *IEEE Communications Magazine*, 41(11):16–28, Noviembre 2003.
- [118] A. Salkintzis. Interworking techniques and architectures for WLAN/3G integration toward 4G mobile data networks. *IEEE Wireless Communications*, 11(3):50–61, Junio 2004.
- [119] L. Ma, F. Yu, V. Leung y T. Randhawa. A new method to support UMTS/WLAN vertical handover using SCTP. *IEEE Wireless Communications*, 11(4):44–51, Agosto 2004.
- [120] W. Wei, N. Banerjee, K. Basu y S. Das. SIP-based vertical handoff between WWANs and WLANs. *IEEE Wireless Communications*, 12(3):66–72, Junio 2005.
- [121] N. Shenoy y R. Montalvo. A framework for seamless roaming across cellular and wireless local area networks. *IEEE Wireless Communications*, 12(3):50–57, Junio 2005.

Bibliografía

- [122] T. Melia, A. Oliva, I. Soto, C. Bernardos y A. Vidal. Analysis of the effect of mobile terminal speed on WLAN/3G vertical handovers. En *Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference, GLOBECOM*. Noviembre 2006.
- [123] R. Good y N. Ventura. A multilayered hybrid architecture to support vertical handover between IEEE 802.11 and UMTS. En *Proceedings of the 2006 international conference on Wireless communications and mobile computing, IWCMC*. Julio 2006.
- [124] D. Niyato y E. Hossain. Integration of IEEE 802.11 WLANs with IEEE 802.16-based multihop infrastructure mesh/relay networks: a game-theoretic approach to radio resource management. *IEEE Network*, 21(3):6–14, Mayo 2007.
- [125] 3rd Generation Partnership Project 3GPP TS 23.402. *3GPP System Architecture Evolution: Architecture Enhancements for non-3GPP accesses (Release 8)*, Enero 2007.
- [126] IEEE Computer Society LAN MAN Standards Committee. *IEEE 802.21: Media Independent Handover Services, Draft 2.0*, Septiembre 2006.
- [127] N. Niebert, A. Schieder, H. Abramowicz, G. Malmgren, J. Sachs, U. Horn, C. Prehofer y H. Karl. Ambient Networks: An architecture for communication networks beyond 3G. *IEEE Wireless Communications*, 11(2):14–22, Abril 2004.
- [128] N. Niebert, A. Schieder, J. Zander y R. Hancock. *Ambient Networks: Co-operative Mobile Networking for the Wireless World*. Wiley, 2007. ISBN 978-0-470-51092-6.
- [129] J. Markendahl, P. Poyhonen y O. Strandberg. Impact of operator cooperation on traffic load distribution and user experience in ambient networks business scenarios. En *Proceedings of the LA Global Mobility Roundtable*. Junio 2007.
- [130] M. Johnsson, B. Ohlman, A. Surtees, R. Hancock, P. Schoo, K. Ahmed, F. Pittmann, R. Rembarz y M. Brunner. A future-proof network architecture. En *Proceedings of the 16th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Julio 2007.
- [131] N. Charkani, M. Cano, S.-W. Svaet y M. Johnsson. Migration approach of the Ambient Control Space. En *Proceedings of the 16th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Julio 2007.
- [132] A. Schieder, P. Schoo, J. Gebert, D. Zhou, K. Balos y M. Cano. The reference points of an Ambient Network. En *Proceedings of the 16th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Julio 2007.
- [133] M. Johnsson, A. Mehes, G. Selander, N. Papadoglou, M. Priestley, P. Pöyhönen, R. Aguero, C. Kappler y J. Markendahl. Network composition. En *Proceedings of the 15th Wireless World Research Forum meeting, WWRf*. Diciembre 2005.
- [134] N. Akhtar, C. Kappler, P. Schefczik, L. Tionardi y D. Zhou. Network composition: A framework for dynamic interworking between networks. En *Proceedings of the International Conference on Communications and Networking in China (CHINACOM)*. Agosto 2007.

-
- [135] C. Kappler, P. Pöyhönen, M. Johnsson y S. Schmid. Dynamic network composition for beyond 3G networks: a 3GPP viewpoint. *IEEE Network*, 21(1):47–52, Enero-Febrero 2007.
- [136] P. Pöyhönen, J. Tounonen, H. Tang y O. Strandberg. Study of handover strategies for multi-service and multi-operator Ambient Networks. En *Proceedings of the Second International Conference on Communications and Networking in China, CHINACOM*. Agosto 2007.
- [137] J. Sachs, L. Muñoz, R. Agüero, J. Choque, G. Koudouridis, R. Karimi, L. Jorguseski, J. Gebert, F. Meago y F. Berggren. Future wireless communication based on multi-radio access. En *Proceedings of the Wireless World Research Forum 11, WWRWF*. Junio 2004.
- [138] J. Lundsjö, R. Agüero, E. Alexandri, F. Berggren, C. Cedervall, K. Dimou, J. Gebert, R. Jennen, L. Jorguseski, R. Karimi, F. Meago, H. Tang y R. Veronesi. A multi-radio access architecture for ambient networking. En *Proceedings of the 14th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Junio 2005.
- [139] G. Koudouridis, R. Agüero, E. Alexandri, M. Berg, A. Bria, J. Gebert, L. Jorguseski, R. Karimi, I. Karla, P. Karlsson, J. Lundsjö, P. Magnusson, F. Meago, M. Prytz y J. Sachs. Feasibility studies and architecture for multi-radio access in Ambient Networks. En *Proceedings of the 15th Wireless World Research Forum meeting, WWRWF*. Diciembre 2005.
- [140] G. Koudouridis, P. Karlsson, J. Lundsjö, A. Bria, M. Berg, L. Jorguseski, F. Meago, R. Agüero, J. Sachs y R. Karimi. Multi-radio access in Ambient Networks. En *Proceedings of the 2nd edition workshop in trends in radio resource management*. Noviembre 2005.
- [141] M. Prytz, P. Karlsson, C. Cedervall, A. Bria y I. Karla. Infrastructure cost benefits of Ambient Networks multi-radio access. En *Proceedings of the 63rd IEEE Vehicular Technology Conference, VTC*. Abril 2006.
- [142] J. Sachs, R. Agüero, M. Berg, J. Gebert, L. Jorguseski, I. Karla, P. Karlsson, G. Koudouridis, J. Lundsjö, M. Prytz y O. Strandberg. Migration of existing access networks towards multi-radio access. En *Proceedings of the 64th IEEE Vehicular Technology Conference, VTC*. Septiembre 2006.
- [143] M. Johnsson, J. Sachs, T. Rinta-aho y T. Jokikyyny. Ambient Networks: a framework for multi-access control in heterogeneous networks. En *Proceedings of the 64th IEEE Vehicular Technology Conference, VTC*. Septiembre 2006.
- [144] J. Gebert, R. Agüero, K. Daoud, G. Koudouridis, M. Prytz, T. Rinta-aho, J. Sachs y H. Tang. Access flow based multi-radio access connectivity. En *B3G and SRM Cluster Workshop on network detection and heterogeneous radio resource management*. Marzo 2007.
- [145] P. Magnusson, F. Berggren, I. Karla, R. Litjens, F. Meago, H. Tang y R. Veronesi. Multi-radio resource management for communication networks beyond 3G. En *Proceedings of the 62nd IEEE Vehicular Technology Conference, VTC*. Septiembre 2005.

Bibliografía

- [146] G. Koudouridis, R. Agüero, E. Alexandri, J. Choque, K. Dimou, R. Karimi, H. Lederer, J. Sachs y R. Sigle. Generic link layer functionality for multi-radio access networks. En *Proceedings of the 14th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Junio 2005.
- [147] K. Dimou, R. Agüero, M. Bortnik, R. Karimi, G. Koudouridis, H. Lederer, J. Sachs y R. Sigle. Generic Link Layer: a solution for multi-radio transmission diversity in communication networks beyond 3G. En *Proceedings of the 62nd IEEE Vehicular Technology Conference, VTC*. Septiembre 2005.
- [148] J. Eisl, J. Höller, S. Uno y R. Agüero. Towards modular mobility management in Ambient Networks. En *Proceedings of the 1st International ACM workshop on dynamic interconnection of networks, DIN*. Septiembre 2005.
- [149] R. Agüero, J. Eisl, V. Typpo y S. Uno. Analysis of mobility control functions in Ambient Networks. En *Proceedings of the 6th IEE International Conference on 3G and Beyond, IEE 3G*. Noviembre 2005.
- [150] R. Agüero, A. Surtees, J. Eisl y M. Georgiades. Mobility management in Ambient Networks. En *Proceedings of the 65th IEEE Vehicular Technology Conference, VTC*. Abril 2007.
- [151] J. Eisl, J. Mäkelä, R. Agüero y S. Uno, editores. *Ambient Networks: Co-operative Mobile Networking for the Wireless World*, capítulo Ambient Networks Mobility Management. Wiley, 2007.
- [152] J. Sachs, R. Agüero, K. Daoud, J. Gebert, G. Koudouridis, F. Meago, M. Prytz, T. Rinta-aho y H. Tang. Generic abstraction of access performance and resources for multi-radio access management. En *Proceedings of the 16th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Julio 2007.
- [153] F. Meago, J. Gebert, J. Sachs, J. Choque, R. Agüero y O. Blume. On capacity/load-based and availability-based resource abstractions for multi-access networks. En *Proceedings of the 1st Ambient Networks Workshop on Mobility, Multiaccess and Network Management, M2NM*. Octubre 2007.
- [154] J. Mäkelä y K. Pentikousis. Trigger management mechanisms. En *Proceedings of the 2nd International Symposium on Wireless Pervasive Computing, ISWPC*. Febrero 2007.
- [155] J. Makela. Towards seamless mobility support with cross-layer triggering. En *Proceedings of the 18th IEEE International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communication, PIMRC*. Septiembre 2007.
- [156] K. Pentikousis, R. Agüero, J. Gebert, J. A. Galache, O. Blume y P. Pääkkönen. The Ambient Networks heterogeneous access selection architecture. En *Proceedings of the 1st Ambient Networks Workshop on Mobility, Multiaccess and Network Management, M2NM*. Octubre 2007.
- [157] E. Hepworth, R. Giaffreda, I. Herwono, R. Agüero, E. Perera, K. Pentikousis, R. Jennen, O. Blume y A. Prasad. Access control for IEEE 802.21 IEs. En *IEEE 802.21 Media Independent Handover session 18*. Enero 2007.

-
- [158] R. Giaffreda, K. Pentikousis, E. Hepworth, R. Agüero y A. Galis. An information service infrastructure for Ambient Networks. En *Proceedings of the IASTED International Conference on Parallel and Distributed Computing and Networks, PDCN*. Febrero 2007.
- [159] K. Pentikousis, R. Giaffreda, E. Hepworth, R. Agüero y A. Galis. Information management for dynamic networks. En *Proceedings of the International Multi-Conference on Computing in the Global Information Technology, ICCGI*. Marzo 2007.
- [160] S. Uno, J. Eisl y R. Agüero. Study of mobility control functions in Ambient Networks. En *Proceedings of the 8th International Conference in Advanced Communication Technology, ICACT*. Febrero 2006.
- [161] A. Gunnar, B. Ahlgren, O. Blume, L. Burness, P. Eardley, E. Hepworth, J. Sachs y A. Surtees. Access and path selection in Ambient Networks. En *Proceedings of the 16th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Julio 2007.
- [162] G. Koudouridis, R. Agüero, K. Daoud, J. Gebert, M. Prytz, T. Rinta-aho, J. Sachs y H. Tang. Access flow based multi-radio access connectivity. En *Proceedings of the 18th IEEE International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communication, PIMRC*. Septiembre 2007.
- [163] T. Rinta-aho, R. Campos, A. Mehes, U. Meyer, J. Sachs y G. Selander. Ambient Network attachment. En *Proceedings of the 16th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Julio 2007.
- [164] L. Ho, J. Markendahl y M. Berg. Business aspects of advertising and discovery concepts in Ambient Networks. En *Proceedings of the 17th IEEE International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communication, PIMRC*. Septiembre 2006.
- [165] H. Tang, P. Pöyhönen, O. Strandberg, K. Pentikousis, J. Sachs, F. Meago, J. Tounonen y R. Agüero. Paging issues and methods for multiaccess. En *Proceedings of the Second International Conference on Communications and Networking in China, CHINACOM*. Agosto 2007.
- [166] O. Blume, A. Surtees, R. Agüero, E. Perera y K. Pentikousis. A generic signaling framework for seamless mobility in heterogeneous wireless networks. En *Proceedings of the 1st Ambient Networks Workshop on Mobility, Multiaccess and Network Management, M2NM*. Octubre 2007.
- [167] M. Vorwerk, S. Schuetz, R. Agüero, J. Choque, S. Schmid, M. Kleis, M. Kampman y M. Erkoc. Ambient Networks in practice: instant media services for users on the move. En *Proceedings of the 2nd International IEEE/Create-Net Tridentcom*. Marzo 2006.
- [168] J. Mäkelä, R. Agüero, J. Tenhunen, V. Kyllönen, J. Choque y L. Muñoz. Paving the way for future mobility mechanisms: a testbed for mobility triggering and moving network support. En *Proceedings of the 2nd International IEEE/Create-Net Tridentcom*. Marzo 2006.
- [169] J. Mäkelä, R. Agüero, D. Hollos y J. Choque. Ambient mobility in practice - mechanisms for moving network & triggering. En *Proceedings of the 15th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Junio 2006.

Bibliografía

- [170] C. Simon, R. Rembarz, P. Pääkkönen, H. Perkuhn, C. Bento, N. Akhtar, R. Agüero, T. Katona y P. Kersch. Ambient Networks integrated prototype design and implementation. En *Proceedings of the 16th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Julio 2007.
- [171] R. Agüero, J. Gebert, J. Choque y H. Eckhardt. Towards a multi-access prototype in Ambient Networks. En *Proceedings of the 16th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Julio 2007.
- [172] P. Pääkkönen, P. Salmela, R. Agüero y J. Choque. An integrated Ambient Networks prototype. En *Proceedings of the 15th International Conference on Software, Telecommunications and Computer Networks, SoftCOM*. Septiembre 2007.
- [173] P. Pöyhönen, D. Hollos, H. Tang, O. Blume, R. Agüero y K. Pentikousis. Analysis of load dependency of handover strategies in mobile multiaccess Ambient Networks. En *Proceedings of the 2nd workshop on multimedia applications over wireless networks, MediaWIN*. Julio 2007.
- [174] D. Hollos, P. Pöyhönen, O. Strandberg, R. Agüero, K. Pentikousis y O. Blume. A study of handover strategies for mobile multiaccess Ambient Networks. En *Proceedings of the 16th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. Julio 2007.
- [175] T. Camp, J. Boleng y V. Davies. A survey of mobility models for ad hoc network research. *Wireless Communications & Mobile Computing (WCMC): Special issue on Mobile Ad Hoc Networking: Research, Trends and Applications*, 2(5):483–502, 2002.
- [176] J. Ariyakhajorn, P. Wannawilai y C. Sathitwiriawong. A comparative study of random waypoint and gauss-markov mobility models in the performance evaluation of MANET. En *Proceedings of the International Symposium on Communications and Information Technologies, ISCIT*. Septiembre 2006.
- [177] H. S. M. Coxeter. *Introduction to geometry*. John Wiley & Sons, 1989. ISBN 0-471-50458-0.
- [178] IEEE Computer Society LAN MAN Standards Committee. *IEEE 802.11: Wireless LAN Medium Access Control and Physical Layer Specifications*, Agosto 1999.
- [179] D. Maltz, J. Broch y D. Johnson. Experiences designing and building a multi-hop wireless ad hoc network testbed. Technical report CMU-CS-99-116, School of Computer Science, Carnegie Mellon University, Marzo 1999.
- [180] A. Song. picoNet II - a wireless ad hoc network for mobile handheld devices. Master thesis, University of Queensland, Australia, Octubre 2001.
- [181] Pervasive Communications Laboratory. The Click DSR router project. Disponible en <http://pecolab.colorado.edu>, Universidad of Colorado, 2004.
- [182] E. Kohler, R. Morris, B. Chen, J. Jannotti y M. F. Kaashoek. The click modular router. *ACM Transactions on Computer Systems*, 18(3):263–297, 2000.
- [183] A. Rubini y J. Corbet. *Linux Device Drivers*. O'Reilly, 2001. ISBN 0-59600-008-1.
- [184] J. Tourrilhes. *Linux Wireless LAN Howto*, 1996.