

5. AJUSTE DE PARÁMETROS DE LA BÚSQUEDA TABÚ

El algoritmo de Búsqueda Tabú (TS) utiliza un gran número de parámetros asociados a distintas etapas de la resolución. Algunos de ellos han sido estudiados en la literatura científica en problemas de optimización combinatoria y otros son específicos del modelo aplicado en esta tesis. De este modo, es necesario identificar qué valores o dominios de los parámetros conducen a las mejores soluciones y en especial, analizar el comportamiento general del algoritmo de optimización.

Uno de los principales problemas para la calibración y ajuste de los parámetros del problema es disponer un marco de comparación de los resultados y *performance* de la herramienta de cálculo con otras técnicas disponibles. Si bien el algoritmo TS es un método generalizado y testeado en un amplio conjunto de aplicaciones, se debe garantizar que la solución resultante de su aplicación se encuentra cercana al óptimo o puede resolver problemas de forma más eficiente que las demás metodologías. En este punto, se debe manifestar la inexistencia para la comunidad científica de un conjunto de problemas de referencia que permita comparar la eficiencia de cada algoritmo. Ejemplos de estas referencias son la familia de problemas conocida como *Solomon's Benchmark Problems* en el campo del *Vehicle Routing Problem* con ventanas temporales y los problemas de localización óptima de *hubs* aéreos en EE.UU. detallados en O'Kelly y Brian (1998). Ambas familias no son de aplicación en nuestro caso ya que el primer grupo se basa en redes *One-to-Many* y el segundo grupo plantea la modelización como un problema de flujos sin considerar las rutas de vehículos.

Para poder superar esta problemática, se ha generado una batería de 6 problemas de distribución de distinto tamaño y distintos volúmenes de carga para analizar la bondad

de los resultados y determinar el ajuste y calibración necesaria de los valores de los parámetros del algoritmo.

Adicionalmente, en Barcos (2002) se recogen tres ejemplos sencillos de redes de distribución de empresas de paquetería de muchos orígenes a muchos destinos en las que se han evaluado sus soluciones óptimas por programación matemática entera y se ha comparado con las soluciones encontradas con el algoritmo de ACO (Ant Colony Optimization). Estos tres ejemplos se utilizarán para comparar las soluciones del algoritmo TS con otros modelos y técnicas.

5.1. ANÁLISIS DE RESULTADOS EN BATERÍAS DE AJUSTE

La globalidad de los problemas creados para el ajuste de parámetros tienen las coordenadas (x_i, y_i) de cada delegación $i = 1, \dots, N_T$ generadas aleatoriamente en un cuadrado de 500 km de lado. Por otro lado, el plazo temporal para realizar la distribución es de 10 horas, de forma que toda delegación $i = 1, \dots, N_T$ presenta el tiempo de apertura $h_{1,i} = 0$ y el tiempo máximo de recepción $h_{2,i} = 10$ horas. Todas las delegaciones de la región de servicio presentan unos tiempos unitarios de carga y descarga homogéneos e iguales a 0,01 horas/m³ y 0,005 horas/m³ respectivamente. Así mismo, los vehículos utilizados en todos los problemas presentan una capacidad de 80 m³ efectivos para el transporte de carga y se desplazan a una velocidad igual a 80 km/h. Las características particulares de cada problema de referencia $p1-p6$ en cuanto a demanda y número de delegaciones se detalla a continuación:

- p1**-16 delegaciones (4 de ellas *hub*), con 257 envíos con carga $w_{ij} \in [0;100] \text{ m}^3$
- p2**-16 delegaciones (4 de ellas *hub*), con 108 envíos con carga $w_{ij} \in [0;10] \text{ m}^3$
- p3**-45 delegaciones (6 de ellas *hub*), con 680 envíos con carga $w_{ij} \in [0;100] \text{ m}^3$
- p4**-45 delegaciones (6 de ellas *hub*), con 520 envíos con carga $w_{ij} \in [0;10] \text{ m}^3$
- p5**-88 delegaciones (12 de ellas *hub*), con 532 envíos con carga $w_{ij} \in [0;100] \text{ m}^3$
- p6**-88 delegaciones (12 de ellas *hub*), con 532 envíos con carga $w_{ij} \in [0;10] \text{ m}^3$

Los problemas $p1$, $p3$ y $p5$ hacen referencia a estructuras de transporte con volúmenes de envíos distribuidos aleatoriamente en el dominio $[0;100] \text{ m}^3$, por lo que habrá un porcentaje significativo de envíos con carga completa (FTL). En este sentido, en un arco de una ruta existirá una probabilidad baja de poder transportar más de 2 envíos sin superar la capacidad del vehículo. Por el contrario, en los problemas $p2$, $p4$ y $p6$ los volúmenes de mercancía de cada par (i,j) son asignados aleatoriamente en el dominio

$[0;10] \text{ m}^3$, por lo que se trata de un problema *LTL* (envíos con carga muy inferior a la capacidad). En este caso, en el cubrimiento de un arco de una ruta r se deberá transportar un número alto de envíos para consolidar carga a través de estrategias *peddling* y *hub & spoke* para garantizar la productividad del vehículo.

Tabla 5.1. Características de los problemas generados para la batería de ajuste de parámetros

Problema tipo		Criterio aceptación de la solución	Criterios de parada		Lista Tabú
Tamaño problema	Tipo de carga		Iteraciones máximas	Reinicialización por no mejorar la solución factible o infactible	Tabu tenure, θ (iteraciones tabú)
<ul style="list-style-type: none"> • Reducido (16 delegaciones) • Medio (45 delegaciones) • Grande (88 delegaciones) 	<ul style="list-style-type: none"> • Envíos con carga importante $w_{ij} \in [0;100] \text{ m}^3$ • Envíos con carga reducida $w_{ij} \in [0;10] \text{ m}^3$ <p>considerando una capacidad de $C=80 \text{ m}^3$)</p>	<ul style="list-style-type: none"> • Algoritmo básico • Algoritmo con aceptación potenciada 	<ul style="list-style-type: none"> • $N_1=500$ • $N_1=1000$ • $N_1=2000$ 	<ul style="list-style-type: none"> • $N_2=N_3=10N_T$ • $N_2=N_3=4 N_T$ • $N_2=N_3=2 N_T$ • $N_2=N_3=0,8 N_T$ • $N_2=N_3=0,2 N_T$ 	<ul style="list-style-type: none"> • Bajo:10 • Medio:50 • Alto:100

Con todo, las principales características y atributos que se han incluido en la generación de la batería de calibración y análisis de la herramienta de resolución propuesta se detallan en la Tabla 5.1.

Los aspectos y parámetros que se pretenden analizar sobre el comportamiento del algoritmo de Búsqueda Tabú integrado dentro de la herramienta matemática de resolución son los siguientes:

- Criterio de aceptación de la configuración actual como mejor solución x_{opt} . Se han desarrollado 2 algoritmos con distintos criterios de aceptación de la solución. Si $f(x')$ y $f(x_{opt})$ son respectivamente el coste de la solución x' en la iteración k del programa y el coste de la mejor solución encontrada hasta el momento, el criterio de aceptación de la solución del algoritmo básico es que siempre haya estrictamente una reducción de costes tal y como detalla la fórmula (5.1). Por su lado, el algoritmo con aceptación potenciada permite la incorporación de soluciones que iguallen el coste actual para promover la reestructuración de la solución y así explorar nuevas configuraciones (perturbaciones de tipo 1 y 2). El criterio de aceptación en este caso se basa en la ecuación (5.2).

$$f(x') < f(x_{opt}) \quad (5.1)$$

$$f(x') \leq f(x_{opt}) \quad (5.2)$$

- Tiempo de computación y número de iteraciones máximo N_I en relación al tamaño del problema. Se ha considerado 3 valores de $N_I = 500 N_T$, $1000 N_T$ y $2000 N_T$, para los que se han calculado los 6 problemas tipo comprobando su tiempo de cálculo.
- Parámetros N_2 y N_3 (número de iteraciones máximas en las que no se mejora la solución factible e infactible respectivamente). Se han considerado 5 valores posibles de N_2 y N_3 en función del tamaño de problema N_T : $10 N_T$, $4 N_T$, $2 N_T$, $0,8 N_T$ y $0,2 N_T$ (se asume en cada escenario que $N_2=N_3$)
- Parámetro *tabu tenure* θ . Este parámetro representa el número de iteraciones en las que un elemento de la solución se considera tabú. Se han identificado 3 posibles valores del parámetro $\theta=10, 50$ y 100 .

Con todo, el número total de escenarios de calibración para cada uno de los problemas de referencia resultantes de cruzar los distintos aspectos de estudio configura una batería con 90 problemas. El detalle de los resultados obtenidos se adjunta en el Anexo A3. Cabe decir que por el gran tiempo de cálculo del problema de 88 delegaciones, únicamente se ha procedido a su cálculo para $N_I=2000 N_T$ y para valores potencialmente óptimos de N_2 y N_3 .

5.1.1. Criterio de aceptación

Los resultados demuestran que el algoritmo con la aceptación potenciada con un criterio de aceptación determinado por la ecuación (5.2) siempre presenta una búsqueda diferencial de la mejor solución en relación al algoritmo básico; si bien también encuentra las peores soluciones cuando los parámetros de ajuste del algoritmo no se aplican correctamente.

En el caso del problema de tamaño reducido (16 delegaciones), la mejor solución encontrada con el algoritmo con aceptación potenciada presenta una reducción del 9,2% sobre la solución inicial encontrada con el procedimiento heurístico en el problema p1 (envíos *FTL* a carga completa). Sin embargo, en el caso del problema p2 (envíos *LTL* con carga muy inferior a la capacidad), la reducción de la mejor solución con el

algoritmo con aceptación potenciada asciende al 30,7 % de la solución inicial del algoritmo de Búsqueda Tabú. A nivel general, la mejora de la solución del algoritmo con aceptación potenciada es del 26,1% para el problema $p2$ y del 6,3% en el problema $p1$ con un criterio de parada $N_I=2000N_T$. El algoritmo con aceptación potenciada siempre encuentra las mejores soluciones comparativamente con el algoritmo básico. Las 5 mejores soluciones obtenidas con el algoritmo con aceptación potenciada presentan una reducción media del 2,1% con las respectivas soluciones del algoritmo básico. En el caso del problema $p2$ (envíos LTL) la reducción asciende al 4,8 %.

Si se analiza el problema de tamaño medio (45 delegaciones), la mejora del resultado de la configuración inicial con el algoritmo con aceptación potenciada marcada con la expresión (5.2) es del 6,4% en el problema $p3$ y del 19,5% en el problema $p4$. A nivel general, el ahorro medio en el problema $p3$ y $p4$ por este algoritmo es del 3,5% y 12,5% respectivamente con el criterio de parada máximo de $N_I=2000N_T$. El porcentaje de mejora de las cinco mejores soluciones del algoritmo de aceptación potenciada es del 2,3% en el problema $p3$ y del 3,7 % en el caso del problema $p4$ en relación al algoritmo básico.

Finalmente, en el problema de grandes dimensiones (88 delegaciones), el algoritmo con aceptación potenciada proporciona un ahorro medio de la solución de partida del algoritmo de Búsqueda Tabú del 7,7% en el problema $p5$ y del 15,0 % en el problema de carga $p6$ adoptando $N_I=2000N_T$. La reducción media del coste de las 5 mejores soluciones con este algoritmo es del 2,1 % en relación al algoritmo básico aplicado al problema de carga completa $p5$ y del 5,5% con el algoritmo básico.

De esta forma, los resultados avalan la generación e inclusión de los movimientos o perturbaciones del tipo M1 ó M2 detallados en el subcapítulo 4.5 (algoritmo TS) para cambiar la estructura de la solución en cada iteración aunque no reduzcan el coste. En el algoritmo básico, estos movimientos únicamente son adoptados a la solución actual si van seguidos de un movimiento que reduzca el coste de la solución antes de que se llegue al criterio de parada N_2 o N_3 . En cambio, en el algoritmo con aceptación potenciada los movimientos M1 y M2 son adaptados a la solución actual incluso si no mejoran el coste (no empeoran la solución).

Cabe destacar que el algoritmo de aceptación potenciada obtiene resultados relativamente peores en relación al algoritmo básico en problemas con un número de iteraciones máximas bajo ($N_I=500N_T$).

5.1.2. Tiempo de computación

Los tiempos de cálculo y la bondad de la solución presentan un comportamiento distinto según el tamaño del problema y las características de los volúmenes de carga a transportar (problema de envíos a carga completa *FTL* o parcial *LTL*). No se ha percibido un comportamiento distinto de esta variable entre el algoritmo básico y el algoritmo de aceptación potenciada.

En este punto se debe destacar el *trade-off* existente entre el número máximo de iteraciones o tiempo de cálculo y la bondad de la solución. El objetivo es buscar una solución aceptable en un tiempo computacional acotado. A nivel general, los resultados reflejan obviamente que las mejores soluciones se han encontrado en los casos en que el criterio de parada tenía asociado un número más elevado de iteraciones ($N_I=2000N_T$).

La herramienta de cálculo se ha programado con lenguaje VisualBasic 6.0. y ha sido ejecutada con un ordenador personal con procesador Intel Core2 Duo de 1024Mb de RAM y 530MHz.

El tiempo de computación en el problema de tamaño reducido (16 delegaciones) varía significativamente según el tipo de problema. En el problema *p1* (envíos a carga completa) los tiempos de resolución oscilan entre los 25 segundos para $N_I=500N_T$ (8000 iteraciones como máximo), un valor medio de 49 segundos para $N_I=1000N_T$ (máximo de 16000 iteraciones) y un valor medio de 96 segundos para $N_I=2000N_T$ (32000 iteraciones). Se puede estimar un rendimiento medio de 322 iteraciones/s. Por su lado, en el problema *p2* los tiempos de cálculo se reducen de forma relevante: 15 segundos cuando $N_I=500N_T$, 29 segundos para $N_I=100N_T$ y finalmente unos 55 segundos para $N_I=2000N_T$. En este caso, la velocidad de cálculo del algoritmo asciende a un valor medio de 557 iteraciones/s. Este hecho es debido a que el número de envíos totales en el problema *p2* representa el 50% del número de envíos gestionados en el problema *p1*.

En el caso de los problemas de tamaño medio (45 delegaciones), el hecho de tener envíos *FTL* a carga completa o envíos *LTL* a carga parcial no condiciona de forma significativa el tiempo de cálculo. En el problema *p3* el algoritmo presenta una velocidad media de 134 iteraciones/s. En particular, se necesitan 168s para su resolución cuando $N_I=500N_T$ (22500 iteraciones), 336s cuando $N_I=1000N_T$ (45000 iteraciones) y 672s cuando $N_I=2000N_T$ (90000 iteraciones). En el caso de la resolución del problema *p4*, la velocidad de cálculo es de 169,3 iteraciones/s con una variación estimada por $\sigma=23,4$ it/s. A nivel general, el algoritmo alcanza el número total de iteraciones

máximo después de 132s cuando $N_I=500N_T$, 266s cuando $N_I=1000N_T$ y 531s cuando $N_I=2000N_T$.

En el problema de gran tamaño (88 delegaciones) únicamente se ha evaluado el coste computacional de resolución para el caso $N_I=2000N_T$ que conduce a las mejores soluciones. En el caso del problema *p5* de carga completa, el ritmo medio de iteraciones por segundo es de 116,5 it/s. La solución se obtiene en estos casos al cabo de 1510 segundos. Por otro lado, en el problema *p6* con envíos *LTL* a carga parcial, la productividad del algoritmo alcanza un valor medio de 130,9 iteraciones/s, y son necesarios 1344 segundos para alcanzar el criterio de parada.

En este sentido, siguiendo la metodología para el estudio de complejidad algorítmica propuesta en Robusté *et al.* (1990), se puede concluir que tanto el algoritmo de FULL-TL (envíos a carga completa) y LESS-TL (envíos a carga parcial) presentan una complejidad del orden, como máximo, de $O(N_T^2)$. Este atributo se justifica por haber de ordenar y asignar cada uno de los N_T^2 envíos entre las delegaciones de estudio. En el caso que la matriz de envíos entre las delegaciones presente valores nulos, la complejidad computacional se reducirá. En este sentido, la complejidad computacional asociada al algoritmo de refinamiento de Búsqueda Tabú es del orden de $O(N_4 \times N_T^3)$, donde N_4 es el número máximo de soluciones del vecindario a analizar (en esta tesis se ha limitado este valor para limitar el tiempo computacional).

5.1.3. Parámetros N_2 y N_3

Como se ha comentado anteriormente, los parámetros N_2 y N_3 fijan las iteraciones máximas permitidas sin que el algoritmo haya mejorado la mejor solución factible y la mejor solución (factible o infactible) respectivamente. En realidad el cumplimiento del número de iteraciones máximas de N_2 o N_3 no es un criterio de parada sino un criterio de reinicialización del proceso a partir de la mejor solución encontrada. Cuando se cumple el criterio de parada fijado por N_2 o N_3 , el algoritmo vuelve a empezar el proceso de optimización a partir de una de las mejores soluciones encontradas hasta el momento.

A nivel general, las mejores soluciones encontradas se han obtenido cuando $N_2=N_3=\{0,2N_T; 0,8 N_T; 2N_T\}$, sin poder determinar un valor óptimo exacto para todas sus aplicaciones. Los casos en que $N_2>2N_T$ y $N_3>2 N_T$ conllevan resultados pobres y no se recomienda su aplicación. Estos valores de los parámetros implican que, durante un alto número de iteraciones, el algoritmo pueda estar operando con soluciones infactibles

o de peor coste. Por lo tanto el criterio de búsqueda de la solución es permisivo para explorar regiones de alto coste durante bastante tiempo.

En particular, los resultados constatan que el número de iteraciones consecutivas necesarias para explorar zonas infactibles o de peor coste para superar un mínimo local se puede acotar a 20. Este resultado difiere con las conclusiones detalladas en Brandao (2005), donde se establecía un criterio de parada lineal con el tamaño del problema N_T . Esta diferencia puede ser resultado de que los problemas analizados en Brandao (2006) eran relativos al VRP (*one-to-many*) y su tamaño presentaba una mayor variación (número máximo de clientes superior a 150).

El algoritmo con aceptación potenciada y el algoritmo básico siguen el criterio anterior de un número máximo de iteraciones. En el problema de tamaño reducido (16 delegaciones), el algoritmo con aceptación potenciada encuentra los resultados más satisfactorios en el problema *p2* cuando $N_2=N_3=0,8N_T-2N_T$ mientras que en el problema *p1* (volúmenes de carga importantes) los valores más significativos se encuentran para $N_2=N_3=0,2N_T-0,8N_T$. El algoritmo básico sigue a nivel general esta tendencia pero presenta una variación superior del valor óptimo de N_2 y N_3 .

En el problema de tamaño medio, los valores de $N_2=N_3=0,2N_T$ predominan entre las mejores soluciones para el algoritmo de aceptación potenciada. En el caso del algoritmo básico, en los problemas de carga completa *p3* se encuentran las mejores soluciones para $N_2=N_3=0,2N_T-0,8N_T$, pero este algoritmo es significativamente menos eficiente.

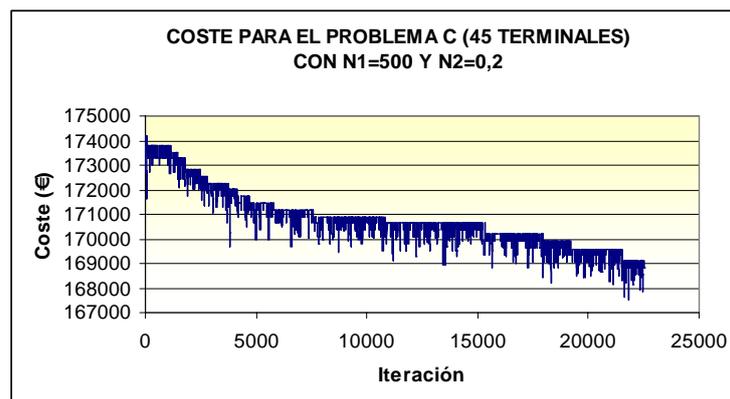


Fig. 5.1.a) Evolución del coste con el núm. de iteraciones del problema *p3* para $N_1=500 N_T$ y $N_2=0,2N_T$

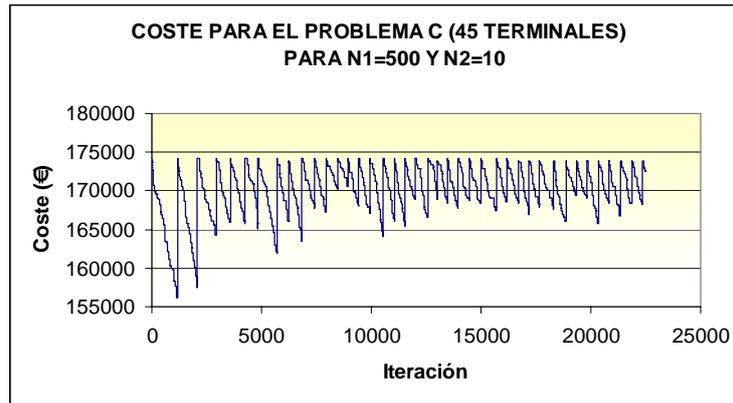


Fig. 5.1.b) Evolución del coste con el núm. de iteraciones del problema p3 para $N_1=500 N_T$ y $N_2=10 N_T$

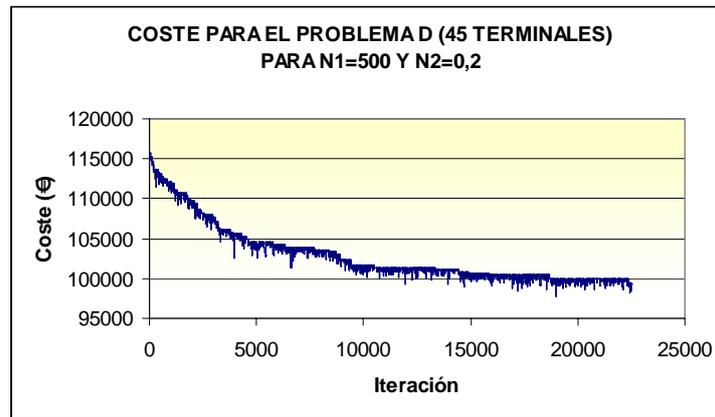


Fig. 5.1.c) Evolución del coste con el núm. de iteraciones del problema p4 para $N_1=500 N_T$ y $N_2=0,2 N_T$

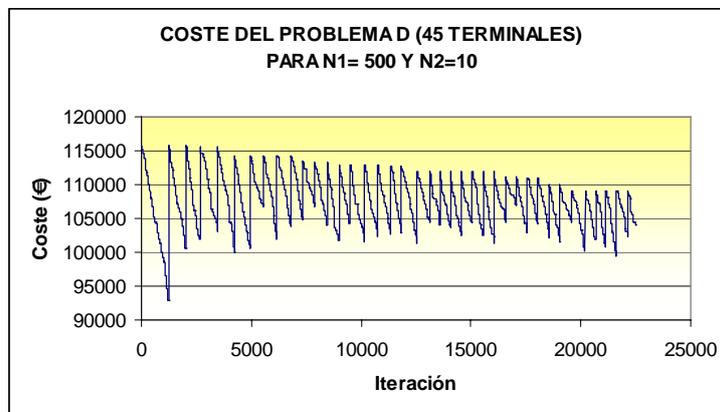


Fig. 5.1.d) Evolución del coste con el núm. de iteraciones del problema p4 para $N_1=500 N_T$ y $N_2=10 N_T$

Finalmente, en el problema de gran dimensión (88 delegaciones), la consideración de $N_2=N_3=0,2N_T$ lleva a las mejores soluciones especialmente para el algoritmo con aceptación potenciada.

En las Figuras 5.1.a), b) c) y d) se puede comprobar la evolución del coste de la solución real en cada iteración durante la aplicación del algoritmo de TS en el problema p3 y p4. Se puede comprobar en las Figuras 5.1.b) y d) que el hecho de adoptar $N_2=N_3=10N_T=450$ iteraciones hace que el proceso de exploración se efectúe durante

muchas iteraciones en regiones infactibles, que son penalizadas en la función de coste por el término $g_f(x')$ de la ecuación (4.28).

En cambio, en el caso de las Figuras 5.1. a) y c) se puede comprobar que el proceso de optimización permite adoptar soluciones infactibles o de coste superior (proceso de subir la colina) pero los parámetros N_2 y N_3 impiden que se efectúe durante un número de iteraciones importante. Este hecho produce un alto número de reinicializaciones de la solución, que conduce a las mejores soluciones y a un comportamiento diferencial del algoritmo TS.

5.1.4. Parámetro *tabu tenure* (θ)

El parámetro *tabu tenure* (θ) representa el número de iteraciones en que un atributo de la solución (cadena de nodos o envíos específicos) son considerados tabús, es decir, no pueden ser utilizados para generar una nueva solución, según la nomenclatura propuesta por Glover y Laguna (2002).

Los mejores resultados obtenidos con las baterías de problemas *p1-p6* no presentan un nivel de variación importante en relación con este parámetro en la misma escala que sucede con los criterios de parada N_2 ó N_3 . En el caso del algoritmo con aceptación potenciada se distingue un comportamiento diferencial para $\theta=100$, especialmente cuando se consideran problemas de envíos con carga inferior a la capacidad del vehículo (problemas *LTL*). El hecho de considerar un parámetro *tabu tenure* alto impide el comportamiento cíclico del algoritmo y por tanto, guiar la búsqueda hacia regiones no exploradas. Para el caso del algoritmo básico, no se identifica un comportamiento preferencial del algoritmo en función de este parámetro.

A nivel general, se recomienda la utilización del algoritmo con aceptación potenciada, con un número de iteraciones máximas fijado por $N_I \geq 2000 N_T$. En relación al criterio de reinicialización de la búsqueda, los resultados justifican un límite de 20 iteraciones sucesivas. Este criterio puede ser equivalente a fijar $N_2=N_3=(0,2-0,8)N_T$, dependiendo del tamaño del problema.

5.2. ANÁLISIS DE LA IMPLANTACIÓN DE LA ESTRATEGIA PEDDLING EN ORIGEN Y DESTINO

El objetivo de este apartado se centra en la valoración de la bondad de aplicación de la estrategia de envío *peddling* así como la cuantificación de los ahorros de coste producidos en distintas tipologías de problemas.

Se han generado dos baterías distintas de problemas para este análisis que cubran un amplio espectro de tipologías de redes de distribución que puedan tener interés o representatividad real. La primera batería está comprendida por problemas con distintos números de delegaciones, distinto número de terminales de consolidación y variación del volumen de mercancía de cada envío en 3 dominios diferenciados. De este modo, el volumen de mercancía a transportar entre dos puntos i, j (w_{ij}) puede oscilar entre $[0;80]$ m^3 , $[0;20]$ m^3 y $[20;40]$ m^3 . Los problemas de esta batería están operados por una flota homogénea de vehículos de $80 m^3$ con un coste diario $F=260€$ y un coste kilométrico de $c_d=0,4 €/\text{km}$. A la vez, estos problemas comparten los mismos valores de las siguientes coeficientes: coste de parada $c_p=15 €$ y coste de transferencia en terminal *hub* de $c_{t,i}=10 €/\text{m}^3 \forall i \in H$. Los resultados obtenidos se muestran en la Tabla 5.2.

Tabla 5.2. Resultados del estudio de la estrategia *peddling* en su aplicación a la primera batería de problemas

N	hubs	Carga		Envíos (i,j)	Algoritmo básico			Algoritmo con Mov. Peddling			Ahorro		
		Límite inf (m^3)	Límite sup (m^3)		Coste inicial (€)	Coste TS (€)	Rutas	Coste inicial (€)	Coste TS (€)	Rutas	Coste inicial (%)	Coste TS (%)	Rutas (%)
17	4	20	40	270	60484,1	52765,8	92	49492,3	46110	81	18,17%	12,61%	11,96%
17	4	0	20	250	49975,8	41381,6	67	40430	32968,7	53	19,10%	20,33%	20,90%
17	4	0	80	271	58592,9	52522,7	90	50725,9	46573	81	13,43%	11,33%	10,00%
38	6	20	40	737	163648	153348	268	135248	128245	222	17,35%	16,37%	17,16%
38	6	0	20	722	137166	116278	186	107678	95823	155	21,50%	17,59%	16,67%
38	6	0	80	751	166256	154796	272	145759	137459	242	12,33%	11,20%	11,03%
66	8	20	40	656	157926	139716	246	142570	128067	227	9,72%	8,34%	7,72%
66	8	0	20	641	145029	123487	205	132002	113049	188	8,98%	8,45%	8,29%
66	8	0	80	654	158892	142016	254	148951	133565	239	6,26%	5,95%	5,91%
25	5	20	40	384	80521,9	70950,7	121	71396	65371	112	11,33%	7,86%	7,44%
25	5	0	20	388	62498,7	52634,2	83	54246,8	46142,5	74	13,20%	12,33%	10,84%
25	5	0	80	393	80091,1	74705,6	132	72102,8	66537	118	9,97%	10,93%	10,61%
41	6	20	40	554	88537,2	82442,2	142	81462,6	72477,2	126	7,99%	12,09%	11,27%
41	6	0	20	555	75898,6	55960,4	87	67737	55029,4	87	10,75%	1,66%	0,00%
41	6	0	80	566	95262,9	86757,9	156	89223,5	82012,8	148	6,34%	5,47%	5,13%
71	8	20	40	729	117853,5	90952,4	155	100526	80775,6	138	14,70%	11,19%	10,97%
71	8	0	20	721	108641,6	65690,7	104	87031,1	59489,4	94	19,89%	9,44%	9,62%
71	8	0	80	741	123692,6	96727,2	174	115141	90493,2	164	6,91%	6,44%	5,75%

Los resultados demuestran que a nivel general la inclusión de la estrategia *peddling* en origen o destino en el algoritmo siempre conlleva una reducción de los costes finales de la distribución en todos los problemas analizados (columna coste TS de la Tabla 5.2) en relación al algoritmo básico sin estrategia *peddling*, así como una reducción del número de rutas. El ahorro de los costes totales presenta un valor medio de 10% al igual que la

reducción del número de rutas efectuadas. Estos costes finales han sido calculados aplicando el algoritmo metaheurístico de refinamiento de la solución *Tabu Search* –TS comentado en el capítulo 4.

Sin embargo, la mejora generalizada de la solución final se basa en que la solución inicial de partida del procedimiento *Tabu Search* (obtenida con el algoritmo heurístico que incluye la estrategia *peddling*) siempre es mejorada por el movimiento *peddling*. Se puede comprobar en las columnas relativas al coste inicial de la Tabla 5.2 que la mejora de la solución de partida es muy significativa, con un valor medio del 12 %. Por lo tanto, aunque la aplicación del proceso de refinamiento logra reducir iterativamente el coste del sistema de distribución, es esencial conseguir una buena solución inicial con la inclusión de la estrategia *peddling*.

Por otro lado, se debe constatar que los mejores resultados de mejora de la estrategia *peddling* se obtienen en problemas con envíos con carga muy inferior a la capacidad del vehículo. Si se analiza el porcentaje medio de ocupación de un solo envío respecto la capacidad de los vehículos (ecuación 5.3), se constata que los problemas con volúmenes de carga pertenecientes al dominio $w_{ij} \in [0;20]m^3$ (valor mínimo de o_r en la batería de problemas) son los que presentan una mayor eficiencia de la estrategia *peddling*. Esto es debido a las mayores probabilidades de poder transportar a la vez dos o más envíos sin vulnerar la restricción de capacidad de la flota. A su vez, se puede comprobar que los problemas con cargas $w_{ij} \in [0;80]m^3$ presentan unos rangos de costes más acordes con los obtenidos por el algoritmo básico sin estrategia *peddling*.

$$o_r = \frac{\overline{w_{ij}}}{C} \quad (5.3)$$

La segunda batería de problemas se ha generado para poder valorar el comportamiento de la estrategia *peddling* en un mismo sistema físico de distribución al variar los coeficientes de coste y la flota de los vehículos. Se ha considerado tres tipologías de flota de distinta capacidad y costes unitarios: un conjunto de vehículos de 80 m³ de capacidad, otro de 52,5m³ y finalmente un conjunto de vehículos ligeros de 33,5 m³ utilizable. En lo referente a los costes de parada se han analizado 2 posibilidades relativamente divergentes con valores de 5 €/parada y 50 €/parada. Por otro lado, el rango de los costes de transferencia en *hub* ha sido más extenso, permitiéndose una variación en 0.1, 1, 5 y 10 €/m³ transferido, tal y como se refleja en la Tabla 5.3.

El sistema físico de distribución aplicado a todos los problemas de esta segunda batería se caracteriza por una red de 38 delegaciones con posibilidad de transferencia en 6 de

ellas, y una carga asociada a los envíos entre delegaciones que varía uniformemente en el dominio $[0;80]m^3$.

Cabe destacar que en los problemas con vehículos de mayor tamaño, los 751 envíos entre delegaciones del sistema pueden ser transportados indivisiblemente. Sin embargo, en los demás problemas con una flota reducida, el número de envíos totales entre delegaciones origen y destino se incrementa al tener que fraccionar la carga entre varios vehículos para cumplir la restricción de capacidad. En el caso de vehículos de $52,5 m^3$ se realizan 936 envíos en distintos vehículos, mientras que en el caso de camiones de $33,5 m^3$ este valor asciende a 1175 envíos.

Tabla 5.3. Resultados del estudio de la estrategia peddling en su aplicación a un problema con 38 delegaciones variando los coeficientes de coste

coste parada (€)	Coste transfer en hub (€/m3)	Coste vehículo (€/veh-)	Capacidad (m3)	Cost kilométrico (€/km)	envíos	Algoritmo básico			Algoritmo con Mov. Peddling			Ahorro		
						Coste inicial (€)	Coste TS (€)	Rutas	Coste inicial (€)	Coste TS (€)	Rutas	Coste inicial (%)	Coste TS (%)	Rutas (%)
5	0,1	260	80	0,4	751	152307	135928	262	131794	119984	232	13,47%	11,73%	11,45%
50	0,1	260	80	0,4	751	196587	175790	260	185252	164908	243	5,77%	6,19%	6,54%
5	1	260	80	0,4	751	153021	136079	259	133465	120572	231	12,78%	11,40%	10,81%
50	1	260	80	0,4	751	197031	176602	260	186881	168435	245	5,15%	4,62%	5,77%
5	5	260	80	0,4	751	155172	141934	265	134418	124614	236	13,37%	12,20%	10,94%
50	5	260	80	0,4	751	198742	181416	263	186362	171375	247	6,23%	5,53%	6,08%
5	10	260	80	0,4	751	156790	145620	272	133907	126775	239	14,59%	12,94%	12,13%
50	10	260	80	0,4	751	201382	189980	276	187660	178184	256	6,81%	6,21%	7,25%
5	0,1	241	52,5	0,384	936	181150	167740	339	157837	149480	301	12,87%	10,89%	11,21%
50	0,1	241	52,5	0,384	936	236995	218318	333	221019	204957	307	6,74%	6,12%	7,81%
5	1	241	52,5	0,384	936	179225	165578	333	158943	151541	303	11,32%	8,48%	9,01%
50	1	241	52,5	0,384	936	234395	218219	333	220442	208190	310	5,95%	4,60%	6,91%
5	5	241	52,5	0,384	936	182508	170927	337	158690	152489	303	13,05%	10,79%	10,09%
50	5	241	52,5	0,384	936	238201	225353	341	223900	213440	318	6,00%	5,29%	6,74%
5	10	241	52,5	0,384	936	183285	172949	339	159694	154018	306	12,87%	10,95%	9,73%
50	10	241	52,5	0,384	936	239052	229574	346	226117	215103	320	5,41%	6,30%	7,51%
5	0,1	213	33,5	0,291	1175	190644	179611	429	174303	167463	400	8,57%	6,76%	6,76%
50	0,1	213	33,5	0,291	1175	261789	250511	436	252090	242356	419	3,70%	3,26%	3,90%
5	1	213	33,5	0,291	1175	190540	178873	425	174397	166978	396	8,47%	6,65%	6,82%
50	1	213	33,5	0,291	1175	261505	246708	424	253816	242291	414	2,94%	1,79%	2,36%
5	5	213	33,5	0,291	1175	190418	182907	431	175054	168764	399	8,07%	7,73%	7,42%
50	5	213	33,5	0,291	1175	260862	252724	435	253254	245538	419	2,92%	2,84%	3,68%
5	10	213	33,5	0,291	1175	191342	185930	439	175796	169213	400	8,12%	8,99%	8,88%
50	10	213	33,5	0,291	1175	262358	254224	435	254858	248960	424	2,86%	2,07%	2,53%

Los resultados detallados en la Tabla 5.3 demuestran que la eficiencia de la estrategia peddling depende relativamente del valor del coeficiente de coste por paradas. En los casos en que este coeficiente presenta valores bajos (5 €/parada), la mejora de la solución final en relación al algoritmo básico es significativa, con un rango de valores entre el 6,8-13 %. En cambio, en los problemas con el valor de este coeficiente más elevado (50 €/parada), el porcentaje de mejora se limita al intervalo 2,3-7,3%.

Adicionalmente, la distinta ocupación relativa de un envío (indicador o_c de la ecuación 5.3) también aparece como un aspecto de afectación a la bondad de la aplicación de la estrategia peddling. Se puede comprobar que los valores mínimos del porcentaje de mejora anterior corresponden a la flota de mínima capacidad, esta es la que presenta un valor de o_c mayor (igual a $0,4/0,335$). En estos casos, los vehículos realizan más desplazamientos a carga completa por lo que no se puede aplicar la estrategia peddling sin violar la capacidad. En cambio, la flota de mayor capacidad presenta un factor de

carga menor, por lo que la eficiencia de la estrategia *peddling* es superior. Este efecto se repite igual como sucedía en la primera batería de problemas.

En un tercer nivel, se debe destacar que la variación del coeficiente de coste de transferencia en terminal *hub* no tiene una incidencia clara en el comportamiento de la estrategia *peddling*.

5.3. COMPARATIVA DE RESULTADOS CON SOLUCIÓN ÓPTIMA

Como se ha anticipado, en Barcos (2002) se plantean tres problemas (PB-1, PB-2, PB-3) de redes de distribución de muchos orígenes a muchos destinos en los que se ha determinado la solución óptima por medio de un software de resolución de programación matemática. Los problemas están compuestos por 4 puntos origen de mercancía (O1-O4), varios puntos destino de mercancía (D1-D3) y una o dos terminales *hub* que permiten la rotura y consolidación de carga (H1-H2). Las topologías de los problemas se corresponde con las redes de las Figuras 5.2.a), b) y c) respectivamente.

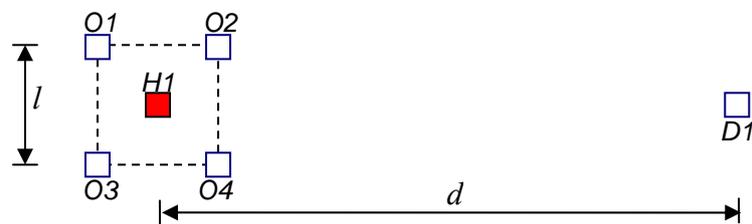


Fig.5.2.a) Esquema de la red del problema PB-1

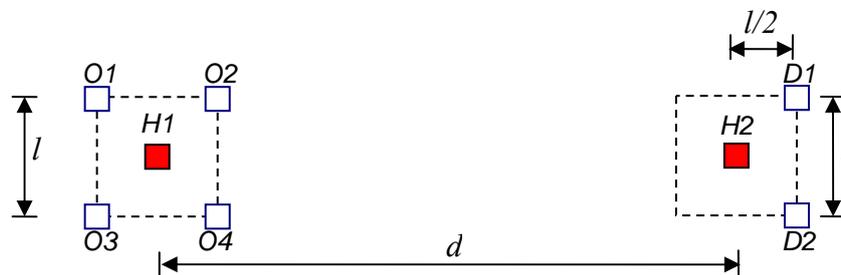


Fig.5.2.b) Esquema de la red del problema PB-2

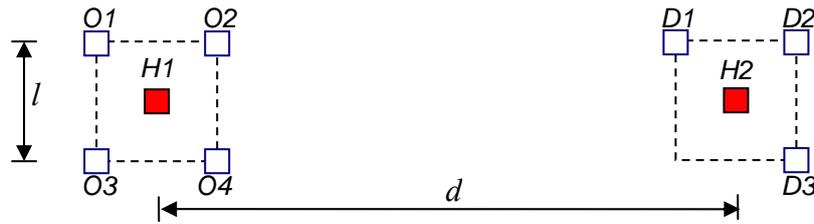


Fig.5.2.c) Esquema de la red del problema PB-3

Por su lado, los flujos de mercancía a transportar se detallan en la Tabla 5.4.a), b) y c) respectivamente para el problema PB-1, PB-2 y PB-3 expresados en unidades de volumen. En cada problema se asume que los vehículos que realizan la distribución tienen una capacidad $C=10$ unidades de volumen, y que los costes temporales de vehículo F , los costes de inventario de la mercancía c_i son nulos, el coste kilométrico $c_d=1$ y que $d=9$; $l=2$.

En el problema PB-1 se considera un coste de transferencia en *hub* y un coste de parada nulos. En el problema PB-3 el coeficiente en todas las terminales H1 y H2 se ha considerado muy superior al coste kilométrico ($c_{t,H2} \gg c_d$; $c_{t,H1} \gg c_d$) y coste de parada nulo. Finalmente, los costes de parada c_p y los costes de transferencia en las terminales *hub* se han considerado variables en el problema PB-2 según la Tabla 5.5.

Tabla 5.4.a) Matriz de envíos O-D en el problema P-B1, b) Matriz de envíos O-D en el problema PB-2 c) Matriz de envíos O-D en el problema PB-3

a) Problema PB1		b) Problema PB-2			c) Problema PB-3			
	D1		D1	D2		D1	D2	D3
O1	2	O1	1	2	O1	0	0	2
O2	3	O2	1	2	O2	0	0	3
O3	2	O3	1	1	O3	4	2	4
O4	1	O4	1	1	O4	0	0	2

Tabla 5.5. Coeficientes de coste de parada y coste de transferencia adoptados en el problema PB-2

CASO	Coste de parada (c_p)	Coste de transferencia en ambos hubs (c_t)
PB-2a	0	0,7
PB-2b	4	0
PB-2c	1	0,5

Cabe decir que en Barcos (2002) existen otros escenarios de los tres problemas planteados (PB-1, PB-3) que producían una ruta *interhub* entre las terminales H1, H2. Como se ha formulado en el capítulo 3, las consideraciones realizadas en esta tesis no

incluyen esta posibilidad y por lo tanto no se han analizado por imposibilidad de comparación entre soluciones.

Con todo, las soluciones de los problemas con el algoritmo TS planteado en esta tesis se encuentran resumidas en la Tabla 5.6. El algoritmo TS utilizado ha integrado la mejora de movimientos *peddling* detallados en el subcapítulo 4.6. Se puede comprobar que en todos los casos se llega a la solución óptima, aunque en el caso PB-1 la solución encontrada con el TS presenta el mismo coste pero tiene una configuración distinta.

Se debe resaltar especialmente que los problemas tipo que se muestran en Barcos (2002) no representan una situación real de problemas de distribución. En particular, se puede ver que todos los problemas presentan una zona exportadora (conjunto de nodos O_i , $i=1,..,4$) que no recibe ningún envío y una zona importadora (conjunto de nodos D_j , $j=1,..,3$) sin ningún envío como origen. Este hecho ha producido que la aplicación del algoritmo de TS sin la mejora de aplicación de estrategias *peddling* (detallada en capítulo 4.6) no conduzca a buenas soluciones. Este algoritmo básico generaba como solución inicial el mismo número de envíos que rutas. La ineficiencia de la solución de partida y la limitación de aplicación de movimientos *peddling* en este programa no ha permitido llegar a la solución óptima. De este modo, se debe recalcar la importancia de aplicación de la mejora de los movimientos *peddling* que se ha propuesto en esta tesis.

Tabla 5.6. Resultados obtenidos en la resolución de los problemas detallados en Barcos (2002)

	A. <i>LessTL+ Peddling mejorado</i>		S. Óptima	
	Coste	Rutas	Coste	Rutas
PB-1	14,04	$r_1:O2-O1-O3-O4-D1$	14,04	$r_1:O1-O3-O4-O2-D1$
PB-2a	30	$r_1:O4-O3-O1-O2-D1$ $r_2:O2-O1-O3-O4-D2$	30	$r_1:O4-O3-O1-O2-D1$ $r_2:O2-O1-O3-O4-D2$
PB-2b	70	Ídem PB-2a	70	Ídem PB-2a
PB-2c	40	Ídem PB-2a	40	Ídem PB-2a
PB-3	26,9	$r_1:O1-O2-O4-D3$ $r_2:O3-D1-D2-D3$	26,9	$r_1:O1-O2-O4-D3$ $r_2:O3-D1-D2-D3$