

OPTIMIZACIÓN DE RUTEO EN REDES DE CONMUTACIÓN DE ETIQUETAS MULTIPROTOCOLO

Ivana Cruz, Carlos Carossio, Mercedes Carnero and José L. Hernández

Grupo de Optimización, Facultad de Ingeniería. Universidad Nacional de Río Cuarto, Campus Universitario, 5800 Río Cuarto, Argentina, {icruz,ccarossio,mcarnero,jlh}@ing.unrc.edu.ar,

Keywords: Optimización, redes multiservicio, heurísticas

Abstract. El enorme crecimiento de tráfico en la internet ha traído como consecuencia la necesidad de soporte de aplicaciones que demandan requerimientos de calidad de servicio, con más flexibilidad y la posibilidad de aplicar ingeniería de tráfico sobre Internet.

La conmutación de etiquetas multiprotocolo (Multi Protocol Label Switching, MPLS) permite extender las capacidades de una red basada en IP a través de la utilización de caminos virtuales entre los usuarios finales. Para ello, los paquetes que ingresan a una red MPLS se le asigna una etiqueta que es usada para el reenvío del mismo hasta el último nodo de dicha red.

La distribución de la demanda de tráfico sobre la topología de la red puede ser eficientemente controlado en una forma que optimice la utilización y el desempeño a la vez que se satisfacen requerimientos de calidad de servicio, topología de la red y restricciones administrativas o de recursos.

En este trabajo se propone aplicar una técnica heurística para resolver el problema de un multicamino restringido de mínimo costo en redes MPLS. El objetivo es minimizar el costo de ruteo, respetando las restricciones de satisfacción de demanda y de capacidad de enlace.

Se aplica la estrategia desarrollada sobre casos obtenidos en la literatura y se establecen las comparaciones y análisis de los resultados.

1 INTRODUCCIÓN

En la actualidad las redes de comunicaciones han evolucionado a una infraestructura que es capaz de transmitir flujo de información multiservicio sobre una misma plataforma. Esto es, en la misma infraestructura basada en IP, es posible transmitir datos, voz y video. Debido a las características específicas de cada tipo de tráfico, la red debe tratar cada uno de ellos de manera diferencial para garantizar una calidad de servicio demandada por los usuarios.

La conmutación de etiquetas multiprotocolo (Multi-Protocol Label Switch, MPLS) es una tecnología que permite que cada enrutador de la red tome sus decisiones considerando el tipo de paquete que recibe. Además la ruta, por la cual el paquete se envía es asignada sólo una vez. Los enrutadores, a través del camino completo desde un origen a un destino, no toman decisiones de ruteo para ningún paquete sino que utilizan una etiqueta insertada en el paquete como un índice dentro de una tabla que le indica cual es el próximo salto. Antes de enviar el paquete, el enrutador cambia la etiqueta que recibió en el paquete por la que será usada por el próximo vecino en el camino.

Utilizando un concepto análogo al de sistema autónomo, una red MPLS puede definirse como un grupo de enrutadores interconectados controlados y gerenciados por una administración. Esta arquitectura distingue además dos zonas: núcleo y borde. El núcleo consiste en el conjunto de nodos vecinos con capacidades MPLS solamente, mientras que la zona de borde está conformada por los enrutadores que reciben el paquete IP desde otras redes no necesariamente MPLS y lo envían, etiquetado, al núcleo.

La separación de los planos de control y de envío de datos, constituye una de las principales características conceptuales de MPLS. Mientras al plano de control le conciernen las funciones de coordinación a nivel de red, en el plano de datos consiste en el envío de componentes que realizan operaciones simples de conmutación de etiquetas. De esta manera es posible dar tratamientos diferenciales a distintos tipos de tráfico al tiempo que se mantiene la sencillez y agilidad en los enrutadores de núcleo.

Existen dos tipos de diseño de esquemas posible para realizar un planeamiento óptimo de una red MPLS: en línea y fuera de línea. La ventaja del diseño fuera de línea es que es posible planificar una red global óptima. Se han reportado trabajos en ambos tipos de diseño. En Sarsembagieva, (2012) se utiliza un método de planificación de rutas con la posibilidad de uso en línea y con resultados satisfactorios. Para el caso de planeamientos óptimos fuera de línea han sido utilizados algoritmos evolutivos como motores de optimización para alojar ancho de banda en una red MPLS, (Sylwester, 2008). Lemeshko, (2011) ha propuesto un modelo matemático para la administración del tráfico en una red MPLS con ingeniería de tráfico permitiendo la escalabilidad de las soluciones a través de un método predictivo.

En este trabajo se propone aplicar una técnica heurística basada en Búsqueda Tabú para resolver el problema de un multicamino restringido de mínimo costo en redes MPLS. El objetivo es minimizar el costo de ruteo, respetando las restricciones de satisfacción de demanda y de capacidad de enlace.

Búsqueda Tabú es un enfoque metaheurístico utilizado para resolver problemas de optimización (Glover and Lagura, 1997). La técnica guía un procedimiento de búsqueda local que permite explorar el espacio de soluciones más allá de un óptimo local. La búsqueda local utiliza un operador llamado movimiento que define una vecindad de una solución dada junto con una memoria adaptiva del proceso que hace al método más flexible y eficaz.

2 MODELO DE OPTIMIZACION

Se considera la topología de una red MPLS modelada mediante un grafo $G=(V, E)$ donde V

es el conjunto de n nodos que representan los enrutadores en la red mientras que E es el conjunto de los m enlaces entre nodos de G . Cada enlace $e \in E$ tiene un costo c_e y una capacidad u_e asociados. Además, sobre cada enlace se especifica una demanda, medida en unidades/segundo, que es un parámetro de diseño.

Un requerimiento o solicitud de tráfico consta de una terna formada por los nodos origen y extremo de un posible camino asociado a la demanda especificada. Así la solicitud $t = (S_t, D_t, d_t)$ significa que es necesario transportar d_t unidades/segundo entre los nodos S_t y D_t , los cuales no son necesariamente vecinos. En otras palabras entre ambos nodos existe al menos un camino de uno o más enlaces. El conjunto de los caminos entre S_t y D_t se denomina P_t . La figura 1 muestra un ejemplo de requerimiento entre un origen S_1 y un destino D_1 . Se han identificado dos caminos posibles para el flujo entre los nodos extremos. El primero, identificado como p^1 atraviesa los enlaces u_1, u_2, u_4 y u_5 . Otro camino, de menor número de saltos está identificado como p^2 y utiliza los enlaces u_1, u_3 , y u_5 . En este ejemplo el conjunto de los caminos para el requerimiento $t = (S_1, D_1, d_1)$ es $P_t = \{ p^1, p^2 \}$ y $|P_t| = L_t$.

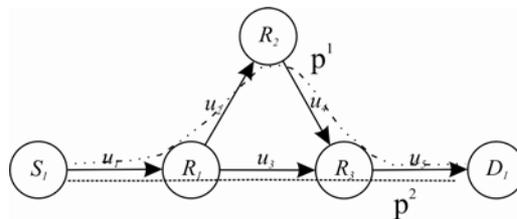


Figura 1: Dos caminos posibles para un requerimiento de tráfico

Si se considera la variable binaria $a_{r,e}^l$ cuyo valor en 1 corresponde al caso en que el camino l de la solicitud t use el enlace e (y 0 en caso contrario), se puede calcular el costo total del camino l para la solicitud t como:

$$c_t^l = \sum_{e \in E} c_e \cdot a_{r,e}^l \tag{1}$$

Sea x_t^l el monto de tráfico que se enruta por el camino p_t^l . La demanda, en cada camino, debe ser satisfecha. En otras palabras debe cumplirse

$$\sum_{l=1}^{L_t} x_t^l = d_t \quad \forall t \in T \tag{2}$$

Donde L_t es el número de caminos del conjunto P_t . El costo total está dado por:

$$z = \sum_{t \in T} \sum_{l=1}^{L_t} c_t^l \cdot x_t^l \tag{3}$$

Por lo tanto, la formulación matemática del problema es la siguiente:

$$\min z \tag{4}$$

s.a.

$$\sum_{l=1}^{L_t} x_t^l = d_t \tag{5}$$

$$\sum_{t \in T} \sum_{l=1}^{LT} x_t^l \cdot a_{t,e}^l \leq c_e \quad (6)$$

La restricción de la ecuación 5 exige el cumplimiento de la satisfacción de demanda mientras que la ecuación 6 especifica la restricción de capacidad de enlace. Es decir que la suma de los flujos asignados a cada uno de los enlaces de la red, no supere la capacidad del mismo.

3 REPRESENTACION DE UNA SOLUCION

Ante una solicitud de tráfico, un solución considera la descomposición del ancho de banda requerido en caminos posibles dentro del conjunto P_t . Cada demanda representa un requerimiento, por lo tanto la cantidad de solicitudes es igual a la cantidad de elementos no nulos en una matriz \mathbf{D} que especifique la demanda en cada enlace. Cada solicitud estará considerada en una parte de la solución o gen (término extraído de propuestas de solución con algoritmos genéticos). Una propuesta de solución, entonces, consiste en un conjunto de vectores, en general de diferente longitud, que representan los caminos alternativos para transportar el tráfico demandado. La demanda, por lo tanto, se divide entre los caminos alternativos elegidos.

Considérese el ejemplo de la figura 2. En ella se presenta una red cuya matriz de adyacencia es \mathbf{A} y cuya matriz de demanda es \mathbf{D} . Por lo anteriormente dicho, existen tres solicitudes de tráfico en los enlaces (1,2) (1,4) y (2,3). De 10 u/seg, 20 u/seg y 10 u/seg respectivamente. Utilizando la nomenclatura ya definida, el conjunto de solicitudes es $T = \{t_1, t_2, t_3\}$ con $t_1 = (1,2,10)$, $t_2 = (1,4,20)$ y $t_3 = (2,3,10)$.

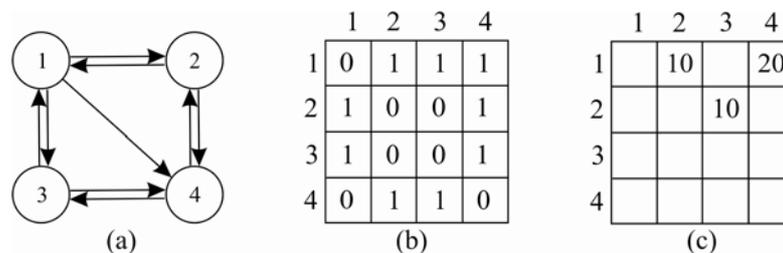


Figura 2: (a) Una red de ejemplo (b) Matriz de adyacencia (c) Matriz de Demanda

Tomando el primer requerimiento, se debe transportar un flujo de 10 u/seg entre los nodos 1 y 2. Los caminos posibles entre los nodos son: $p_1^1 = \{(1,2)\}$ y $p_1^2 = \{(1,3) (3,4) (4,2)\}$ y $p_1^3 = \{(1,4) (4,2)\}$. Entonces, una propuesta para este gen, puede ser descomponer el flujo de 10 u/seg en dos caminos de 5 u/seg. En otras palabras, la mitad del flujo pasará por el enlace (1,2) y la otra mitad por los enlaces (1,3) (3,4) y (4,2). No se utiliza en esta propuesta de distribución, el camino p_1^3 . Tal situación se muestra en la figura 3.

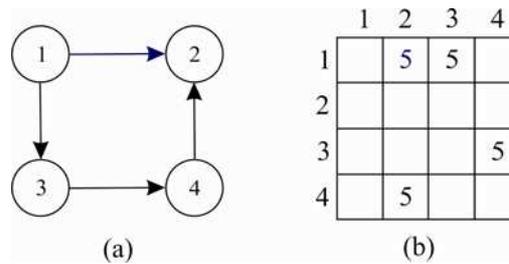


Figura 3: (a) Dos caminos en la red. (b) Distribución de flujo para el requerimiento t_1

La propuesta para este requerimiento se representa mediante un vector de longitud L_t donde cada componente indica el flujo asignado a cada camino en P_t . En este ejemplo, el vector será

$$x_{t1} = \begin{bmatrix} x_{t1}^1 \\ x_{t1}^2 \\ x_{t1}^3 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 5 \\ 5 \\ 0 \end{bmatrix} \tag{7}$$

Nótese que se cumple la restricción de demanda para esta distribución.

Trabajando de manera similar para los otros requerimientos de tráfico que conformarán los genes restantes en la solución. Así el segundo requerimiento, $t_2=(2,3,20)$, pueden identificarse los caminos $p_2^1 = \{(2,1) (1,3)\}$, $p_2^2 = \{(2, 1) (1,4) (4,3)\}$ y $p_2^3 = \{(2,4) (4,3)\}$ y en el tercer y último requerimiento, $t_3 =(1,4,20)$ los caminos posibles son $p_3^1 = \{(1,2) (2,4)\}$, $p_3^2 = \{(1,3) (3,4)\}$ y $p_3^3 = \{(1,4)\}$

Una solución estará representada por un conjunto de vectores: uno por cada uno de los requerimientos de tráfico que se hallan explicitados en la matriz de demanda. Si se considera que el conjunto de requerimientos T tiene una cardinalidad igual a r , entonces la solución es un conjunto de r de vectores de dimensión L_{t_i} , $\forall i = 1:r$. La figura 4 muestra la estructura utilizada.

$$\mathbf{x} = [(x_{t1}^1, x_{t1}^2, \dots, x_{t1}^{L_{t1}}) (x_{t2}^1, x_{t2}^2, \dots, x_{t2}^{L_{t2}}) \dots (x_{tr}^1, x_{tr}^2, \dots, x_{tr}^{L_{tr}})]$$

Figura 4: Esquema de representación de una solución

La matriz \mathbf{Q} de la figura 5, permite obtener un número de identificación correlativo para todos los enlaces. El identificador del enlace (i,j) es simplemente q_{ij} .

	1	2	3	4
1		1	2	3
2	4		5	6
3	7	8		9
4	10	11	12	

Figura 5: Matriz de identificadores de enlaces

La vinculación de la estructura \mathbf{x} con los enlaces involucrados puede verse en la figura 6 en la cual es posible, además, visualizar la carga de cada enlace. La primera columna de la

matriz de la figura 6 es la identificación del enlace ordenados de acuerdo con la matriz de la figura 5. En la parte superior de la figura 6 se puede observar un valor de ejemplo para una propuesta de distribución \mathbf{x} . Cada uno de los flujos asignados por \mathbf{x} a cada camino se ha representado atendiendo a los enlaces que componen cada camino. Por lo tanto, en la última columna se observa el flujo total sobre cada uno de los enlaces de la red.

	e	x_{11}^1	x_{11}^2	x_{11}^3	x_{12}^1	x_{12}^2	x_{12}^3	x_{13}^1	x_{13}^2	x_{13}^3	Total
1	1	5						10			15
2	2		5		1				6		12
3	3					6				4	10
4	4				1	6					7
5	5										0
6	6						3	10			13
7	7										0
8	8										0
9	9		5						6		11
10	10										0
11	11		5								5
12	12					6	3				9

Figura 6: Verificación de la restricción de capacidad de enlaces en una solución

4 BÚSQUEDA TABÚ

La Búsqueda Tabú (*Tabu Search*, TS) es una técnica metaheurística que utiliza un procedimiento de búsqueda local para explorar el espacio de soluciones, junto con mecanismos de memoria adaptiva diseñados para evitar el estancamiento en mínimos locales y la visita cíclica de las mismas soluciones. La información histórica acerca del proceso de búsqueda de soluciones es almacenada en las llamadas listas tabú.

A partir de una solución inicial (\mathbf{x}_0), se define en cada iteración una vecindad de posibles soluciones, $N(\mathbf{x})$, modificando la solución corriente a través de una secuencia de movimientos.

Los elementos de dicha vecindad son examinados para determinar el mejor de ellos que está ausente de la lista tabú, (\mathbf{x}'). Esta solución es seleccionada como punto de partida para una nueva iteración aún cuando no mejore la solución anterior \mathbf{x} , a la vez que se guarda la mejor solución encontrada hasta el momento (\mathbf{x}^*).

El método lleva un registro de los movimientos efectuados para alcanzar \mathbf{x}' desde \mathbf{x} en cada iteración. Esta *memoria* del proceso modifica la generación de la vecindad determinando que soluciones pueden ser alcanzadas por un movimiento a partir de la solución corriente. Normalmente esto se lleva a cabo a través de una lista de movimientos temporalmente prohibidos llamada lista tabú basada en lo reciente, la cual se actualiza en cada iteración. Pasado un cierto número de iteraciones, llamado período tabú (pt), el movimiento es nuevamente permitido. La lista tabú representa la memoria a corto plazo del proceso. El estado tabú asociado a un movimiento puede eventualmente ser revocado si se satisface algún

criterio de aspiración como por ejemplo la generación de una solución de mejor calidad que cualquier otra visitada previamente durante la búsqueda

En contraste, la lista tabú basada en la frecuencia con que ciertos movimientos son realizados, representa la memoria a largo plazo de la técnica y permite la diversificación de la búsqueda al seleccionar movimientos que han sido menos utilizados o nunca se han elegido.

En este trabajo se propone para resolver el problema planteado y representado por la ecuación (1), utilizando una heurística basada en Búsqueda Tabú. En las siguientes subsecciones se describe la implementación de la estrategia seleccionada.

4.1 Generación de la solución inicial

La generación de una solución inicial factible se realizó distribuyendo el flujo en cada requerimiento de manera tal que satisfaga la restricción de demanda, y un algoritmo de reparación que se encarga de forzar a que la solución verifique la restricción de capacidad de enlace. Se genera, con este procedimiento un conjunto de soluciones y la mejor de ellas es seleccionada como solución inicial para el método de búsqueda tabú.

4.2 Definición de la vecindad

Dada una solución \mathbf{x} la vecindad de \mathbf{x} se define como el conjunto de todas las soluciones \mathbf{x}' que se obtienen mediante la alteración de distribución del flujo en uno de sus genes de manera tal que ningún flujo difiera en más de k unidades respecto del anterior. k es un parámetro del problema. La figura 7 muestra una solución aplicada al ejemplo de la figura 2 y un vecino generado con el procedimiento descrito (con $k=2$).

$$\mathbf{x} = [(5 \ 5 \ 0)(1 \ 6 \ 3)(10 \ 6 \ 4)]$$

$$\mathbf{x}' = [(5 \ 5 \ 0)(\underset{\uparrow}{2} \ \underset{\uparrow}{5} \ 3)(10 \ 6 \ 4)]$$

Figura 7: Una solución y una vecina. El segundo vector está modificado

4.3 Función de evaluación

Un movimiento, realizado como describe en el punto anterior, no afecta la factibilidad de la solución en cuanto a la restricción de demanda. Sin embargo puede ser que se genere una solución vecina que no cumpla con la restricción de capacidad del enlace. Por lo tanto la función de evaluación deberá penalizar las soluciones que violen la restricción de capacidad.

$$F = \sum_{i \in T} \sum_{l=1}^{LT} c_i^l \cdot x_i^l + \varphi \quad (8)$$

donde

$$\varphi = \begin{cases} \left(\sum_{i \in T} \sum_{l=1}^{LT} x_i^l \cdot a_{i,e}^l - c_e \right)^2 & \text{si } \sum_{i \in T} \sum_{l=1}^{LT} x_i^l \cdot a_{i,e}^l > c_e \\ 0 & \text{caso contrario} \end{cases} \quad (9)$$

4.4 Memoria reciente

La lista Tabú de memoria reciente es una estructura de matrices cada una de ellas de dimensión $L_{t_i} \times L_{t_i}$, $\forall i = 1:r$. Si \mathbf{M}_{t_i} es la matriz cuyos elementos m_{hj} almacenan los movimientos prohibidos sobre los caminos h y k del requerimiento t_i , entonces el valor de m_{hj} corresponde al número de iteraciones que restan para permitir nuevamente dicho movimiento. Dicha cantidad está prefijada y se denominó período tabú (pt).

4.5 Criterio de aspiración

Un movimiento prohibido puede ser habilitado cuando la solución generada por dicho movimiento tiene una función de aptitud mejor que la mejor global encontrada al momento de producirse el caso. En otras palabras, cualquier solución que mejore a \mathbf{x}^* debe ser tomada como reemplazo de ella. Este mecanismo es llamado criterio de aspiración.

4.6 Criterio de detención

El procedimiento descrito finaliza cuando no se logra una solución que mejore a \mathbf{x}^* después de un número de iteraciones *maxiter* prefijado.

La figura 8 muestra el pseudocódigo de la heurística descrita.

```

Generar una solución inicial  $\mathbf{x}_0$ 
 $\mathbf{x}^* = \mathbf{x} = \mathbf{x}_0$  y  $F(\mathbf{x}^*) = F(\mathbf{x}_0)$ 
for  $i = 1$  to # maxIter do
  Genere la vecindad  $N(\mathbf{x})$ 
  Seleccione  $\mathbf{x}' \in N(\mathbf{x})$  con el menor valor de  $F$ 
  if  $\mathbf{x}' \in N(\mathbf{x})$  satisface el criterio de aspiración  $F(\mathbf{x}') < F(\mathbf{x}^*)$ 
     $\mathbf{x}^* = \mathbf{x}'$  y  $F(\mathbf{x}^*) = F(\mathbf{x}')$ 
  else
    Seleccionar una nueva solución  $\mathbf{x}' \in N(\mathbf{x})$  que minimice  $F(\mathbf{x}')$  y sea no
    tabú
  endif
  prohibir el movimiento inverso durante  $pt$  iteraciones
   $\mathbf{x} = \mathbf{x}'$ 
endfor
return  $\mathbf{x}^*$ 

```

Figura 8: Algoritmo de Búsqueda Tabú

5 EJEMPLO DE APLICACIÓN

Para probar la estrategia implementada se utilizó la red correspondiente al ejemplo de la figura 2 el cual involucra 4 nodos, 12 enlaces con un costo por enlace unitario y una capacidad de 15 u/seg. La tabla 1 muestra los parámetros utilizados en la metodología propuesta.

Parametro	Descripcion	Valor
$maxiter$	Máx. cant. de iteraciones	100
p_t	Período Tabú	5
k	Distancia de vecindad	2

Tabla 1: Parámetros para el ejemplo de aplicación.

La mejor solución encontrada tiene un costo de 55 unidades y corresponde a la estructura de vectores: $\mathbf{x}^* = [(10\ 0\ 0)(10\ 0\ 0)(4\ 1\ 1\ 5)]$.

Dada la componente aleatoria de la construcción de la vecindad en el algoritmo TS, se realizaron 100 experiencias del mismo para observar el desempeño de la heurística de Búsqueda Tabú. Los resultados obtenidos se muestran en la tabla 2. Puede apreciarse que el desvío estándar en términos de valor de la función objetivo es pequeño lo que evidencia una buena repetitividad del mejor valor encontrado.

Valor mínimo	Media	Desvío	CV(%)
55	56.75	0.57	1.01

Tabla 2: Estadísticos sobre 100 experiencias utilizando TS

6 CONCLUSIONES

Se ha presentado, en este trabajo, un estrategia de planificación de redes MPLS basada en la heurística de búsqueda Tabú con buenos resultados en cuanto a la calidad de las soluciones, si bien el ejemplo reportado es sencillo. La aplicación a ejemplos de mayor escala, permitirá ajustar los procedimientos y mediante la incorporación de estrategias que permitan la implementación de aspectos de intensificación y diversificación al métodos, se logrará una solución de calidad con un costo computacional menor.

REFERENCIAS

- Glover, F.; Laguna, M. Tabu Search; Kluwer Academic Publishers: Norwell, MA, 1997.
- Lemeshko, O.V.; Hailan, A.M.; Starkova, O.V., Multi-level traffic management in the MPLS-TE DiffServ network, *CAD Systems in Microelectronics (CADSM), 11th International Conference The Experience of Designing and Application of*, pp.118-120, 2011.
- Sarsembagieva, K.; Gardikis, G.; Xilouris, G.; Kourtis, A., A fast route planning algorithm for MPLS-TE, *Telecommunications and Multimedia (TEMU), 2012 International Conference on*, pp.142-146, 2012.
- Sylwester, K.; Adam, K., Evolutionary algorithms in MPLS network designing, *Information Technology. IT 2008. 1st International Conference on*, vol.1, no.4, pp. 18-21, 2008