

Un esquema de optimización no lineal aplicada a la transmisión de n-flujos multicast realizando balanceo de carga en redes MPLS

Yezid Donoso Meisel*

Grupo de Investigación en Redes de Computadores
Departamento de Ingeniería de Sistemas, Universidad del Norte

Ramon Fabregat**

Grupo de Investigación en Comunicaciones y Sistemas Distribuidos
Institut d'Informàtica i Aplicacions,
Universitat de Girona (España)

Resumen

La ingeniería de tráfico aplicada a la transmisión de n-flujos multicast consiste en establecer un árbol de distribución desde un nodo ingreso hacia múltiples nodos egreso mientras se optimizan los recursos en la red. Los objetivos de optimización pueden variar de acuerdo con el tipo de problema que se quiera resolver: minimizar la congestión, minimizar la cantidad de paquetes perdidos, mejorar la utilización de los enlaces, minimizar el delay total experimentado por los paquetes e incrementar el número de usuarios con los recursos actuales. Los algoritmos tradicionales establecen un solo árbol de distribución de la información con algunos enlaces sobresaturados mientras otros enlaces están subutilizados. En este artículo se presenta una solución a este problema en la transmisión multicast a través de minimizar la máxima utilización de todos los enlaces del grafo mediante la utilización de múltiples árboles. Se define el modelo matemático de optimización, el cual se resuelve mediante la herramienta GAMS. El método propuesto se aplica sobre MPLS por permitir el establecimiento de rutas explícitas tanto en el caso unicast como en el caso multicast.

Palabras clave: Ingeniería de tráfico, balanceo de carga, multidifusión, MPLS, QoS, problema de n-flujos.

Abstract

Traffic engineering applied to multicast transmission with n flows consists of establishing different distribution tree from an ingress node to multiple set egress nodes while network resources are optimized. Optimization objectives may vary according to the type of problem to be solved: minimize the congestion, minimize the amount of lost packets, improve the utilization of links, minimize the total delay experimented by the packets and

Fecha de recepción: 12 de septiembre de 2003
Fecha de aceptación: 18 de noviembre de 2003

*Ingeniero de Sistemas y Minor en Gestión de Proyectos de Ingeniería, Universidad del Norte; Magíster en Ingeniería de Sistemas y Computación, Universidad de los Andes, D.E.A. y candidato a grado de Ph.D. en Redes Telemáticas, Universidad de Girona (España). Profesor del departamento de Ingeniería de Sistemas, Universidad del Norte. (ydonoso@uinorte.edu.co)

**Ingeniero en Informática, Universidad Autónoma de Barcelona; Ph.D. en Informática, Universidad de Girona (España). Profesor titular de esta última universidad. (ramon@eia.udg.es)

increase the number of users with the current resources. The traditional algorithms establish just one distribution tree of information with some over saturated links while other links are underused. In this paper, it is presented a solution to the problem in the Multicast transmission when it is required to transmit n flows from an ingress node to different set of egress nodes of multicast groups. This solution is made through minimizing the maximum utilization of all the links of the graph by means of the GAMS tool. The proposed approach is used on MPLS by allowing the establishing of explicit routes on both unicast and multicast events.

Key words: Traffic engineering, load balancing, multicast, MPLS, QoS, n-flow problem.

I. INTRODUCCIÓN

El principal objetivo de la ingeniería de tráfico es reducir la congestión en los enlaces y conseguir una mejor utilización de los recursos. Los objetivos de la ingeniería de tráfico se pueden alcanzar gracias al encaminamiento mediante rutas explícitas sobre la red física. De esta manera, la distribución del tráfico es balanceada a través de todos los enlaces. Cuando trasladamos esto a una formulación matemática, el objetivo es en esencia minimizar la máxima utilización de los enlaces de la red (normalmente se expresa por ρ) [1] [2] [3] [4] [5]. Es conocido que este problema puede ser resuelto mediante la formulación de un problema de flujo de redes para la optimización del enrutamiento, el cual divide el tráfico sobre múltiples caminos entre el nodo ingreso y los nodos egreso. En [1], [6], [7], [8] y [9] se han presentado soluciones para el caso de transmisión unicast.

El problema del balanceo de carga en redes MPLS significa transmitir el flujo de datos entre dos o más LSPs, los cuales tiene el mismo nodo ingreso y el mismo nodo egreso. Con balanceo de carga, el tráfico que se debe enviar es dividido a través de múltiples LSPs que normalmente no requieren LSRs adyacencia en la topología física de la red [1] [10] [11].

Los objetivos de la minimización de la máxima utilización de los enlaces presenta algunos resultados necesarios para la transmisión de aplicaciones que necesitan calidad de servicio, tales como: reducir el *delay* total experimentado por lo paquetes, minimizar la pérdida total de paquetes, minimizar la congestión en los enlaces debido a que el tráfico es dividido sobre múltiples caminos, y por lo tanto todos los enlaces contribuyen a la transmisión de información mediante el balanceo de carga, y como consecuencia de cuando se minimiza la máxima utilización de los enlaces se produce la maximización del ancho de banda no utilizado por los canales [1].

Sin embargo se ha trabajado y especificado muy poco para la transmisión multicast, en la que el tráfico se divide sobre múltiples árboles entre el nodo ingreso

y el conjunto de nodos egreso. En este artículo se presenta una propuesta para la creación de múltiples árboles para la transmisión de un flujo de información desde un nodo origen a un conjunto de nodos destinos. El modelo de optimización propuesto permite una mejor utilización de los enlaces al minimizar la máxima utilización de los mismos. Con esta minimización se logra balancear la carga de transmisión a través de múltiples caminos hacia los destinos del grupo multicast. Mediante simulaciones se comprueba que se cumplen los requerimientos necesarios para aquellas aplicaciones multicast que son sensibles al *delay* y a la cantidad de paquetes perdidos.

El resto del artículo está organizado de la siguiente manera: En la sección II se presentan algunos trabajos relacionados. En la sección III se presenta la formulación del problema y el modelo de optimización propuesto para minimizar la máxima utilización de los enlaces a través de múltiples árboles. En la sección IV se propone una arquitectura formada por tres planos para la construcción de los árboles a través de MPLS. En la sección V se presenta un análisis de rendimiento en términos de utilización de los enlaces y del % total de recursos de red que han sido utilizados. Finalmente las conclusiones y algunas recomendaciones para futuros trabajos sobre el tema.

II. TRABAJOS RELACIONADOS

En cuanto al análisis y diseño de soluciones utilizando técnicas de ingeniería de tráfico mediante el uso de balanceo de carga a través de múltiples caminos se han escrito diferentes artículos para transmitir flujos de información unicast. En los trabajos que se relacionan a continuación, estos caminos se pueden establecer a través de la construcción de LSPs utilizando MPLS.

En [12] se presenta una propuesta en la cual se le adiciona al modelo de optimización de la minimización de la máxima utilización de los enlaces la restricción de un máximo de números de saltos. Además, se establece una división del tráfico sobre múltiples caminos en forma discreta, es decir, con un valor de granularidad denominado g ($0 < g < 1$), el cual facilita la implementación de la solución. En este artículo se analiza el comportamiento de cuatro métodos: *Shortest path based non-bifurcation*, *ECMP*, *Traffic bifurcation*, *H Hop constrained traffic bifurcation* y *H Hop constrained traffic bifurcation with node affinity*. A través de los métodos de bifurcación con restricción de límite de saltos se obtiene un menor valor de la máxima utilización de los enlaces (α).

En [8] se propone un algoritmo para llevar a cabo la transmisión unicast de aplicaciones con requerimientos mínimos de ancho de banda como el video a través de múltiples caminos. El algoritmo consta de cinco pasos. Primero, se inicializa el conjunto multipath P como vacío. Segundo, se obtiene el flujo máximo

del grafo. Tercero, se obtiene el camino más corto para llegar desde el nodo ingreso al nodo egreso. Cuarto, se disminuye el ancho de banda consumido por el camino obtenido en el segundo paso. Quinto, se repite los pasos 3 y 4 hasta que se consiga el ancho de banda requerido para la transmisión. Los resultados presentados muestran que para el *delay end-to-end* se obtienen unos valores muy parecidos independientemente de que se realice o no el balanceo de carga. En cambio, la utilización de los enlaces mejora cuando se realiza el balanceo.

En [10] se presenta un modelo de optimización multiobjetivo para transmisiones unicast, en el cual se considera la utilización máxima de los enlaces y el encontrar los mejores caminos basados en las variables X_{ij}^f , es decir, las variables que indican el porcentaje de flujo que viaja por cada uno de los enlaces desde el nodo ingreso hasta el nodo egreso, y de esta forma se estaría eliminando de la solución aquellos caminos tan largos que no contribuyen en buena forma a mejorar el rendimiento. También se propone la minimización del total del ancho de banda consumido sobre todos los enlaces a través de la función objetivo

$$\min \sum_{k \in K(i, j) \in E} d_k X_{ij}^f$$

En [7] se presenta un modelo para llevar a cabo la transmisión unicast sobre múltiples caminos con restricciones de reserva de ancho de banda. Aplicando la propuesta se obtiene una mejora en el *delay end-to-end* experimentado por los paquetes cuando son transmitidos sobre múltiples caminos en vez de usar uno solo.

Aunque se han definido diferentes modelos para realizar el balanceo de carga en la transmisión unicast, es necesario definir modelos que consideren tráfico multicast, debido a que en este caso en vez de crear múltiples caminos para llegar de un nodo ingreso a un solo nodo egreso, se crearían múltiples árboles para llegar desde el nodo de ingreso al conjunto de nodos egreso del grupo multicast.

En [14] se presenta una propuesta en la que la restricción del máximo número de saltos ha sido añadida al modelo de minimización de la máxima utilización de los enlaces para transmitir un flujo de información multicast. En este artículo la propuesta presentada es muy parecida a la de [12] de que se está considerando tráfico multicast.

III. FORMULACIÓN DEL PROBLEMA

Realizar balanceo de carga para el envío de un flujo de tráfico multicast a través del uso de múltiples árboles tiene como objetivo minimizar la máxima utilización

de los enlaces. Como se utilizan varios árboles para llegar a los destinos, se evita congestionar aquellos caminos que forman parte del único árbol multicast utilizado cuando se hace balanceo de carga, y por lo tanto se puede asegurar un mejor *throughput* y un menor *delay*.

La red es modelada como un grafo dirigido $G = (V, E)$, donde V es el conjunto de nodos y E es el conjunto de enlaces es el nodo ingreso. Cada demanda de tráfico $f \in F$ desde el nodo de ingreso s a un subconjunto de nodos se representa por d_f . $T \subseteq V$ es el conjunto de nodos egreso, $T_f \subseteq T$ es el subconjunto de nodos egreso para el flujo multicast f y $t \in T$ es cualquier nodo egreso. El conjunto de nodos egreso es $\bar{T} = T_1 \cup T_2 \dots \cup T_f$. La capacidad de un enlace direccional (i, j) es c_{ij} . Las variables X_{ij}^{tf} representan la fracción de d_f con destino el nodo t que es asignada al enlace (i, j) .

El problema de minimización presentado es formulado de la siguiente forma:

Minimizar α

Sujeto a

$$\sum_{(i,j) \in E} X_{ij}^{tf} - \sum_{(j,i) \in E} X_{ji}^{tf} = 1, t \in T_f, f \in F, i = s \tag{1}$$

$$\sum_{(i,j) \in E} X_{ij}^{tf} - \sum_{(j,i) \in E} X_{ji}^{tf} = -1, i, t \in T_f, f \in F \tag{2}$$

$$\sum_{(i,j) \in E} X_{ij}^{tf} - \sum_{(j,i) \in E} X_{ji}^{tf} = 0, t \in T_f, f \in F, i \neq s, i \notin T_f \tag{3}$$

$$\sum_{f \in F} d_f \cdot \max(X_{ij}^{tf})_{t \in T_f} \leq c_{ij} \cdot \alpha, (i, j) \in E \tag{4}$$

$$X_{ij}^{tf} \in \mathfrak{R}, 0 \leq X_{ij}^{tf} \leq 1, \alpha \geq 0 \tag{5}$$

La función objetivo consiste en minimizar el valor de α , el cual refleja la máxima utilización de los enlaces. La restricción (1) representa que el flujo total que sale del nodo ingreso para un nodo egreso t debe ser 1. La restricción (2) representa que el flujo total que llega a un nodo egreso t debe ser 1. La restricción (3) representa que para cualquier nodo intermedio, es decir, distinto al nodo de ingreso ($i = s$) y distinto a los nodos egreso ($i \notin T_f$), la suma de sus flujos de salida al nodo egreso t menos los flujos de entrada con destino al nodo egreso t deben ser igual a 0. La restricción (4) es la restricción de la capacidad máxima de un enlace. Mientras en una conexión unicast la cantidad total de banda consumida por todos los flujos con destino el nodo egreso t no debe exceder la máxima utilización por

la capacidad del enlace¹, en una conexión multicast sólo se debe considerar el valor máximo, debido a que por ese enlace no se enviará el mismo paquete duplicado. La restricción (5) indica que la variable X_{ij}^{tf} puede tener un valor real entre 0 y 1. Si el problema se quiere resolver sin balanceo de carga, esta variable sólo podrá tomar los valores 1 y 0, lo que indicará, respectivamente, si el enlace (i,j) se utiliza o no para llevar la información al nodo egreso t .

La función max en la restricción (4) genera derivadas discontinuas. Por este motivo, el problema debe ser resuelto a través de una herramienta para solucionar programación no lineal con derivadas discontinuas (DNLP - *Non linear programming with discontinuous derivatives*) tal como COMOPT2 [15] [16]. DNLP es lo mismo que los problemas de programación no lineales (NLP - *Non linear Programming*), excepto que pueden aparecer funciones non-smooth (valor absoluto, mínimo, máximo).

La solución a través de las variables X_{ij}^{tf} da unos valores de flujo óptimo. Estas variables forman los múltiples árboles para transmitir un flujo multicast desde el nodo ingreso al conjunto de nodos egreso T .

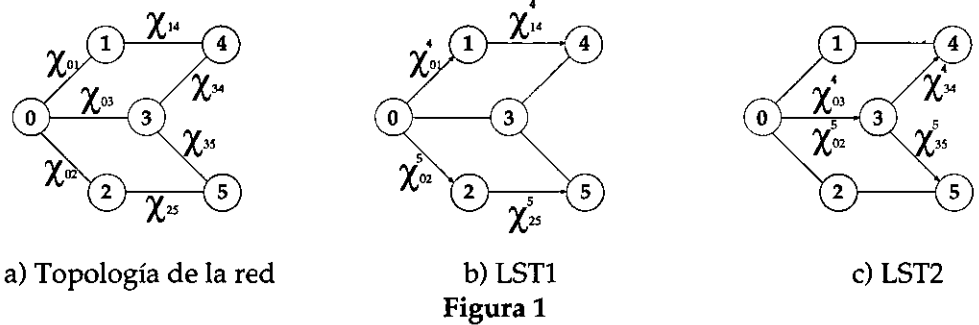
IV. ARQUITECTURA MPLS PROPUESTA

Para llevar a cabo el establecimiento de estas conexiones lógicas se puede recurrir a MPLS, que es una tecnología inicialmente propuesta para soportar transmisiones multicast [10] [17]. En este apartado se presenta una arquitectura de tres niveles (figura 2) para relacionar los múltiples árboles obtenidos en el apartado anterior con los LSPs definidos en MPLS para llevar el flujo de datos desde un nodo ingreso a un nodo egreso.

Una manera de establecer caminos en redes MPLS es usando LSPs punto-a-punto. Aquí, un camino entre un nodo ingreso y un nodo egreso está representado por un único LSP punto-a-punto. Los entornos de trabajo de ingeniería de tráfico MPLS convencionales asumen el uso de LSPs punto a punto. Para crear un árbol entre un nodo ingreso y el conjunto de nodos egreso se propone el uso de LSPs punto-multipunto.

Plano LST. El modelo de optimización da como resultado un conjunto de nodos que denominaremos LST (*Label Switch Tree*) y que forman el plano LST. Para cada uno de estos LSTs se transmite un porcentaje del flujo de información desde el nodo origen al conjunto de nodos destino. En este plano podemos considerar que los LSTs son disjuntos.

Los LSTs de las figuras 1-b) y 1-c) son una posible solución si aplicamos a la topología de la figura 1-a) presentada en [9] el modelo de optimización propuesto. N0 es el nodo ingreso y N4-N5 son los dos nodos egreso.



Plano LSP punto-multipunto. Cada uno de los LSTs del plano superior es un LSP punto-multipunto (p-to-m LSPs) que se establece mediante rutas explícitas a través de algún protocolo de señalización. Por ejemplo, se puede utilizar el protocolo RSVP-TE adaptado a la transmisión multicast [10]. En este nivel, varios LSPs punto-multipunto pueden establecerse sobre el mismo enlace físico.

Plano LSP. En este último plano sólo se ven los LSPs, y por este motivo sólo se puede conocer cómo va una parte de información desde el nodo origen a cada uno de los nodos destino. En este plano se encuentran las tablas LIB, que son las que transforman las etiquetas (valor lógico) en un puerto de salida (valor físico).

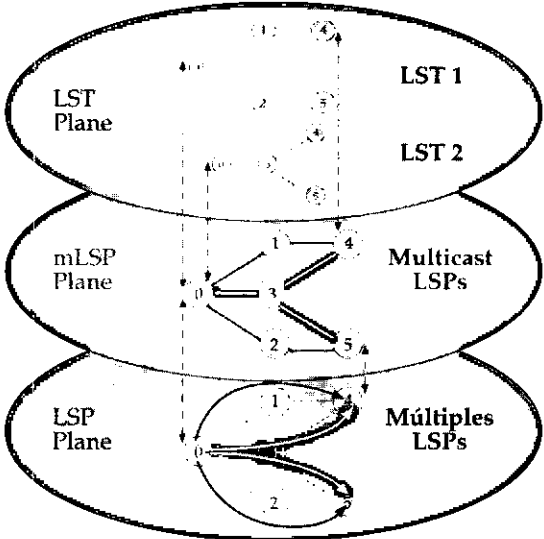


Figura 2. Arquitectura MPLS

V. EVALUACIÓN DEL RENDIMIENTO

A. Análisis del entorno

Vamos a aplicar el modelo de optimización propuesto a la topología que muestra la figura 3. En ella se ha considerado que los enlaces tienen una capacidad de 1Mbps y que las tasas de transmisión son de 128Kbps, 256Kbps, 512Kbps, 1Mbps, 1.5Mbps, 2Mbps, 2.5Mbps y 3Mbps. Mediante el Solver COMOPT2, MINOS, MINOS5 y SNOPT de la herramienta GAMS [16] se obtuvieron los valores de las variables X_{ij}^{tf} (porcentaje del flujo f que pasan por el enlace (i,j) y que van hacia el destino t).

B. Análisis para el caso de 1 flujo, de la utilización de los enlaces y del total de recursos de red usados

Los LSTs de las figuras 1-b) y 1-c) son una posible solución si aplicamos el modelo de optimización propuesto a la topología de la figura 1-a) mostrada en [9]. NØ es el nodo ingreso y N4 – N5 son los dos nodos egreso.

En primer lugar vamos a analizar la utilización de los enlaces cuando se obtienen múltiples LSTs. En la tabla 1 estos resultados se comparan con los obtenidos si el programa de optimización no se aplica y todos los flujos multicast son transmitidos por un único LST. Se debe recordar que en el primer caso estamos haciendo balanceo de carga pero en el segundo caso no.

La transmisión sin balanceo de carga mostró que unos cuantos enlaces eran muy utilizados y otros enlaces no eran utilizados. Sin embargo, cuando la transmisión se realizaba con balanceo de carga, se obtuvo que todos los enlaces, o al menos aquellos por los cuales se pueda enviar información a los nodos egreso, presentan una misma utilización. En la solución obtenida para la topología considerada, cuando no estamos haciendo balanceo de carga, los enlaces utilizados son cuatro {0-1, 0-2, 1-4, 2-5} y los que no son utilizados son los otros tres {0-3, 3-4, 3-5}. Al hacer balanceo de carga todos los enlaces son utilizados uniformemente.

Tabla 1

% Máxima utilización de los enlaces (MLU) para diferentes velocidades de transmisión

Velocidad de transmisión	Sin balanceo	Con balanceo
	Enlaces usados: 0-1, 0-2, 1-4 y 2-5	Todos los enlaces son usados
128Kbps	12.5	6.25
256Kbps	25	12.5
512Kbps	50	25
1Mbps	100	50
1.5Mbps	100	75
2Mbps	100	100
2.5Mbps	100	100
3Mbps	100	100

Cuando en una red que está poco cargada se aplica el balanceo de carga, el porcentaje máximo de utilización es el menor del presentado en los enlaces cuando no se hace balanceo de carga. Este valor es exactamente la mitad en la topología considerada. Para una tasa de transmisión de 1Mbps, los enlaces que forman parte del árbol multicast cuando no se realiza el balanceo de carga se están utilizando en un 100% de su capacidad. Si se aumenta la tasa de transmisión no podrán transmitir un mayor flujo de información, y si lo hace será generando *delays* adicionales o descartando paquetes por saturación en la cola de los nodos. Cuando la red está sobresaturada (2, 2.5 y 3Mbps) incluso al hacer el balanceo de carga, la utilización de los enlaces es muy alta, pues no hay suficientes recursos para acomodar toda la tasa de transmisión.

Además de analizar la utilización de los canales, mediante la herramienta GAMS también se llevó a cabo el análisis de la máxima utilización de los enlaces (α) y la relación del total de recursos de red utilizados cuando se hacía balanceo y cuando no se hacía balanceo

$$R = \left(\frac{\sum_{(i,j) \in E} \min(d^* \max_{t \in T} (X'_{ij}), C_{ij})}{\sum_{(i,j) \in E} C_{ij}} \right)$$

Los resultados se muestran en la tabla 2 para diferentes tasas de transmisión del flujo de datos.

Tabla 2

Máxima utilización de los enlaces (α) y % de recursos utilizados totales de la red (R) para diferentes tasas de transmisión

tasa de transmisión	Máxima utilización (α) %		Recurso total de red utilizado (R)	
	Sin balanceo	Con balanceo	Sin balanceo	Con balanceo
128Kbps	0,125	0,0625	7,14	6,25
256Kbps	0,25	0,128	14,6	12,5
512Kbps	0,5	0,256	28,57	25
1Mbps	1	0,5	57,1	50
1,5Mbps	1,5	0,75	57,1	75
2Mbps	2	1	57,1	100
2,5Mbps	2,5	1,25	57,1	100
3Mbps	3	1,5	57,1	100

Analizando la tabla 2 se observa que al realizar balanceo de carga en este experimento en concreto, el valor de la máxima utilización de los enlaces (α) ha disminuido en un 50%. Además, podemos observar que cuando la tasa de transmisión es superior a 1Mbps se aprecia una mejor utilización de los recursos totales de la red (R). En este caso, se puede observar que al transportar flujos de información de más de 2Mbps, sólo se está aprovechando el 57.1% de la capacidad total de la red cuando no se realiza balanceo y del 100% cuando sí se realiza balanceo.

C. Paquetes descartados y retardo extremo-a-extremo

A través de las siguientes simulaciones realizadas con el NS [18] se quiere comprobar que si para transmisiones de información multicast se hace balanceo de carga a través de múltiples árboles, además de mejorar la utilización de los canales se consigue disminuir la cantidad de paquetes descartados debido a congestión y también disminuir el *delay* experimentado por los paquetes.

En la figura 3 se muestra la cantidad de paquetes descartados por tasa de transmisión para diferentes tamaños de colas. Se puede observar que la cantidad de paquetes descartados es mayor cuando no se hace balanceo (líneas discontinuas). En esta figura se encuentran tamaños de colas con capacidades de 50, 1.000 y 5.000 paquetes. Los otros tamaños de colas no referenciados (100, 200, 500 y 2.000) presentan un comportamiento similar. También se puede observar que a medida que se aumenta la tasa de transmisión la cantidad de paquetes descartados por congestión aumenta.

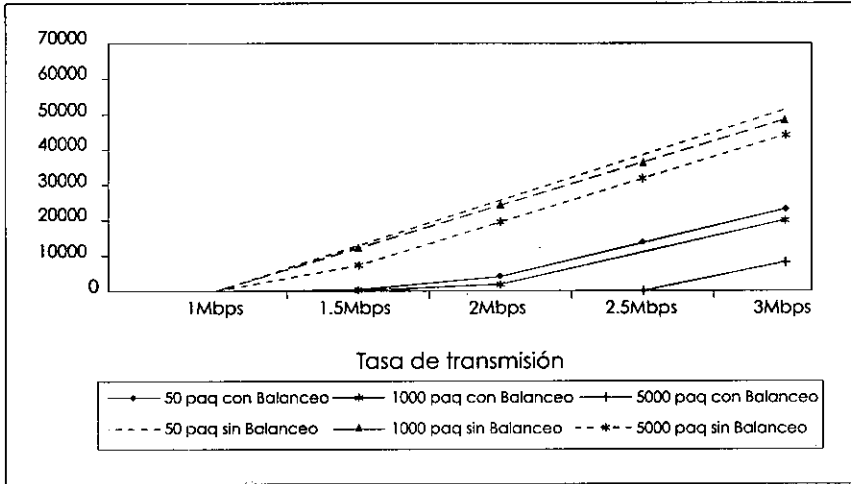


Figura 3. Cantidad de paquetes descartados por tasa de transmisión para diferentes tamaños de colas

En la figura 4 se analiza la cantidad de paquetes descartados para diferentes tasas de transmisión teniendo en cuenta los tamaños de las colas de los nodos. Como sucedía en la figura anterior, se observa una mayor cantidad de paquetes descartados cuando no se realiza balanceo. A medida que se aumenta el tamaño de las colas es lógico que disminuya la cantidad de paquetes descartados, pero a su vez que se aumente el *delay*, como se podrá observar más adelante en la figura 6.

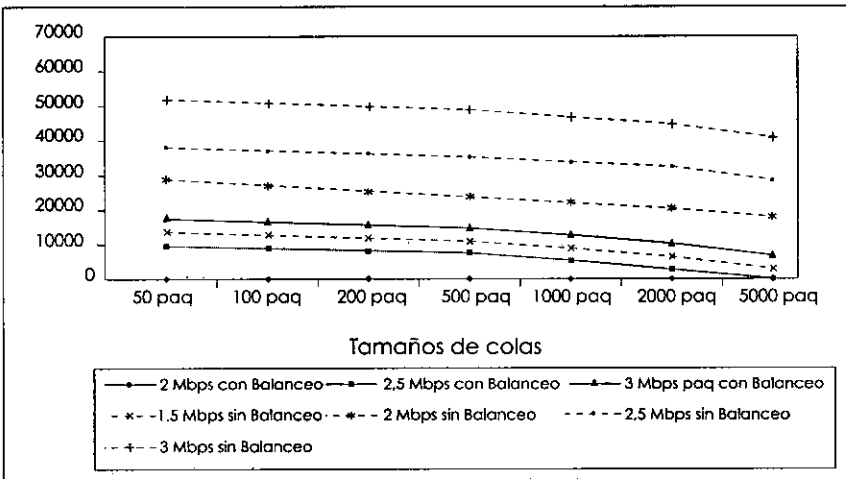


Figura 4. Cantidad de paquetes descartados por tamaño de cola para diferentes tasas de transmisión

En la figura 5 se muestra la tendencia del *delay* analizado por tasa de transmisión del flujo de datos (desde 1Mbps hasta 3Mbps). Como se observa, los paquetes transmitidos con balanceo (líneas continuas) experimentan menor *delay* que los transmitidos sin balanceo (línea discontinua). En cuanto al *delay* experimentado por todos los paquetes que no fueron descartados debido a la congestión, se observó que haciendo balanceo de carga se lograba mejorar el valor del *delay*. Para tasas de transmisiones menores o iguales a 1Mbps sin balanceo, el *delay* experimentado fue de 24.65 mseg. En cambio, para tasas de transmisiones menores o iguales a 2Mbps con balanceo, el *delay* experimentado fue de 18.07 mseg.

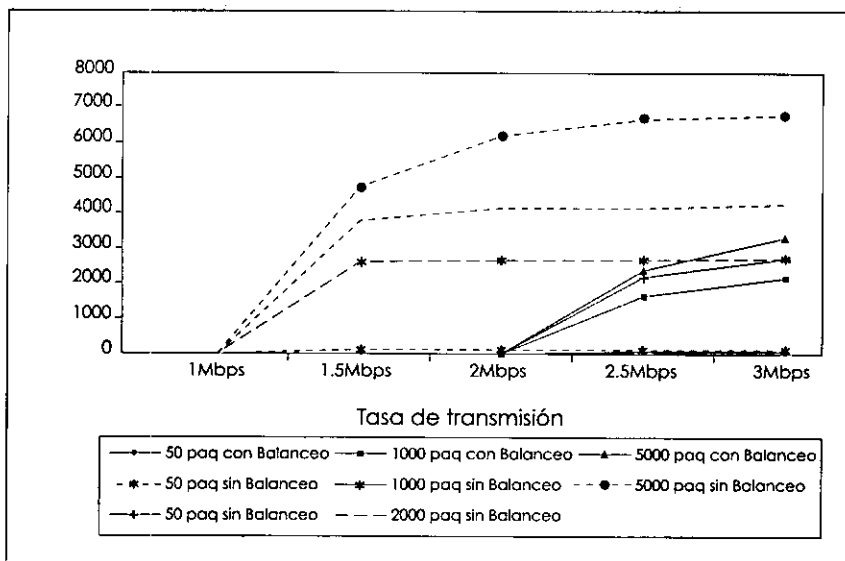


Figura 5. Delay medios por tasa de transmisión para diferentes tamaños de colas

Las aplicaciones sensibles al *delay*, como la transmisión de voz, pueden llegar a experimentar un *delay* de hasta 100 mseg sin perder la calidad en la transmisión. En la figura 5 podemos observar que si no se realiza balanceo cuando la tasa de transmisión es mayor a 1Mbps, el *delay* es mayor a los 100 mseg. En cambio, cuando se realiza el balanceo, para valores superiores a los 2Mbps es cuando el *delay* es mayor a los 100 mseg.

En la figura 6 se muestra el comportamiento del *delay* experimentado por tamaño de las colas para unas tasas de transmisión del flujo de datos de 2Mbps, 2.5Mbps y 3Mbps. En este caso también se observa un menor *delay* cuando se realiza balanceo (líneas continuas). Además, se puede apreciar que el *delay* experimentado cuando se realiza balanceo con una tasa de 3Mbps es menor que

el *delay* experimentado cuando no se realiza balanceo inclusive con una tasa de transmisión de 2Mbps. En ambos casos, a medida que se aumentaba el tamaño de las colas se experimentaba un mayor *delay*.

En el caso de la transmisión de 2Mbps con balanceo, se observa un *delay* con un valor constante de 18.28 msec. Este comportamiento se debe a que si la capacidad de los canales es de 1Mbps, al realizar balanceo de carga, se transmite sobre dos conjuntos de enlaces disjuntos y se logra que los canales cumplan con los requerimientos de la tasa de transmisión sin sobrecargarse. En cambio, cuando no se realiza balanceo solamente se utiliza un conjunto de enlaces (con capacidad de 1Mbps), y por lo tanto se saturan y no pueden cumplir con la demanda exigida por esa tasa de transmisión.

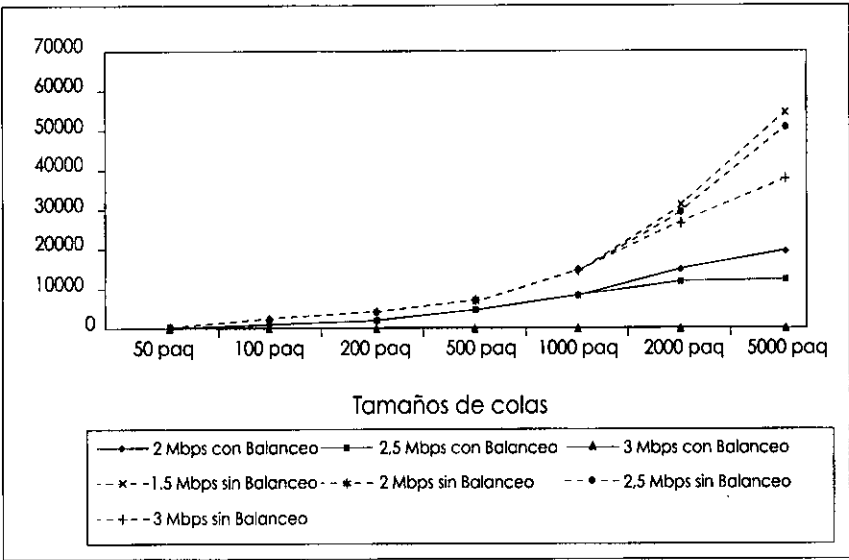


Figura 6. Delay promedio por tamaño de cola para tasas de transmisión de 1.5, 2, 2.5 y 3Mbps

D. Análisis del caso de n-flujos(máxima utilización de los enlaces (α) y % total de recursos de red utilizados)

En esta sección se presenta el análisis de la máxima utilización de los enlaces (α) sin balanceo de carga ($\tilde{\alpha}$), con balanceo de carga a través de múltiples árboles (α), y los valores normalizados ($\hat{\alpha} = \frac{\alpha - \tilde{\alpha}}{\alpha}$). Además, se analiza el porcentaje de recurso de red utilizado

$$\left(\frac{\sum_{(i,j) \in E} \min \left(\sum_{f \in F} d_f * \max(X_{ij}^f)_{i \in T_f}, C_{ij} \right)}{\sum_{(i,j) \in E} C_{ij}} \right)$$

sin balanceo (\bar{R}), con balanceo (R), y con datos normalizado ($\hat{R} = \frac{R - \bar{R}}{\bar{R}}$).

Si aplicamos el modelo de optimización propuesto a la topología mostrada en la figura 7, donde N0 es el nodo ingreso y N4, N5 y N6 son los nodos egresos para el flujo 1 y N5, N6 y N7 son los nodos egresos para el flujo 2, una posible solución son los LSTs $\{(0,1), (1,4), (1,5), (1,6)\}$ y $\{(0,3), (3,4), (3,5), (3,6)\}$ para el flujo 1; y $\{(0,2), (2,5), (2,6), (2,7)\}$ y $\{(0,3), (3,5), (3,6), (3,7)\}$ para el flujo 2.

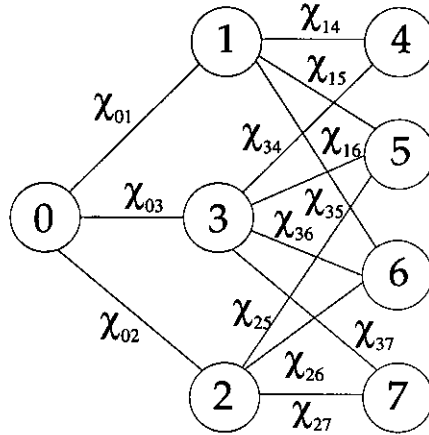


Figura 7. Topología de la Red de datos

En la tabla 3 se muestra los resultados para la transmisión de los dos flujos de datos con tasas iguales.

Tabla 3
Máxima utilización de los enlaces (α) y % total de recurso de red utilizado (R) para n-flujos con tasas iguales

Tasa de Transmisión	A			R		
	α	α	α	\bar{R}	\bar{R}	\hat{R}
128Kbps	0,125	0,08	-0,33	7.69	7.69	0
256Kbps	0,25	0,17	-0,33	15.38	15.38	0
512Kbps	0,5	0,33	-0,33	30.77	30.77	0
1Mbps	1	0,66	-0,33	61.54	61.54	0
1,5Mbps	1,5	1	-0,33	61.54	92.28	0.5
2Mbps	2	1,33	-0,33	61.54	94.86	0.54
2,5Mbps	2,5	1,67	-0,33	61.54	97.42	0.58
3Mbps	3	2	-0,33	61.54	99.98	0.62

En la tabla 3 se puede observar que la máxima utilización de los enlaces (α) se reduce en un 33% cuando el balanceo de carga es llevado a cabo. Con respecto a los recursos de red utilizados (R), se observa que para tasas de transmisiones entre 128Kbps y 1Mbps, la cantidad de recurso de red utilizado es exactamente la misma cuando se realiza y cuando no se realiza el balanceo de carga. Ahora, para tasas de transmisiones desde 1.5 hasta 3Mbps se observa un incremento entre el 50 y el 60% de los recursos utilizados. Esto significa que con balanceo existe una mejor utilización de todos los enlaces que se encuentran en la red de datos y que pueden aportar su capacidad para transportar la información.

En la tabla 4 se presentan los valores de α y R para dos flujos con diferentes tasas de transmisión. De igual forma que en la tabla 2, se observa que a través del balanceo de carga, el valor de α se reduce entre el 38 y el 50% y el valor de R entre el 19 y el 60% para tasas superiores a 1Mbps.

En la tabla 5 se muestra los valores de α y R para dos flujos con diferentes tasas de transmisión y con el enlace (0,1) con una capacidad de 512Kbps. En este caso, cuando se realiza el balanceo el valor de α se reduce entre el 40 y el 56.6% y el valor de R para tasas superiores a 1Mbps se reduce entre el 33 y el 65%.

Para encontrar los valores de α y R se utilizaron diferentes métodos de aproximación para programación matemática no lineal. En la tabla 6 se muestra el promedio de tiempo computacional para ejecuciones cuando se realizaba y cuando no se realizaba el balanceo de carga. El mejor tiempo de convergencia cuando se hacía balanceo fue mostrado por el método COMOPT2 (0.276 seg). Cuando no se hacía balanceo, el mejor método fue MINOS5 (0.634 mseg). Estas ejecuciones se realizaron en una máquina a Pentium III con 256 Mb de RAM.

Tabla 4
Máxima utilización de los enlaces (α) y % total de recurso de red utilizado (R) para n-flujos con tasas diferentes

Trans. Rate F1 and F2	α			R		
	$\tilde{\alpha}$	$\bar{\alpha}$	$\hat{\alpha}$	\tilde{R}	\bar{R}	\hat{R}
128-256 K	0,25	0,125	-0,5	11.54	11.54	0
256-512 K	0,5	0,25	-0,5	23.08	23.08	0
512 K-1 M	1	0,5	-0,5	46.15	46.15	0
1-1,5 M	1,5	0,83	-0,44	61.54	73.05	0.19
1,5-2 M	2	1,17	-0,42	61.54	93.59	0.52
2-2,5 M	2,5	1,5	-0,4	61.54	96.15	0.56
2,5-3 M	3	1,83	-0,39	61.54	97.44	0.58
3-3,5 M	3,5	2,17	-0,38	61.54	98.72	0.6

Tabla 5

Máxima utilización de los enlaces (α) y % Total de recurso de red utilizado (R) para n flujos con tasas diferentes y el enlace (0,1) con una tasa de 512Kbps

Trans. Rate F1 and F2	α			R		
	$\tilde{\alpha}$	$\bar{\alpha}$	$\hat{\alpha}$	\tilde{R}	\bar{R}	\hat{R}
	0,25	0,15	-0,4	12	12	0
256-512 K	0,5	0,3	-0,4	24	24	0
512 K-1 M	1	0,6	-0,4	48	48	0
1-1,5 M	2	1	-0,5	60	79.88	0.33
1,5-2 M	3	1,4	-0,533	60	88	0.47
2-2,5 M	4	1,8	-0,55	60	95.2	0.57
2,5-3 M	5	2,2	-0,56	60	98.41	0.64
3-3,5 M	6	2,6	-0,566	60	99.2	0.65

Tabla 6
Tiempo computacional (seg)

Método	Con balanceo	Sin balanceo
MINOS	0,686	0,8
MINOS5	0,385	0,634
COMOPT2	0,276	0,698
SNOPT	0,33	0,68

CONCLUSIONES Y TRABAJO FUTURO

En este artículo se presenta un esquema de balanceo de carga a través de múltiples árboles para la transmisión de un flujo de información multicast. Estos árboles se obtienen al resolver con la herramienta GAMS el modelo de optimización presentado. La solución obtenida mostró una mejor utilización de todos los enlaces, al mejorar la congestión y aprovechar de forma óptima y uniforme el uso de todos los enlaces para transmitir el flujo de información desde el nodo ingreso al conjunto de nodos egresos. También se observó un mejor comportamiento en cuanto a la cantidad de paquetes perdidos y al *delay* experimentado por los paquetes.

Analizando los valores de las variables normalizadas para realizar la comparación entre hacer balanceo a través de múltiples árboles o en realizar la transmisión a través de un solo árbol, se pudo observar que es posible reducir la máxima utilización de los enlaces y simultáneamente incrementar la utilización total de los recursos de la red, es decir, aprovechar mucho más la topología de la red.

Para llevar a cabo la implementación de los múltiples árboles a través de una tecnología como MPLS se propuso una arquitectura de tres planos: LST, *point-to-multipoint* y LSP.

El esquema de ingeniería de tráfico propuesto ha demostrado que reduce la probabilidad de congestión de la red a través de la minimización de la utilización de aquellos enlaces que se pueden encontrar sobre utilizados y balanceando la cantidad de información que se va a transmitir entre más enlaces.

Como trabajo futuro se propone la especificación de otras restricciones dentro del modelo de optimización para aplicaciones que, por ejemplo, requieran un valor determinado de capacidad de transmisión mínima o máximo número de saltos.

Referencias

- [1] WANG, Z., *Internet QoS, Architectures and Mechanisms for Quality of Service*. Morgan Kaufmann Publishers, 2001.
- [2] BALAKRISHNAN, V.K., *Network Optimization*. Londres, Chapman & Hall, 1995.
- [3] AHUJA, R. KODIALAM; M. MISHRA, A. ORLIN, J., Theory and Methodology, Computational investigations of Maximum Flow Algorithms. *European Journal of Operational Research* 97 (Published by Elsevier Science B.V.)
- [4] AHUJA, R. & ORLIN, J., A Capacity Scaling Algorithm for the Constrained Maximum Flow Problem. *Networks*, Vol. 25, p. 89-98. John Wiley & Sons, 1995.

- [5] BAZARAA, M. JARVIS, J. & SHERALI, H., *Linear Programming and Network Flows*. Estados Unidos, John Wiley & Sons, 1990.
- [6] AGGARWAL, C. & ORLIN, J., On Multi-route Maximum Flows in Networks. *Networks* N° 39. John Wiley & Sons, 2002.
- [7] BATSELL, S.G. & RAO, N.S.V., Qos Routing via multiple Paths using Bandwidth Reservation. *Infocom*, 1998.
- [8] CHEN J.-C. & CHAN, S.-H., Multipath Routing for Video Unicast over Bandwidth-Limited Networks. In *Proceedings of IEEE Globecom'01*.
- [9] ZHANG, L. WANG, Y. & WANG, Z., Internet Traffic Engineering without Full Mesh Overlaying. *Infocom* 2001.
- [10] CHUNG, J., SUBIETA, M., CHHABRA, H., CHO, G. & RASIAH, P., *RSVP-TE extensions for MPLS Multicasting Services*. *Internet Draft*. Draft-chung-mpls-rsvp-multicasting-00.txt. Febrero 2002.
- [11] LONG, K. CHENG, S. & ZHANG, Z., Load Balancing Algorithms in MPLS Traffic Engineering. *IEEE Workshop on High Performance Switching and Routing* 2001.
- [12] KIM, Ch., CHOI, Y., SEOK, Y. & LEE, Y., A Constrained Multipath Traffic Engineering Scheme for MPLS Networks. *ICC* 2002.
- [13] MIYAO, Y. SAITO, H. & YOSHIDA, M., Traffic Engineering using Multiple Multipoint-to-Point LSPs. *Infocom* 2000.
- [14] SEOK, Y., LEE, Y., CHOI, Y. & KIM, Ch., Explicit Multicast Routing Algorithms for Constrained Traffic Engineering. *IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC)*. July, 2002. Italy.
- [15] BAZARAA, M. SHERALI, H. & SHETTY, C.M., *Nonlinear Programming, Theory and Algorithms*, 2nd ed. Estados Unidos: John Wiley & Sons, 1993.
- [16] GAMS. Solver for large mathematical programming problems.
<http://www.gams.com>
- [17] OOMS, D., Overview of IP Multicast in a Multi-Protocol Label Switching (MPLS) Environment. RFC 3353. Agosto, 2002.
- [18] NS2. *Network Simulator versión 2*. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>