

Análisis del Coste del Protocolo PIM-DM en topologías sin bucles

G. Maciá, J.E. Díaz-Verdejo

Departamento de Teoría de la Señal, Telemática y Comunicaciones. Universidad de Granada
ETSI de Ing. Informática. C/ Daniel Saucedo Aranda S/N
18071 - Granada
Teléfono: 958 24 23 04 Fax: 958 24 08 31
E-mail: jedv@ugr.es

Abstract *This work presents an approach to estimate the number of overhead packets, both for data and control traffic, generated by the use of the PIM-DM protocol. A loop-free network topology and equal transmission speeds and propagation times for all the links in the network are assumed. Although restrictive at a first glance, the results show a good performance in simulated real networks when mean values for the link parameters are used. The expressions are deduced from the protocol functioning, overcoming limitations and approximations of previously published works.*

1. Introducción

Multicast es un estándar IETF [1] propuesto para numerosas aplicaciones, entre otras, la red experimental Mbone [2], operativa desde el año 1992. Teóricamente, esta tecnología aporta una ventaja cuando es comparada con la transmisión unicast en aplicaciones diseñadas para dar servicio a un gran número de clientes o receptores de información distribuidos en la red. Esto se debe al hecho de que únicamente se envía un paquete multicast sobre cada uno de los enlaces en el camino hasta los miembros del grupo multicast, sin importar el número de receptores que se hayan unido al mismo. La duplicación de paquetes para poder alcanzar a todos los receptores sólo se realiza cuando el camino hacia ellos se separa. Este mecanismo implica, a priori, una reducción del ancho de banda utilizado para el envío de paquetes de datos, lo cual hace que la transmisión multicast resulte ventajosa en comparación con la tecnología unicast.

Sin embargo, si consideramos otros escenarios, tales como pequeñas redes y/o con pocos receptores, la ventaja de multicast no es tan clara. Esto se debe, principalmente, al coste de construcción del *árbol multicast*, necesario para la operación del algoritmo. Este árbol está formado por todos los enlaces y nodos en el camino, libre de bucles, para llegar desde la fuente a todos los receptores. Por supuesto, el descubrimiento del árbol y su mantenimiento, ya que puede cambiar en el tiempo, implican un coste de sobrecarga adicional, en términos de paquetes que es necesario enviar. En consecuencia, al no estar dicho coste presente en una transmisión unicast, aunque se utilice mayor ancho de banda para transmitir los datos, éste se puede ver compensado por la ausencia de los costes de sobrecarga. Si encontramos escenarios en los que

las diferencias entre los costes de transmisión de datos entre ambas técnicas no son grandes, unicast puede llegar a ser una mejor elección que multicast.

El problema que se pretende abordar se puede formular, en consecuencia, en los siguientes términos: dado un escenario, con unas características conocidas, en el que se va a realizar una transmisión a múltiples receptores, determinar si resulta más ventajoso utilizar técnicas de transmisión multicast o, por el contrario, es más eficiente utilizar unicast. Evidentemente, para poder tomar la decisión sobre el tipo de transmisión elegir, deberíamos estimar previamente el coste de ambas técnicas en dichas redes.

El principal objetivo de este trabajo consiste, en consecuencia, en presentar una estimación del coste asociado al uso del protocolo de transmisión multicast PIM-DM. Este protocolo, especificado en [3], está recomendado para situaciones en que los receptores se encuentran ubicados de forma agrupada y no muy dispersa en la red.

El resto del artículo se organiza como se describe a continuación. En primer lugar se presentan y discuten los trabajos previos relacionados con este estudio. En la Sección 3 se realiza un análisis del cálculo del coste del protocolo, bajo unas hipótesis que permitan abordar el problema, tanto para la transmisión de datos como para el coste de sobrecarga. La Sección 4 muestra cómo extender los resultados previos a entornos reales con topologías sin bucles. Finalmente se exponen las conclusiones y algunas líneas de trabajo futuro.

2. Antecedentes

Varios trabajos han considerado el estudio comparativo, en términos de eficiencia,

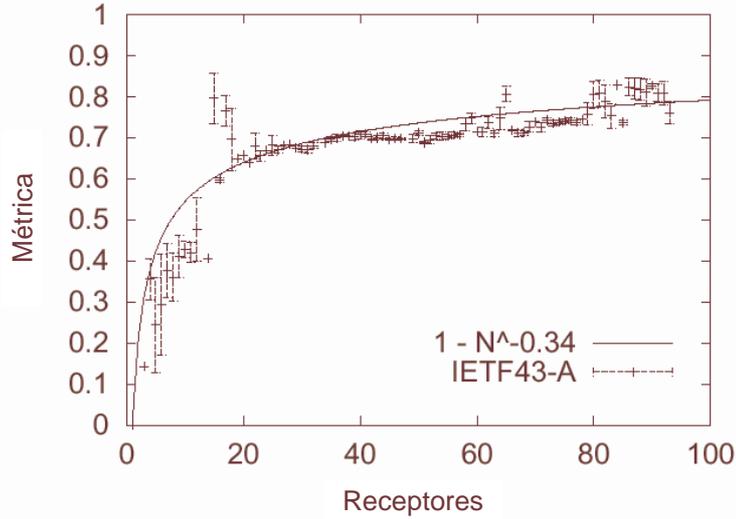


Figura 1: Ajuste experimental de la ley exponencial propuesta por Chuang y Sirbu. Tomado de [5].

de multicast y unicast, entre los que destacan [4] [5] [6] [7] [8].

Estos trabajos están basados en el estudio presentado por Chuang y Sirbu [4], en el que se establece una cuantificación del coste multicast en función del número de abonados a una transmisión en una red (número de receptores). Para ello se utilizan redes con topologías reales y generadas o simuladas, simultaneando numerosos tipos de topologías y tamaños de redes. Se postula una ley exponencial, ratificada con resultados experimentales de simulación, de acuerdo a

$$\frac{L_m}{L_u} = N^{0,8} \quad (1)$$

donde L_m es el tamaño del árbol multicast, en número de enlaces, L_u la longitud media del camino unicast hasta los receptores y N el número de receptores existentes en la red. Esta expresión fue validada experimentalmente (Fig. 1) por [5]. Como se puede apreciar en la figura, cuando el número de receptores es elevado, la aproximación es bastante ajustada. Sin embargo, esto no es cierto en el caso de que el número de receptores sea bajo. Adicionalmente, [7] acota aún más la validez de la Ec. (1), ya que demuestra que es válida para N no muy grandes, indicando que es necesario un tratamiento diferente para un número de receptores muy elevados.

Por otra parte, [4] propone un método analítico de cálculo para la estimación del coste de la transmisión multicast de acuerdo al protocolo PIM-DM. Para ello, el tráfico generado se clasifica en dos tipos conceptualmente diferentes: el *tráfico de datos* y el tráfico asociado de *sobrecarga*. El *tráfico de datos* corresponde a paquetes de información que alcanzan algún sistema final receptor, es decir, algún miembro del grupo multicast. Por el contrario, el *tráfico de sobrecarga* está compuesto por los paquetes que se generan debido a las necesidades del protocolo (creación y mantenimiento del

árbol multicast) y los que no alcanzan ningún receptor.

El coste del protocolo PIM-DM, C_{DM} , se puede expresar, en consecuencia, como suma de dos términos diferentes: el *coste del tráfico de datos*, CD_{DM} , y el *coste de sobrecarga*, CO_{DM} .

$$C_{DM} = CD_{DM} + CO_{DM} \quad (2)$$

La expresión propuesta para evaluar el coste de los paquetes de datos, (CD_{DM}), aunque originalmente descrita en términos de la tasa de tráfico que genera, puede transformarse de forma simple para que evalúe el coste de la transmisión de datos en función del número de paquetes de datos totales que atraviesan el árbol multicast en un tiempo T_{transm} , resultando [4]:

$$CD_{DM} = \alpha \cdot L_m \quad (3)$$

donde α es el número de paquetes transmitidos por la fuente y L_m el número de enlaces del árbol multicast.

Por otra parte, en este trabajo se presenta una expresión para el coste del tráfico de sobrecarga, CO_{DM} , que evalúa el número de paquetes generados por el mecanismo de *inundación y poda* empleado en el protocolo PIM-DM para la creación y mantenimiento del árbol multicast durante T_{transm} :

$$CO_{DM} = 2 \cdot (L'_m - L_m) \cdot F \quad (4)$$

donde L'_m es la longitud del *árbol de broadcast*, es decir, el número total de enlaces de la red considerada, y F representa el número de inundaciones durante el periodo de observación. Si consideramos un tiempo T_{transm} , el número de inundaciones puede expresarse, de acuerdo a las especificaciones del protocolo, de la forma:

$$F = \left\lceil \frac{T_{transm}}{\tau_{dm}} \right\rceil \quad (5)$$

siendo τ_{dm} el tiempo entre inundaciones periódicas, también denominado *temporizador de poda*, y donde $\lceil \cdot \rceil$ representa el operador entero superior.

Las expresiones proporcionadas en [4] constituyen una buena aproximación para estimar el coste en redes grandes y, principalmente, en escenarios en los que el coste de los datos es mucho mayor que el de sobrecarga. Ahora bien, cuando se consideran redes que no cumplen estas condiciones, dos aspectos importantes del comportamiento del protocolo PIM-DM, que no son considerados en la expresión que calcula el coste de sobrecarga, comienzan a tener relevancia y, por tanto, provocan desviaciones respecto del comportamiento real que hacen que dichas expresiones no sean aplicables en estos casos. Estas limitaciones no son mencionadas en [4], que supone la aplicabilidad de las expresiones indicadas en todos los casos.

Dos son los aspectos relevantes no considerados en la deducción de las expresiones del coste. En primer lugar, en la Ec. (4) se considera que, sobre todos los enlaces que no pertenecen al árbol multicast, únicamente se transmite, en cada inundación, un paquete de datos multicast y una respuesta de poda. Obviamente, esta consideración implica que el número de paquetes de sobrecarga corresponde al número de enlaces multiplicado por dos. Sin embargo, cuando un encaminador empieza a enviar paquetes de datos, no deja de hacerlo hasta recibir un mensaje de poda. Esto significa que debemos considerar que un encaminador, enviando a una tasa constante, podría mandar más de un paquete hasta recibir la respuesta de poda. Además, cada paquete enviado a través de un enlace que no pertenezca al árbol multicast originará su correspondiente respuesta de poda por parte del encaminador en el otro extremo. Por ello, la Ec. (4) se deberá modificar de modo que recoja este efecto.

En segundo lugar, podemos apreciar también que en la Ec. (5) se supone que se produce una inundación cada τ_{dm} segundos. Esta aproximación no es adecuada debido a que implica que el temporizador de poda se inicia con la recepción del primer mensaje de poda y que los siguientes mensajes de poda no lo ponen a cero. Como se puede comprobar en las especificaciones del protocolo [3], este temporizador se debe reajustar con la llegada de cualquier mensaje de poda. Así, se hace necesaria una modificación de la Ec. (4) que recoja los efectos de este comportamiento.

En conclusión, aunque las expresiones proporcionadas por Chuang [4] constituyen una buena estimación en escenarios en los que el coste de sobrecarga no es representativo frente al de datos, es necesario modificar estas expresiones para poderlas aplicar en redes donde dicho coste se convierte en un factor relevante.

3. Estimación de coste para el protocolo PIM-DM

En la evaluación del coste para el protocolo PIM-DM debemos tener en cuenta, como se ha comentado en la sección anterior, dos costes separados: el de la transmisión de los datos, o *coste de datos*, CO_{DM} , y el originado por la generación y mantenimiento del árbol multicast, denominado *coste de sobrecarga*, CO_{DM} .

En primer lugar, la expresión para el coste de datos proporcionada por la Ec. (3) es correcta incluso en escenarios con redes pequeñas o donde el coste de sobrecarga sea significativo, debido a que el comportamiento del protocolo que no ha sido modelado en [4] no afecta a los enlaces pertenecientes al árbol multicast. Sin embargo, esto no es cierto respecto de la Ec. (4) que evalúa el coste de sobrecarga.

Para abordar más fácilmente el problema, dividiremos la estimación del coste de sobrecarga en dos términos: el coste debido a la generación de mensajes de poda, que denominaremos *coste de poda* (CO_{DM}^{poda}), y el coste adicional debido a los datos que circulan por enlaces no pertenecientes al árbol multicast, que es provocado por las inundaciones periódicas asociadas al protocolo PIM-DM, y que llamaremos *coste CBR* (CO_{DM}^{cbr}).

$$CO_{DM} = CO_{DM}^{poda} + CO_{DM}^{cbr} \quad (6)$$

Para evaluar estos términos, estableceremos las siguientes hipótesis de trabajo respecto del escenario a considerar:

- Existe una única fuente multicast transmitiendo paquetes de forma continua durante un tiempo T_{transm} .
- No existen fenómenos de pérdida de paquetes ni congestión en ninguna parte de la red.
- El tiempo de propagación y las velocidades de transmisión son iguales en todos los enlaces de la red. Esta suposición, aunque no es muy realista, se realiza con la finalidad de simplificar las ecuaciones. En la Sección 4 se discutirán algunos aspectos relativos a la aplicabilidad de las expresiones obtenidas a entornos reales.

3.1. Estimación del coste de poda para ramas de n-saltos

Para estimar el coste de poda comenzaremos por un modelo simple para, posteriormente, extenderlo a escenarios más complejos. Consideraremos, inicialmente, una red como la representada en la Fig. 2, en la que existe un único enlace. En consecuencia, existirán dos encaminadores unidos por un enlace punto a punto. Uno de ellos (nodo 1) actúa como fuente multicast y el otro (nodo 2) se

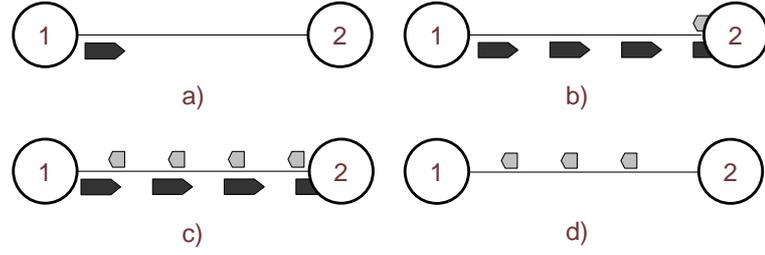


Figura 2: Mecanismo de inundación y poda en una rama de un salto. Fases 1 (a), 2 (b), 3 (c) y 4 (d).

supondrá un elemento de red que no pertenece al grupo multicast. El mecanismo de inundación y poda especificado en el RFC 1112 [1] se comporta de la siguiente forma. En $t=0$ (Fig. 2(a)), la fuente comienza a enviar paquetes. Cuando el primer paquete de datos llega al nodo 2 (Fig. 2(b)), éste genera una respuesta de poda a dicho mensaje. Dicha respuesta, al llegar al nodo 1 (Fig. 2(c)) provoca que la fuente deje de emitir mensajes. La fuente iniciará el temporizador de poda, τ_{dm} con la llegada del último mensaje de poda (Fig. 2(d)). Por supuesto, cada paquete de datos posterior que llega al nodo 2 genera el mismo comportamiento.

Sea t_1 el tiempo total necesario para transmitir un paquete de datos entre dos nodos vecinos y t_2 el empleado por la respuesta generada en el camino inverso. Estos dos tiempos serán diferentes, ya que las longitudes de los paquetes de datos y de respuesta lo son. Si denominamos t_0 la suma de ambos tiempos, es decir, al tiempo transcurrido desde que se inicia la transmisión de un paquete de datos hasta que se recibe la respuesta generada por su vecino, tendremos:

$$t_0 = t_1 + t_2 = 2 \cdot t_p + \frac{L_{cbr} + L_{prune}}{V_t} \quad (7)$$

donde t_p es el tiempo de propagación sobre el enlace, L_{cbr} y L_{prune} son, respectivamente, los tamaños de los paquetes CBR y poda y, finalmente, V_t es la velocidad de transmisión sobre el enlace. Obviamente, esta expresión no considera aspectos como retrasos en colas o procesamientos en los encaminadores.

A partir del funcionamiento del protocolo y examinando la Fig. 2, podemos deducir que el número de mensajes de poda generados es igual al número de mensajes CBR enviados por la fuente. Así, definimos la fracción de paquetes enviados por la fuente, N , como:

$$N = \frac{t_0}{\tau_{cbr}} \quad (8)$$

donde τ_{cbr} es el tiempo entre dos envíos consecutivos de paquetes de datos por la fuente. Evidentemente, N no tiene porqué ser un valor un entero, por lo que, en consecuencia, el número de paquetes generados durante F_1 inundaciones realizadas en un periodo de observación T_{transm} se obtiene a partir de:

$$CO_{DM}^{prune} = F_1 \cdot [N] \quad (9)$$

Los resultados obtenidos para un único salto se pueden extender a ramas de n saltos. En primer lugar, consideraremos una extensión a 2 saltos para, posteriormente, aplicar los resultados a topologías en estrella con ramas de hasta n saltos en las que no existan bifurcaciones.

La Fig. 3 muestra gráficamente el mecanismo de inundación y poda en una rama de dos saltos. El comportamiento es muy similar al del escenario anteriormente descrito: En la fase 1, el nodo 1 comienza a enviar paquetes de datos (Fig. 3.a); cuando los paquetes alcanzan el nodo 2 (Fase 2), éste los retransmite hacia el nodo 3 (Fig. 3.b); la llegada de paquetes al nodo 3 (Fase 3) provoca la generación de respuestas de poda (Fig. 3.c); y, finalmente, la llegada del primer mensaje de poda al nodo 2 provoca que éste no emita más (Fase 4) y que, a su vez, genere un mensaje de poda hacia el nodo 1 (Fig. 3.d), que cuando llega a su destino, hace que la fuente deje de emitir e inicie el temporizador de poda τ_{dm} .

Observamos en este escenario que se generan mensajes de poda solamente en dos casos: como respuesta a un paquete de datos y con la llegada, en un nodo intermedio (nodo 2), del primer mensaje de poda. Este segundo caso solo produce un paquete en cada inundación del protocolo por cada nodo intermedio, mientras que el primer caso produce $[N]$ paquetes en cada enlace. Por tanto, en el caso de 2 saltos, podemos estimar el coste de sobrecarga de acuerdo a

$$CO_{DM}^{prune} = F_2 \cdot [2 \cdot N + 1] \quad (10)$$

donde F_2 es el número de inundaciones que se producen en una rama con dos saltos.

En general, siguiendo los razonamientos anteriores, para una rama con n saltos tendríamos

$$CO_{DM}^{prune} = F_n \cdot [n \cdot N + n - 1] \quad (11)$$

Finalmente, si consideramos una topología en estrella con ramas de 1 a n saltos sin bifurcaciones, podemos concluir que, si existen L_i ramas de i saltos, el número de mensajes de poda generados es:

$$CO_{DM}^{prune} = \sum_{i=1}^n L_i \cdot F_i \cdot [i \cdot N + i - 1] \quad (12)$$

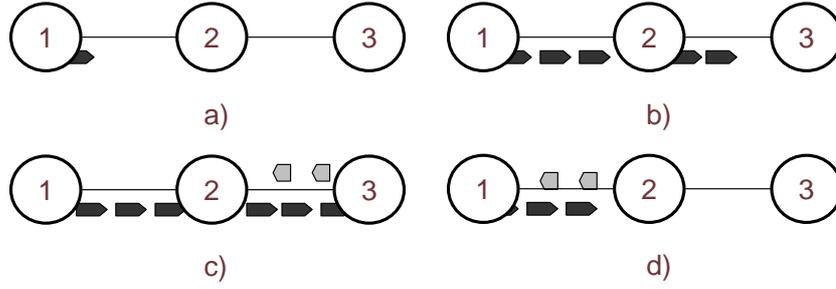


Figura 3: Mecanismo de inundación y poda en una rama de dos saltos. Fases 1(a), 2(b), 3(c) y 4(d).

donde F_i es el número de inundaciones que tienen lugar en una rama de i saltos. Observamos que, bajo las hipótesis presentadas, el intervalo hasta la llegada del último mensaje de poda al nodo fuente de la transmisión depende únicamente del número de saltos de la rama. Es por ello que podemos asumir, sin pérdida de generalidad, que el número de inundaciones será el mismo en todas las ramas de igual longitud en número de saltos.

3.2. Estimación del coste CBR para ramas de n -saltos

El *coste CBR*, como se ha indicado anteriormente, está asociado a los paquetes de datos que circulan por la red y no alcanzan ningún receptor, es decir, viajan por ramas que no pertenecen al árbol multicast. Estos paquetes son generados durante las inundaciones periódicas asociadas al protocolo PIM-DM, por lo que se producirán hasta que las ramas correspondientes sean convenientemente podadas tras recibirse los mensajes de poda.

Se puede comprobar en el escenario de un salto mostrado en la Fig. 2 que el número de paquetes generados por la fuente es igual al número de mensajes de poda producidos por el nodo 2. Por tanto, para este escenario, a partir de la expresión (9) podemos concluir que:

$$CO_{DM}^{cbr} = CO_{DM}^{prune} = F_1 \cdot [N] \quad (13)$$

En el escenario con una rama de dos saltos mostrado en la (Fig. 3) se pueden establecer varias fases diferenciadas por el número de paquetes CBR generados en la rama completa. Así, existen dos periodos de tiempo en los que únicamente hay un paquete de datos CBR en la rama completa por cada uno de los que genere la fuente. Estos periodos corresponden a la situación inicial, en la que únicamente se está transmitiendo por el primero de los enlaces, es decir, el intervalo $(0, t_1)$ -Fig. 3(a)-, y a la situación en la que el segundo enlace ha sido ya podado, lo que corresponde al intervalo $(2t_1 + t_2, 2t_0)$ -Fig. 3(d)-. Sin embargo, en el intervalo $(t_1, 2t_1 + t_2)$ -Fig. 3(b) y 3(c)- existen dos paquetes por cada uno que envía la fuente, ya que ambos enlaces se encuentran activos. Por tanto, el número de paquetes CBR será igual al número de paquetes de poda durante $t_1 + t_2 = t_0$ y dos veces

este número durante el mismo tiempo t_0 . De esta forma, el coste en una rama de dos saltos será:

$$CO_{DM}^{cbr} = F_2 \cdot ([N] + [2 \cdot N]) \quad (14)$$

Extendiendo el razonamiento a una rama con n saltos, se puede deducir la expresión del coste de sobrecarga para una topología en estrella genérica con profundidad máxima n , compuesta por L_i ramas de i saltos, resultando:

$$CO_{DM}^{cbr} = \sum_{i=1}^n F_i \cdot L_i \cdot \sum_{j=1}^i [i \cdot N] \quad (15)$$

3.3. Número de inundaciones

Como se ha indicado en la Sección 3.1, el número de inundaciones en una rama depende exclusivamente de su profundidad, es decir, del número de saltos en dicha rama. Supongamos en lo que sigue una rama de longitud i . Para evaluar el número de inundaciones que tendrán lugar hemos de revisar la operación del protocolo PIM-DM y los *temporizadores de poda* asociados.

De acuerdo a la especificación del protocolo, cada vez que se recibe un mensaje de poda se reinician los temporizadores de poda. Por tanto, es necesario estimar el tiempo T_i que transcurre entre el envío del primer paquete de datos sobre una rama de i saltos que deba ser podada (paquetes CBR) y la recepción del último mensaje de poda procedente de dicha rama. Este tiempo se puede dividir en dos contribuciones: *a)* el tiempo entre el envío del primer mensaje CBR y la llegada del primer mensaje de poda y *b)* el tiempo entre la llegada del primer y el último mensaje de poda.

El máximo tiempo entre el envío del primer paquete CBR y la recepción del primer mensaje de poda es i veces t_0 , ya que el paquete CBR deberá llegar al nodo más profundo de la rama y su respuesta de poda debe volver a la fuente. Por otro lado, el máximo tiempo entre la recepción del primer y el último mensaje de poda es t_0 , debido a que se puede generar un paquete CBR justo antes de recibir la respuesta de poda.

Por tanto, podemos concluir que:

$$T_i = \begin{cases} (i+1) \cdot t_0 + \tau_{dm} & \text{si } \tau_{cbr} < t_0 \\ i \cdot t_0 + \tau_{dm} & \text{si } \tau_{cbr} \geq t_0 \end{cases} \quad (16)$$

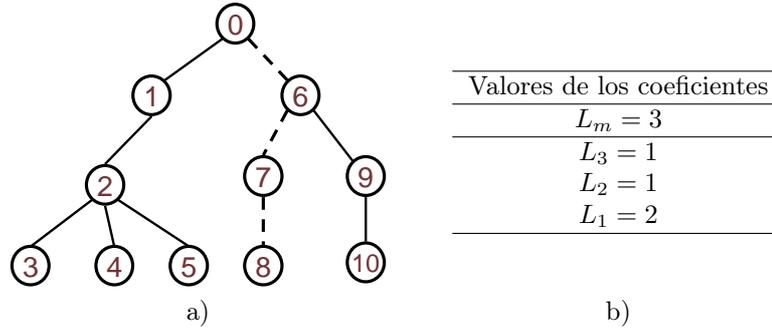


Figura 4: Ejemplo de topología en árbol a la que es posible extender las expresiones deducidas. La fuente se situaría en la cabecera del árbol. a) Topología de ejemplo. En línea discontinua se muestra el árbol multicast considerado; b) Valores de los coeficientes.

donde hemos tenido en cuenta la emisión completa de un paquete en el caso de que se reciba el mensaje de poda tras el inicio de la misma.

Finalmente, el número de inundaciones que se producen en un intervalo T_{transm} sobre una rama de profundidad i será:

$$F_i = \left\lceil \frac{T_{transm}}{T_i} \right\rceil \quad (17)$$

3.4. Extensión a topologías en árbol

Las expresiones deducidas en (12) y (15) permiten evaluar los costes en topologías en estrella, esto es, compuestas por ramas simples sin bifurcaciones. Se puede extender la aplicabilidad de dichas expresiones a topologías en árbol (Fig. 4), esto es, topologías sin bucles, sin más que realizar un recuento del número de ramas existentes con una profundidad dada. Es decir, de acuerdo a la terminología utilizada, únicamente es necesario obtener los valores de los coeficientes L_i .

Dado un número de saltos, i , el número de ramas con dicho número de saltos sin bifurcaciones existentes en una topología en árbol cualquiera con profundidad máxima n puede determinarse explorando la red mediante el siguiente algoritmo:

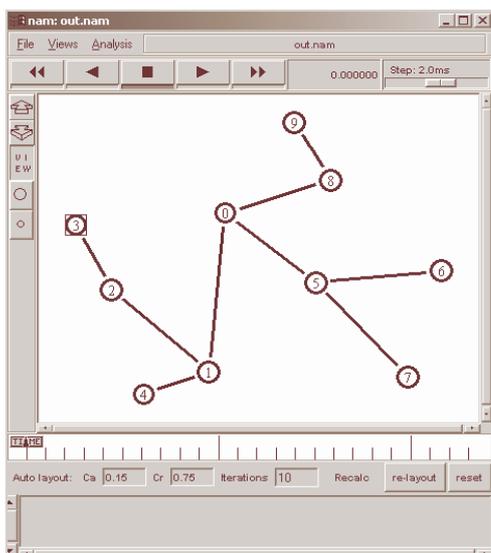
Hacer $L_i = 0 \quad \forall i/1 \leq i \leq n$
 Para cada rama que no pertenezca al árbol multicast
 {
 1.1 Tomar el camino más largo \mathcal{P} (en número de saltos) desde la fuente.
 1.2 Incrementar L_i en una unidad, siendo i el número de saltos del camino \mathcal{P}
 1.3 Para cada nodo en el camino \mathcal{P} , ir a 1.1.
 }

4. Estimación de costes en redes sin bucles

Las expresiones (12), (15) y (17), junto con el algoritmo para evaluar los coeficientes L_i , han sido evaluadas experimentalmente usando el simulador NS2 [9]. Para ello se ha generado un conjunto de 36 topologías en árbol al azar de acuerdo a las hipótesis establecidas en la Sección 3, mediante el uso del generador de topologías GT-ITM [9]. Los valores obtenidos a partir de la simulación concuerdan con los previstos a partir de las expresiones mencionadas. A modo de ejemplo, la Fig. 5 muestra uno de los escenarios evaluados y los valores obtenidos.

De acuerdo a las condiciones establecidas en la Sección 3, la estimación de costes ha sido obtenida bajo la hipótesis de que todos los enlaces en la red presentan la misma velocidad de transmisión y tiempo de propagación. Evidentemente, las redes reales no cumplen estos requerimientos, por lo que se han realizado varios experimentos con el objetivo de obtener una estimación sobre la validez de la aproximación.

La aplicación a redes reales sin bucles se realizaría utilizando en las expresiones los valores medios de la velocidad de transmisión y del tiempo de propagación para todos los enlaces de la red. De esta forma, se han llevado a cabo simulaciones experimentales usando topologías con un amplio rango de valores para el ancho de banda y tiempo de propagación. Los resultados de todas las simulaciones presentan una mayor desviación en la estimación del coste de sobrecarga (variaciones sobre el 6.5% con varianzas de $\pm 7\%$), que en la estimación del coste de poda (variaciones medias del 1.9%, con bajas varianzas $\pm 2,5\%$). En todo caso, las expresiones propuestas aportan una estimación mucho más adecuada que las presentadas en [4], como se muestra en la Fig. 6, ya que aquéllas no modelan correctamente el cálculo de los paquetes de sobrecarga del protocolo. Ello hace que, cuando dicho término es significativo, es decir, cuando el número de receptores no es muy elevado o cuando



a)

| Datos de simulación | | |
|----------------------------|-------------|------------|
| Duración | 2,8 s | |
| Velocidad enlaces | 100 Mbps | |
| Tiempo propagación enlaces | 0,16 s | |
| Velocidad fuente | 1000 paq./s | |
| Resultados obtenidos | | |
| | Reales | Calculados |
| Número paquetes CBR | 4489 | 4489 |
| Número paquetes de poda | 2289 | 2289 |

b)

Figura 5: Ejemplo de red evaluada: a) Topología en árbol seleccionada, b) Características de la red y resultados obtenidos.

el tiempo de ida y vuelta es mayor que el tiempo entre emisiones de la fuente, se observa que la estimación propuesta en [4] es deficitaria. Las expresiones deducidas en este trabajo se adaptan mejor a este tipo de condiciones.

La variación de los resultados de unas topologías a otras depende de factores tales como la propia varianza de los tiempos de propagación o la distribución topológica de los mismos en cuanto a cercanía a la fuente. Tener en cuenta estos valores implicará adoptar valores diferentes a la media en la expresión de cálculo, a fin de reducir las desviaciones. Aunque éste es un aspecto que queda fuera del alcance de este trabajo, se observa que las desviaciones permiten tener un margen de error suficientemente estrecho para decidir si es mejor la transmisión multicast o unicast.

En cuanto a la velocidad de transmisión, se puede observar que la sensibilidad de la expresión es muy baja con respecto a esta variable, siempre que se cumpla la condición realista de tener velocidades que hagan que el tiempo de transmisión de los paquetes sea despreciable respecto al tiempo de propagación de los mismos:

$$t_0 = t_1 + t_2 = 2 \cdot t_p + \frac{L_{cbr} + L_{prune}}{V_t} \approx 2 \cdot t_p \quad (18)$$

Como conclusión de este análisis, observamos que el paso de topologías experimentales e ideales, en las cuales los anchos de banda y tiempos de propagación son iguales para todos los enlaces, a topologías con valores realistas de estas variables nos permite tener un margen de error suficientemente estrecho, definido por la variación del tiempo de propagación fundamentalmente. La elección de un criterio adecuado para el valor de esta variable nos permitirá acotar en cierto modo el margen

de error obtenido y, por tanto, afinar aún más para tomar la decisión de realizar una transmisión multicast o unicast en un entorno real.

5. Conclusiones y trabajo futuro

En este trabajo se han mejorado las expresiones propuestas en [4] para la evaluación del coste del protocolo PIM-DM, en términos del número de paquetes. Dado que la propuesta de Chuang no es completamente adecuada para su aplicación en escenarios donde el coste de sobrecarga es relevante, por no considerar algunos aspectos de PIM-DM, se han incorporado estos fenómenos obteniendo expresiones que evalúan este coste en topologías sin bucles. Aunque las nuevas expresiones se han deducido con la condición de tener velocidades de transmisión y retardos en los enlaces de valores homogéneos, su aplicación en redes reales sin bucles muestra una clara mejoría en comparación con los resultados que aporta [4].

Los trabajos futuros deben ser dedicados a mejorar la aplicabilidad de las expresiones a redes reales incluyendo modelos detallados para el tiempo de propagación y la velocidad de transmisión de los enlaces. En cualquier caso, la principal ventaja de las expresiones propuestas reside en su simplicidad, que permite una evaluación rápida y fácil. Por otro lado, un objetivo importante que debe abordarse como trabajo futuro es la extensión de las expresiones a topologías genéricas que no tengan que cumplir la condición de no tener bucles. Además, sería necesario la realización de este estudio para otros protocolos de transmisión multicast.

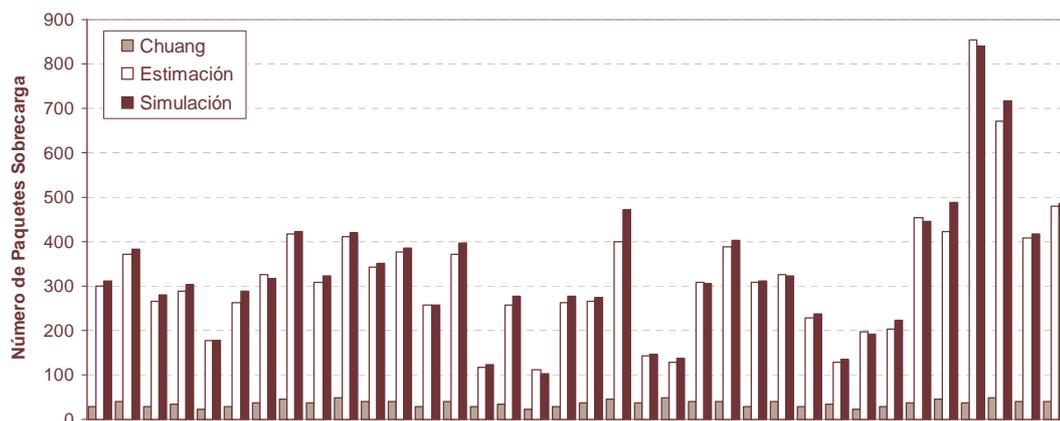


Figura 6: Número de paquetes de sobrecarga para varias topologías aleatorias, estimado según [4] (serie *Chuang*), según las expresiones propuestas (serie *Estimación*) y obtenido por simulación usando *Network Simulator 2* (serie *Simulación*).

Agradecimientos

Este trabajo ha sido parcialmente subvencionado por el MCYT a través del proyecto SERVIRA (TIC2002-02798, 70 % fondos FEDER).

Referencias

- [1] S. Deering, *Host Extensions for IP Multicasting*, RFC 1112 (1989)
- [2] H. Eriksson. *Mbone: the multicast backbone*. Communications of the ACM 37(8), pp 54-60 (1994).
- [3] S. Deering, D. Estrin, D. Farinacci, V. Jacobson, A. Helmy, D. Meyer, L. Wei. *Protocol Independent multicast version 2 Dense mode specification*. Internet Draft, 1999.
- [4] J. Chuang and M. Sirbu. *Pricing multicast communication: A cost-based approach*, Annual Conference of the Internet Society (INET'98), pp. 281-297.
- [5] R.C.Chalmers and K.C. Almeroth. *Modeling the branching characteristics and efficiency gains in global multicast trees*, in IEEE INFOCOM, Apr. 2001, pp. 449-458.
- [6] G.Phillips, S. Shenker, H. Tangmunarunkit. *Scaling of multicast trees: Comments on the Chuang-Sirbu scaling law*, in Proceedings of INET'98, pp. 41-51, Geneva (Suiza), 1998.
- [7] P.V.Mieghem, G. Hooghiemstra and R. van der Hofstad. *On the Efficiency of multicast*, IEE/ACM TRANSACTIONS ON NETWORKING, n° 6, pp. 719-732 (2001).
- [8] K.Calvert, M. Doar and E. Zegura. *Modeling Internet Topology*, IEEE Transactions on Communications, pages 160-163, 1997.
- [9] <http://www.isi.edu/nsnam/ns>