

**EVALUACIÓN DE MODELOS DE GENERACIÓN DE
TOPOLOGÍA DE INTERNET EN ENRUTAMIENTO IP
MULTICAST**

Trabajo de Tesis
presentado al

Departamento de Ingeniería Eléctrica y Electrónica

Por

Marco Antonio Ramírez Sarmiento

Dirigido por

Ph. D. Néstor Peña Traslaviña

Para optar al título de

Magíster en Ingeniería Eléctrica

Ingeniería Eléctrica y Electrónica
Universidad de Los Andes
Agosto de 2008

NOTA DE ACEPTACIÓN

Asesor de Tesis

Jurado 1

Jurado 2

AGRADECIMIENTOS

El autor desea expresar su reconocimiento a las siguientes personas e instituciones por su colaboración:

Al Profesor Néstor Peña Traslaviña, asesor del proyecto, por las observaciones y recomendaciones realizadas durante todo el desarrollo de éste.

Al Profesor Marco Aurelio Alzate, de la Universidad Distrital Francisco José de Caldas, por su contribución en el planteamiento del tema de investigación y la presentación de la propuesta de tesis.

A la IEEE Communications Society, en especial a Tom La Porta (Director of Magazines), por su asistencia en la consecución de material bibliográfico.

Al soporte técnico de Scalable Network Technologies, por sus recomendaciones y aclaraciones acerca del manejo de Qualnet[®].

A la Dirección de Tecnologías de Información (DTI) de la Universidad de los Andes, por su colaboración con el suministro de equipos y programas para la realización de las simulaciones del proyecto.

A todos los que de alguna manera se vincularon al desarrollo del presente trabajo.

TABLA DE CONTENIDO

1. INTRODUCCIÓN	1
2. ANTECEDENTES.....	6
3. GENERACIÓN DE TOPOLOGÍAS DE INTERNET.....	9
3.1 Modelos planos a nivel de enrutador	10
3.1.1 Ubicación de los nodos.....	10
3.1.2 Conexión de los nodos	10
3.1.3 Asignación de anchos de banda.....	13
3.2. Modelos planos a nivel de sistema autónomo	13
3.2.1 Ubicación de los nodos.....	13
3.3 Modelos jerárquicos	14
3.3.1 Modelo jerárquico generado de arriba hacia abajo.....	14
3.3.2 Modelo jerárquico generado de abajo hacia arriba.....	16
3.4 Esquema de generador	17
3.4.1 Configuración	17
3.4.2 Formato de los datos de salida.....	19
3.5 Análisis de los resultados obtenidos	20
4. PROTOCOLOS DE ENRUTAMIENTO IP MULTICAST	25
4.1 Requisitos de los protocolos	25
4.1.1 Número de fuentes	25
4.1.2 Organización de grupos y escalabilidad de los destinatarios	26
4.1.3 Confiabilidad de los datos.....	27
4.1.4 Control de congestión.....	28
4.1.5 Administración de grupos	29
4.1.6 Ordenamiento	30

4.2	Arquitectura de los protocolos.....	31
4.2.1	Arquitecturas de distribución de datos.....	31
4.2.2	Arquitecturas de corrección de errores.....	31
4.2.3	Arquitecturas de administración de grupos.....	33
4.3	Mecanismos y políticas de los protocolos	33
4.3.1	Distribución de datos	34
4.3.2	Detección y reporte de errores	34
4.3.3	Corrección de errores	35
4.3.4	Administración de grupos	36
4.3.5	Ordenamiento	37
4.4	Protocolos IP multicast más utilizados.....	37
4.4.1	Distance Vector Multicast Routing Protocol (DVMRP).....	40
4.4.2	Protocol Independent Multicast (PIM) – Modo denso (PIM-DM).....	42
4.4.3	Protocol Independent Multicast (PIM) – Modo esparcido (PIM-SM).....	43
4.4.4	Multicast Extensions to OSPF (MOSPF)	44
5.	METODOLOGÍA DE EXPERIMENTACIÓN.....	47
5.1	Escenarios de verificación	47
5.1.1	Modelo String	48
5.1.2	Modelo Tree (Normal, Join)	48
5.1.3	Modelo Tree (Prune, Graft).....	49
5.2	Consideraciones sobre redes multicast reales.....	50
5.2.1	Generación de topologías.....	50
5.3	Parámetros de las transmisiones multicast	55
5.3.1	Establecimiento del grupo multicast	56
5.3.2	Tráfico multicast	58
5.3.3	Tráfico de fondo.....	60
5.4	Métricas de desempeño	62
5.4.1	Análisis de pérdida de paquetes.....	63
5.4.2	Análisis de tiempo	64

6. SIMULACIONES Y ANÁLISIS DE RESULTADOS	66
6.1 Escenarios de simulación propuestos.....	66
6.2 Experimentos realizados.....	72
6.2.1 Pérdida de paquetes y utilización de enlaces.....	72
6.2.2 Desempeño de los protocolos	76
6.2.3 Desempeño de los modelos de generación de enlaces	79
6.2.4 Tiempo de recepción de los paquetes	81
6.2.5 Tiempo de simulación.....	82
7. CONCLUSIONES Y RECOMENDACIONES	85
REFERENCIAS	89
ANEXO I	97

LISTA DE FIGURAS

Figura 1. Comparación entre unicast y multicast	2
Figura 2. Ejemplos de modelos de distribución de los nodos en la red	11
Figura 3. Función de densidad de probabilidad tipo Pareto	12
Figura 4. Modelo jerárquico generado de arriba hacia abajo	15
Figura 5. Gráfica de la relación entre el grado y el rango de los nodos (a) y la frecuencia del grado y el grado de los nodos (b) de una muestra con 3015 nodos y 5156 enlaces	22
Figura 6. Gráfica de la relación entre el grado y el rango de los nodos (a) y la frecuencia del grado y el grado de los nodos (b) de una muestra con 3530 nodos y 6432 enlaces	22
Figura 7. Gráfica de la relación entre el grado y el rango de los nodos (a) y la frecuencia del grado y el grado de los nodos (b) de una muestra con 10000 nodos y 39984 enlaces. Modelo Waxman	23
Figura 8. Gráfica de la relación entre el grado y el rango de los nodos (a) y la frecuencia del grado y el grado de los nodos (b) de una muestra con 10000 nodos y 39984 enlaces. Modelo Barabási-Albert	23
Figura 9. Modo de operación denso de los protocolos IP multicast	38
Figura 10. Modo de operación esparcido de los protocolos IP multicast	40
Figura 11. Proceso de descubrimiento de vecinos en el protocolo DVMRP	42
Figura 12. Árbol multicast para una fuente en el que se aplica la división de la red en áreas conectadas a un área central	46

Figura 13. Modelo String para verificación de protocolos de enrutamiento IP multicast	48
Figura 14. Modelo Tree (Normal, Join) para verificación de protocolos de enrutamiento IP multicast	49
Figura 15. Modelo Tree (Prune, Graft) para verificación de protocolos de enrutamiento IP multicast	49
Figura 16. Topología de la red MBone	54
Figura 17. Relación entre el número de nodos y el número de receptores para diversas muestras de redes multicast	58
Figura 18. Escenario 1. Topología de 60 nodos concentrados en un punto, con enlaces generados a partir del modelo Waxman	67
Figura 19. Escenario 2. Topología de 80 nodos distribuidos en dos puntos de concentración, con enlaces asignados a partir del modelo Waxman	68
Figura 20. Escenario 3. Topología de 100 nodos distribuidos en dos puntos de concentración y nodos dispersos, con enlaces asignados a partir del modelo Waxman	69
Figura 21. Escenario 4. Topología de 100 nodos distribuidos en dos puntos de concentración y nodos dispersos, con enlaces asignados a partir del modelo Barabási-Albert	70
Figura 22. Escenario 5. Topología de la red MBone	71
Figura 23. Gráfica de la relación entre el porcentaje de paquetes perdidos y el porcentaje de utilización para cada enlace. Escenario 1	73
Figura 24. Gráfica de la relación entre el porcentaje de paquetes perdidos y el porcentaje de utilización para cada enlace. Escenario 2	73
Figura 25. Gráfica de la distribución de ráfagas de paquetes perdidos. Escenario 1	77
Figura 26. Gráfica de la distribución de ráfagas de paquetes perdidos. Escenario 2	77

Figura 27. Comparación de porcentajes de pérdida de paquetes y utilización de enlaces para varios protocolos IP multicast. Escenario 5	78
Figura 28. Comparación de porcentajes de pérdida de paquetes y utilización de enlaces para los modelos Waxman (Escenario 3) y Barabási-Albert (Escenario 4)	80
Figura 29. Secuencia de tiempos de recepción de paquetes para diferentes enlaces del Escenario 1	82
Figura 30. Convergencia del porcentaje de pérdida de paquetes para dos enlaces del Escenario 1	83

RESUMEN

El enrutamiento IP multicast permite la transmisión de datos en Internet, de una o varias fuentes, hacia múltiples destinatarios. Entre sus principales aplicaciones se cuentan el envío de contenido multimedia (por ejemplo, video de alta definición y videoconferencia) a grandes grupos de receptores, y la distribución de archivos, como es el caso de la actualización de bases de datos entre grandes servidores. Al igual que para cualquier aplicación de las redes de telecomunicaciones, resulta conveniente disponer de un mecanismo o metodología que facilite su experimentación, a través de la simulación mediante herramientas computacionales.

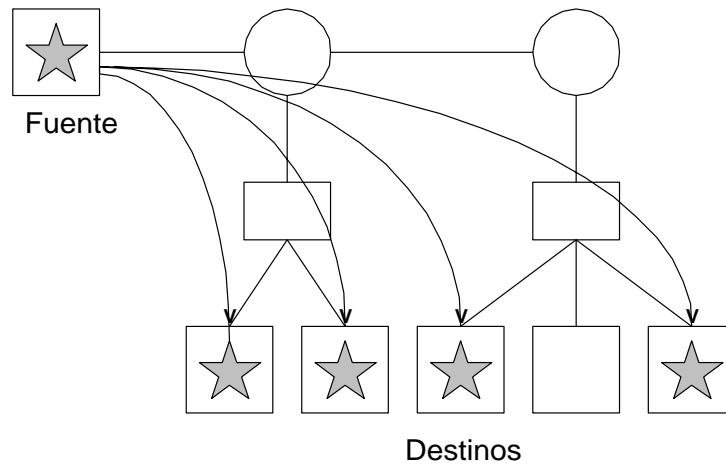
El presente trabajo de tesis muestra el proceso mediante el cual se establece un modelo de experimentación que permite realizar el análisis y evaluación de desempeño –en modelos reales de redes– del enrutamiento IP multicast. Puesto que el punto de partida de este modelo es el mecanismo de generación de topologías de Internet, es necesario observar diversas metodologías de generación de dichas topologías, y determinar la conveniencia de su utilización en cada caso.

1. INTRODUCCIÓN

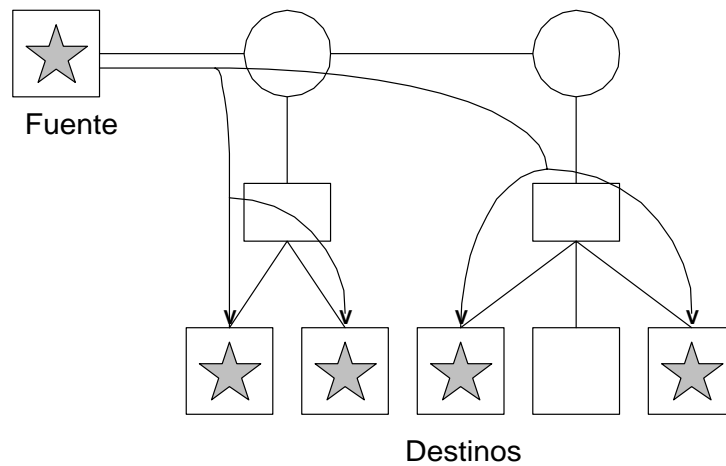
Se denomina *multicast* o *multidifusión* al envío de paquetes de información de una fuente o grupo de fuentes a un grupo de destinatarios, de tal manera que dicho envío se haga de la forma más eficiente posible, empleando los enlaces de la red una sola vez, y creando copias de los mensajes sólo en aquellos nodos de la red donde la trayectoria del envío se bifurque hacia varios nodos [1].

En la transmisión convencional de datos a través de las redes (*unicast*), cada paquete se enruta desde dirección de la fuente hacia la dirección de cada destinatario (Fig. 1(a)); por lo tanto, si se difunde el mismo contenido a múltiples destinos, se está produciendo una retransmisión de datos, lo que implica un desperdicio de los recursos de la red. En el caso de las difusiones multicast (Fig. 1(b)) una *dirección de grupo* identifica a los destinos que desean recibir el mismo contenido, de modo que sólo se requiere una transmisión.

El término multicast generalmente se refiere al *Enrutamiento IP Multicast* [2], el cual se encarga de crear árboles de distribución óptimos, teniendo en cuenta los enrutadores que componen la red y las fuentes y destinatarios del grupo multicast. La aplicación principal de IP multicast es la transmisión de audio, imagen, video y archivos a través de Internet, en forma de videoconferencia, transmisiones multimedia, juegos y simulaciones en red y la utilización compartida de programas.



(a)



(b)

Figura 1. Comparación entre unicast y multicast. (a) En unicast se realiza una transmisión entre cada dirección de fuente y de destino. (b) En multicast una sola transmisión se va distribuyendo a través de la red

En Internet y en las redes corporativas ha aumentado la necesidad de disponer de mecanismos para dar acceso simultáneo al mismo contenido a grandes grupos de usuarios. Multicast es una de las herramientas que permite lograr este objetivo, con las ventajas de optimizar el ancho de banda y disminuir la carga en los servidores y los componentes de la red.

A pesar de sus bondades y la necesidad de su uso, la investigación y adopción del enrutamiento IP multicast no se han desarrollado lo suficiente. Esto se atribuye principalmente a dos factores [3]. El primero de ellos es la complejidad que requieren los protocolos; dado que multicast sólo opera en la capa de red del modelo OSI, debe interconectarse con una plataforma unicast. Este hecho se refleja en dos fenómenos que van en contra del modo de operación de multicast: la pérdida y la duplicación de paquetes.

El otro factor que impide la popularización de multicast tiene que ver con la seguridad. Como se trabaja permanentemente con grupos, es relativamente fácil que miembros no controlados o no deseados hagan parte de éstos, lo que hace que multicast sea una técnica susceptible a fallas y ataques, tales como la saturación de la red y la negación de servicio (DoS) [4].

En el caso de las comunicaciones punto a punto (unicast) en Internet, el Protocolo de Control de Transmisión (TCP) se ha convertido en un estándar y el punto de referencia obligado a partir del cual se ha venido trabajando. En lo que a las comunicaciones punto a multipunto y multipunto a multipunto en Internet (multicast) respecta, la situación no es tan clara, ya que debido a la amplia gama de aplicaciones existentes, resulta imposible que un solo protocolo o familia de protocolos satisfaga las necesidades de todas estas aplicaciones. Por esta razón se han propuesto diversas familias de protocolos IP multicast, diseñadas teniendo en cuenta los requerimientos de usuario, topologías de red, patrones de comunicación y políticas y necesidades de las aplicaciones [5].

Internet está compuesta por una gran cantidad de servidores interconectados por medio de redes de enlaces y enrutadores. Uno de los principales desafíos que ha implicado el estudio de Internet es la necesidad de

establecer un modelo representativo que permita simular su comportamiento. La simulación de Internet se dificulta principalmente por el carácter heterogéneo y altamente cambiante de la red [6]. La heterogeneidad de la red se manifiesta de múltiples formas: la capacidad de los enlaces, el uso de diversos protocolos, el empleo de varias aplicaciones en un mismo punto, y los diferentes niveles de congestión, entre otras.

La principal tarea por realizar para simular una red, consiste en definir su topología, es decir, establecer la forma en la que los componentes de ésta se distribuyen y se conectan, y las características de estas conexiones. Esta necesidad ha llevado a proponer diferentes modelos de generación de topología de Internet, los cuales son algoritmos, grafos, o fórmulas, que especifican una estructura jerárquica y un modelo de crecimiento –tanto espacial como temporal– de la red [7].

La existencia de diversas aplicaciones y protocolos IP multicast, y la necesidad de determinar mecanismos de generación de la topología de Internet adecuados para su experimentación, son los factores que motivaron la elaboración de este trabajo de tesis. La experimentación con IP multicast trae consigo, entre otras ventajas, poder conocer mejor su desempeño y utilidad, efectuar el diseño, dimensionamiento y prueba de las redes (sin tener que recurrir a la implementación física), y además, contribuir –al menos parcialmente– a la solución de un problema mayor: la simulación de Internet, sus aplicaciones y protocolos.

El presente documento está organizado como sigue: en el Capítulo 2 se presentan los antecedentes relacionados con este proyecto. El Capítulo 3 expone la teoría y los modelos básicos de la generación de topologías de

Internet. La descripción de los protocolos de enrutamiento IP multicast más utilizados es el tema del Capítulo 4. El Capítulo 5 aborda los elementos constituyentes del proceso de experimentación con redes IP multicast. En el Capítulo 6 se proponen algunos escenarios de simulación, y se muestran los resultados de los experimentos realizados, con su correspondiente análisis. Finalmente, en el Capítulo 7 se presentan conclusiones y se dan pautas para futuros trabajos.

2. ANTECEDENTES

Se han propuesto diversos generadores de topología de redes [7-12], cada uno de los cuales aborda el problema desde un punto de vista diferente. Algunos parten de grafos aleatorios [7, 8], en los cuales la ubicación de los nodos que conforman la red y las conexiones entre estos vienen dados por funciones de distribución de probabilidad. Otros, con un enfoque más realista, pretenden representar el crecimiento de Internet [9], o la forma en la que una red se organiza jerárquicamente [10]. Otros generadores, por su parte, intentan aproximarse a las características de conectividad de las grandes redes [11, 12]. Debido a que la simulación de Internet es un tema cuya investigación se encuentra hasta ahora en su fase inicial [13], no se puede hablar de modelos de generación de topología “buenos” y “malos”, ya que cada uno de ellos parte de una aproximación diferente y parece cumplir su objetivo.

Dada esta situación, cuando se trabaja con una aplicación en particular, y se requiere generar topologías de redes, usualmente se hace necesario combinar varios generadores existentes o introducir modificaciones a éstos. La aplicación de los modelos de generación de topología de Internet se ha hecho mayoritariamente al caso de transmisiones punto a punto, y en situaciones muy generales, desatendiendo el caso específico de las aplicaciones multicast.

El uso de un generador por sí solo no garantiza la obtención de modelos de red apropiados. Para generar modelos de redes de comunicaciones

ajustados a la realidad, es necesario identificar los parámetros propios de las redes reales. En [10] se presentan consideraciones sobre el tamaño y la estructura de las redes típicas que manejan tráfico IP multicast.

Además de su estructura, el otro aspecto relevante en el diseño de una red es su modo de operación. Los protocolos de red se encargan de establecer las políticas mediante las cuales funcionará ésta. Antes de convertirse en estándar, un protocolo debe someterse a prueba. Esta prueba se lleva a cabo en dos instancias: en su etapa de especificación (verificación de protocolo) [14] y en su etapa de implementación (*conformance testing*) [15]. La verificación de un protocolo es un procedimiento netamente teórico, mediante el cual se establecen todos los estados que puede generar un protocolo a partir de sus estados iniciales. Por su parte, el *conformance testing* está más orientado a la simulación, y pretende evaluar los resultados obtenidos por una implementación particular de un protocolo ya especificado.

En el caso concreto de los protocolos de enrutamiento IP multicast, para efectuar estas pruebas se han definido unos modelos de red básicos, denominados *escenarios de verificación* [16], a partir de los cuales se construyen los modelos de red reales. En el Capítulo 5 se describen en detalle estos escenarios.

En lo que a implementación computacional de protocolos IP multicast respecta, paquetes de simulación de redes como Qualnet[®] [17] y ns[®] [18] incorporan en sus bibliotecas de protocolos de enrutamiento, los protocolos de IP multicast más conocidos, y además permiten su modificación y la programación de protocolos adicionales. Las topologías obtenidas por un generador se pueden incorporar a los escenarios de simulación de estos

paquetes, mediante la especificación de nodos y enlaces, con sus correspondientes características.

3. GENERACIÓN DE TOPOLOGÍAS DE INTERNET

Para comprender el proceso de generación de topología de redes, se estudiaron los generadores GT-ITM [7], Waxman [8], BRITE [9], Tiers [10], Inet [11] y PLRG [12], y a partir de éstos se sintetizó un modelo de generación. En primer lugar se deben establecer los pasos básicos del proceso de generación de topologías:

- Ubicación de los nodos en un plano.
- Conexión de los nodos.
- Asignación de atributos de la red, tales como la jerarquía de los nodos, el retardo de los enlaces y el ancho de banda de éstos.
- Formato de los resultados obtenidos.

De esta forma se genera la topología de la red en una unidad de tiempo, que generalmente es un día para el caso de las redes grandes, pero este período puede disminuir a medida que se reduce el tamaño de la red. Establecer un formato claro y organizado para la descripción de la topología es de vital importancia, especialmente para las redes complejas.

Los modelos de generación de topología se pueden clasificar según su estructura en *jerárquicos* (con una estructura jerárquica definida) y *planos* (sin dicha estructura) [19]. También se pueden clasificar según el nivel para el que están definidos [20]: *a nivel de enrutador*, que es un nivel físico, y *a nivel de Sistema Autónomo (AS)*, que es un nivel administrativo o de gestión (cada nodo es un dominio o una unidad administrativa).

A continuación se describen los modelos de generación de topología de redes, según estas clasificaciones.

3.1 Modelos planos a nivel de enrutador

3.1.1 Ubicación de los nodos

La generación de una topología de red comienza con la definición de un plano sobre el que se ubicarán los nodos. Las coordenadas de cada uno de los nodos se pueden establecer a partir de diversas funciones de densidad de probabilidad, pero se prefieren de dos clases: *uniforme* (Fig. 2(a)) y de *cola pesada (Heavy-tailed)* (Fig. 2(b)); en este último caso se deben determinar inicialmente los puntos a partir de los cuales se concentrarán los nodos. La distribución de probabilidad más utilizada es la distribución Pareto (Fig. 3), con parámetro de ubicación x_m , correspondiente a las coordenadas de cada punto de concentración, y parámetro de forma k , con valores típicos entre 1 y 2 [7].

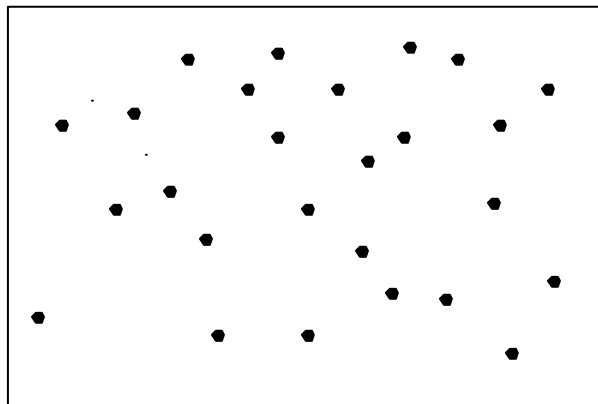
La razón de usar distribuciones de cola pesada es que estas se asemejan a la forma en la que las grandes redes (y la población humana) se encuentran distribuidas. Esto también permite el análisis de la red mediante su agrupación en *clusters* [21].

3.1.2 Conexión de los nodos

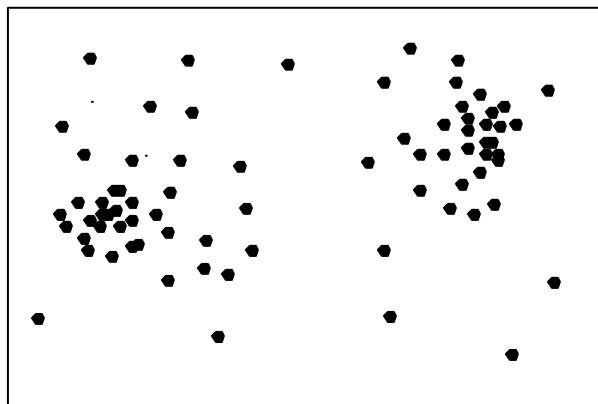
Para interconectar los nodos de la red se emplean dos modelos básicos. Uno de ellos es el *modelo de probabilidad de Waxman* [8], que viene definido por:

$$P(u, v) = \alpha e^{-\frac{d}{\beta L}} \quad (1)$$

donde $0 < \alpha, \beta \leq 1$, d es la distancia euclídeana del nodo u al nodo v , y L es la distancia máxima entre dos nodos cualesquiera.



(a)



(b)

Figura 2. Ejemplos de modelos de distribución de los nodos en la red. (a) Distribución uniforme. (b) Distribución de cola pesada con concentración en dos puntos

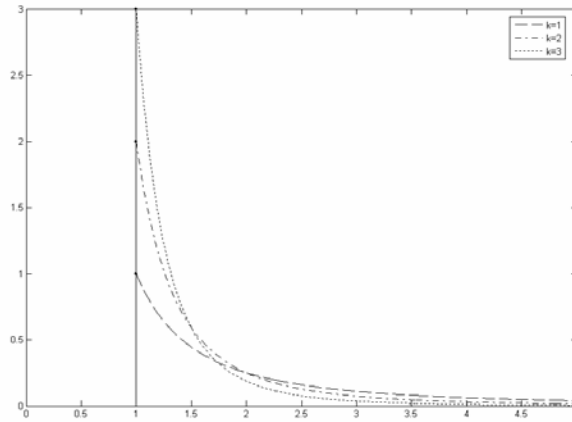


Figura 3. Función de densidad de probabilidad tipo Pareto con ubicación $x_m = 1$ y parámetro de forma $k = 1, 2, 3$

El otro modelo que se emplea es el modelo *Barabási-Albert (BA)* [22], que justifica el uso de leyes de potencia para modelar las topologías de red, basándose en dos factores: el *crecimiento incremental* y la *conectividad preferencial*. El crecimiento incremental se refiere al hecho de que las redes aumentan su tamaño debido a la adición de nuevos nodos, y la conectividad preferencial hace referencia a que los nuevos nodos prefieren conectarse a los nodos que tienen más conexiones (es decir, los nodos más populares).

Según este modelo, cuando aparece un nodo i , la probabilidad de que éste se conecte al nodo ya existente j viene dada por:

$$P(i, j) = \frac{d_j}{\sum_{k \in V} d_k} \quad (2)$$

donde d_j es el grado (número de conexiones existentes) del nodo j , V es el conjunto de todos los nodos que se han conectado a la red, y $\sum_{k \in V} d_k$ es la suma de los grados de todos estos nodos.

3.1.3 Asignación de anchos de banda

Habiendo definido la topología de la red, es posible asignar valores a los parámetros de ésta. En el caso particular del ancho de banda, se pueden establecer un valor mínimo (BW_{min}), un valor máximo (BW_{max}), y una distribución de probabilidad para este parámetro. Algunos tipos de distribución que se suelen emplear [23] son:

- Constante: el mismo valor (BW_{max} o BW_{min}) para todos los enlaces de la red.
- Uniforme: valores uniformemente distribuidos entre BW_{min} y BW_{max} .
- Exponencial: una distribución exponencial con media BW_{min} .
- De cola pesada: una distribución de cola pesada (por ejemplo, una distribución Pareto con forma $k > 1$ y ubicación $x_m = BW_{min}$).

Las unidades y rango del ancho de banda se pueden establecer libremente.

3.2. Modelos planos a nivel de sistema autónomo

La diferencia básica entre estos modelos y los modelos planos a nivel de enrutador, consiste en que cada sistema autónomo (nodo) de estos modelos tiene definida una topología interna asociada.

3.2.1 Ubicación de los nodos

El procedimiento de generación de topología en este caso es similar al de los modelos planos a nivel de enrutador. Difieren únicamente en que el proceso de ubicación de los nodos se realiza sobre los nodos asociados a cada

sistema autónomo, y no sobre el nodo que representa al sistema autónomo como tal.

3.3 Modelos jerárquicos

Algunos generadores de topología de redes como GT-ITM [7] y Tiers [10] se basan en la estructura jerárquica de Internet. GT-ITM clasifica los sistemas autónomos en *nodos de tránsito* y *nodos stub*, mientras que Tiers divide la red en redes WAN, MAN y LAN.

La necesidad de trabajar con topologías de redes que reproduzcan la estructura jerárquica de Internet surge al observar que un modelo plano de nodos interconectados no caracteriza completamente el desempeño de una red. Un modelo jerárquico de varios niveles puede obtenerse a partir de la aplicación sucesiva de un modelo de dos niveles. Dicho modelo puede generarse de dos formas: *de arriba hacia abajo*, o *de abajo hacia arriba*.

3.3.1 Modelo jerárquico generado de arriba hacia abajo

Este modelo genera primero la jerarquía superior de la red (a nivel de sistema autónomo), y luego la jerarquía inferior (a nivel de enrutador) (Fig. 4). Inicialmente se genera una topología a nivel de sistema autónomo; para cada uno de los nodos en esta topología, se genera una topología a nivel de enrutador. Finalmente, se conectan los nodos a nivel de enrutador, tal como están conectados a nivel de sistema autónomo. Existen cuatro criterios para hacer dicha conexión [7].

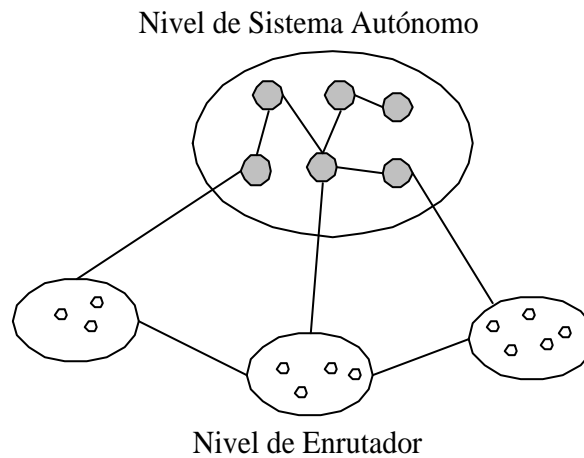


Figura 4. Modelo jerárquico generado de arriba hacia abajo

Sea (i,j) un enlace en la topología a nivel de AS; se escoge un nodo u de la topología a nivel de enrutador asociada con el nodo AS i ($RT(i)$), y un nodo v de la topología a nivel de enrutador asociada con el nodo AS j ($RT(j)$). La conexión entre u y v puede hacerse, como ya se dijo, aplicando uno de los siguientes cuatro criterios:

- Aleatorio: u se escoge aleatoriamente de $RT(i)$, y v aleatoriamente de $RT(j)$.
- Grado menor: u y v son los nodos con los menores grados de $RT(i)$, y $RT(j)$, respectivamente.
- Grado menor, no 1: u y v son los nodos con los menores grados de $RT(i)$, y $RT(j)$, respectivamente, pero sin ser de grado 1.
- Grado menor, k : u y v son los nodos con los menores grados de $RT(i)$, y $RT(j)$, respectivamente, pero son de grado mayor o igual que k .

En este modelo los anchos de banda se asignan a los enlaces inter-dominio y a los enlaces intra-dominio.

3.3.2 Modelo jerárquico generado de abajo hacia arriba

Otro método para generar topologías jerárquicas consiste en inferir las características de la topología a nivel de sistema autónomo, a partir de la topología generada a nivel de enrutador [10]. En este modelo se genera primero una topología plana a nivel de enrutador, y se asigna a cada sistema autónomo un conjunto determinado de enrutadores. Para tal efecto, se pueden establecer los siguientes métodos de asignación:

- Constante: a cada sistema autónomo se le asigna el mismo número de enrutadores (N_R/N_{AS} , donde N_R es el número de enrutadores y N_{AS} es el número de sistemas autónomos).
- Uniforme: Se escoge un valor entero uniformemente distribuido entre 1 y N_{AS} .
- Exponencial: Se escoge un valor entero exponencialmente distribuido con media N_R/N_{AS} .
- De cola pesada: Se escoge un valor entero entre 1 y N_R de una distribución de cola pesada truncada.

Habiendo asignado el número de enrutadores correspondientes a cada sistema autónomo, se procede a determinar cuáles enrutadores estarán conectados a cuál sistema autónomo. Este procedimiento se puede llevar cabo de dos formas:

- Escogencia aleatoria: para cada sistema autónomo, se seleccionan aleatoriamente los enrutadores que estarán conectados a éste.
- Caminata aleatoria: para cada sistema autónomo, se efectúa una caminata aleatoria entre enrutadores vecinos, que se irán conectando

hasta que dicho sistema autónomo complete el número de enrutadores que le corresponden.

La caminata aleatoria resulta computacionalmente más compleja, puesto que implica cargar permanentemente un registro de los nodos que ya han sido visitados y asignados, así como de las conexiones existentes entre éstos [19].

3.4 Esquema de generador

Una vez se ha definido la metodología a emplear para la generación de topologías de redes, se puede proceder a programar un generador. A continuación se presentan pautas para definir la configuración (variables de entrada), el formato de los datos de salida, y el análisis de éstos.

3.4.1 Configuración

Todos aquellos parámetros que estén involucrados en la generación de topologías, y que sean de interés para el usuario, deberán establecerse como variables de entrada del generador. En el caso de los modelos planos, estos parámetros son:

- Tipo de modelo: AS Waxman, AS Barabási-Albert, Enrutador Waxman, Enrutador Barabási-Albert.
- Dimensiones del plano: x , y .
- Número de nodos: N .
- Número de enlaces para cada nuevo nodo: m .
- Distribución de la ubicación de los nodos: *Uniforme*, *De cola pesada*.

- Puntos de concentración de los nodos si su distribución es de cola pesada: x_1, y_1, x_2, y_2 .
- Parámetros de la distribución si es de cola pesada: k si es de tipo Pareto.
- Parámetros del modelo Waxman: α, β .
- Distribución de la asignación de anchos de banda: *Constante, Uniforme, Exponencial, De cola pesada*.
- Valores extremos de ancho de banda: BW_{max}, BW_{min} .
- Parámetros de la distribución si es de cola pesada: k si es de tipo Pareto.

En el caso de los modelos jerárquicos generados de arriba hacia abajo, los parámetros relacionados con la conexión de los nodos y asignación de atributos, son:

- Criterio de conexión de los nodos a nivel de enrutador: Aleatorio, Grado menor, Grado menor (no 1), Grado menor (k).
- Distribución de la asignación de anchos de banda de los enlaces inter-dominio: *Constante, Uniforme, Exponencial, De cola pesada*.
- Valores extremos de ancho de banda de los enlaces inter-dominio: IBW_{max}, IBW_{min} .
- Distribución de la asignación de anchos de banda de los enlaces intra-dominio: *Constante, Uniforme, Exponencial, De cola pesada*.
- Valores extremos de ancho de banda de los enlaces intra-dominio: iBW_{max}, iBW_{min} .
- Parámetros de las distribuciones si son de cola pesada: k si son de tipo Pareto.

Del mismo modo, para los modelos jerárquicos generados de arriba hacia abajo, los parámetros que se refieren a la conexión de los nodos y asignación de anchos de banda, son:

- Distribución de asignación de enrutadores a los sistemas autónomos: *Constante, Uniforme, Exponencial, De cola pesada*.
- Número de sistemas autónomos: N_{AS} .
- Criterio de escogencia de los enrutadores para cada sistema autónomo: *Escogencia aleatoria, Caminata aleatoria*.
- Distribución de la asignación de anchos de banda de los enlaces inter-dominio: *Constante, Uniforme, Exponencial, De cola pesada*.
- Valores extremos de ancho de banda de los enlaces inter-dominio: IBW_{max} , IBW_{min} .
- Parámetros de las distribuciones si son de cola pesada: k si son de tipo Pareto.

3.4.2 Formato de los datos de salida

La salida del generador suele ser un archivo de texto, que comienza con una línea en la que se especifican las características del modelo:

- Tipo de modelo.
- Número de nodos.
- Número de enlaces.

A continuación se describen los nodos (una línea para cada nodo), con los siguientes datos:

- Identificación del nodo.

- Tipo (Sistema autónomo, Enrutador).
- Coordenadas (x,y) .
- Grado.
- Identificación del sistema autónomo al que pertenece (si el modelo es jerárquico).

Luego se especifican los enlaces (una línea por enlace), con los siguientes datos:

- Identificación del enlace.
- Tipo (Conexión entre sistemas autónomos y/o Enrutadores).
- Identificación del nodo fuente.
- Identificación del nodo destino.
- Distancia Euclideana.
- Retardo.
- Ancho de banda.
- Identificación de los sistemas autónomos y/o Enrutadores que conecta.

3.5 Análisis de los resultados obtenidos

La idea de proponer un generador de topologías es producir modelos que se ajusten a las estadísticas y a las características de las redes reales. A continuación se confrontan los modelos obtenidos empíricamente, con los obtenidos a partir del generador propuesto.

Para interpretar los resultados de las topologías de las redes, se pueden establecer diversas métricas. Si un nodo v tiene grado d_v , algunas métricas que se pueden definir son:

- f_d : la frecuencia del grado d , es decir, el número de nodos de la red cuyo grado es d .
- r_v : el rango del nodo v , esto es, el índice que le corresponde al nodo v , si se ordenaran los nodos de mayor a menor grado.

Se ha observado que algunas métricas de Internet se relacionan entre sí mediante leyes de potencia (expresiones de la forma $y = x^a$) [24]. Tal es el caso de la relación entre d_v y r_v , y la relación entre f_d y d . Estas relaciones resultan invariantes con respecto al tiempo y al crecimiento de la red, de modo que pueden identificarse como propiedades fundamentales de la topología de Internet.

Para el análisis estadístico de la información recolectada (o las topologías generadas), se procede a utilizar gráficas en escala logarítmica de d_v contra r_v , y f_d contra d . La Fig. 5 presenta las relaciones entre grado d_v y rango r_v (a) y frecuencia f_d y grado d (b), para una muestra recolectada de Internet con 3015 nodos, 5156 enlaces, y un grado promedio de 3.42 [25].

Por otra parte, en la Fig. 6 se muestran estas relaciones para una muestra con 3530 nodos, 6432 enlaces, y grado promedio 3.76, también tomada de [25].

Para confrontar estos datos con los obtenidos por el generador, se generaron topologías de 10000 nodos distribuidos uniformemente, con $m = 4$ (esto quiere decir que cada nuevo nodo se conecta a 4 nodos ya existentes),

resultando así una red con 39984 enlaces y un grado promedio de 8. Los resultados obtenidos para el modelo Waxman se presentan en la Fig. 7 y para el modelo Barabási-Albert en la Fig. 8.

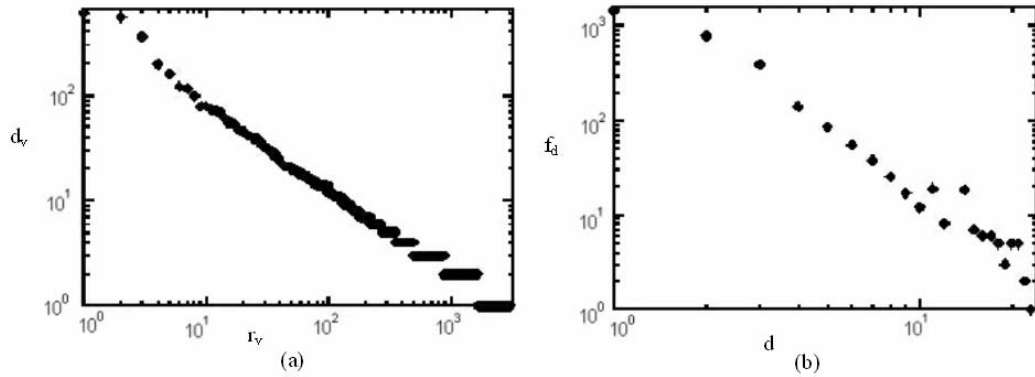


Figura 5. Gráfica de la relación entre el grado y el rango de los nodos (a) y la frecuencia del grado y el grado de los nodos (b) de una muestra con 3015 nodos y 5156 enlaces (Tomada de [25])

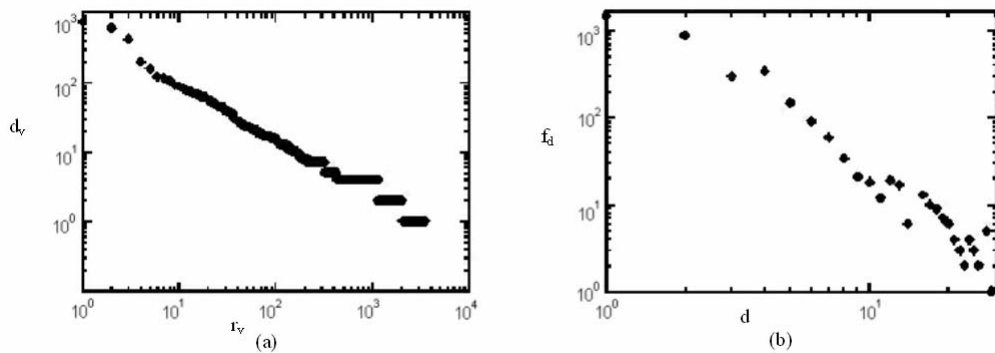


Figura 6. Gráfica de la relación entre el grado y el rango de los nodos (a) y la frecuencia del grado y el grado de los nodos (b) de una muestra con 3530 nodos y 6432 enlaces (Tomada de [25])

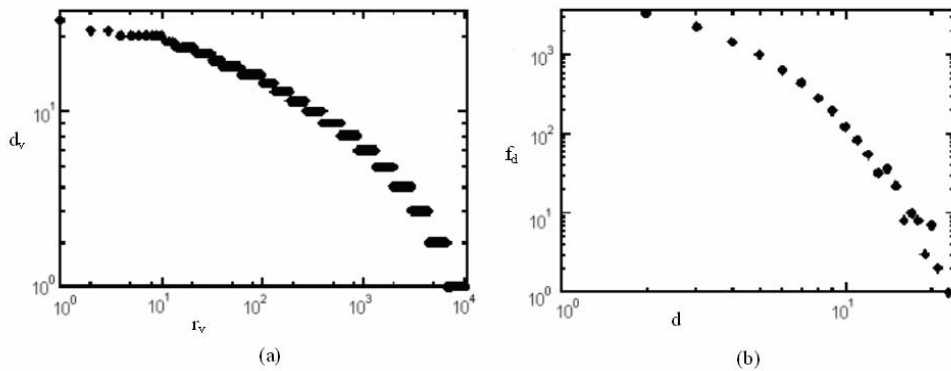


Figura 7. Gráfica de la relación entre el grado y el rango de los nodos (a) y la frecuencia del grado y el grado de los nodos (b) de una muestra con 10000 nodos y 39984 enlaces. Conexión de nodos mediante el modelo Waxman

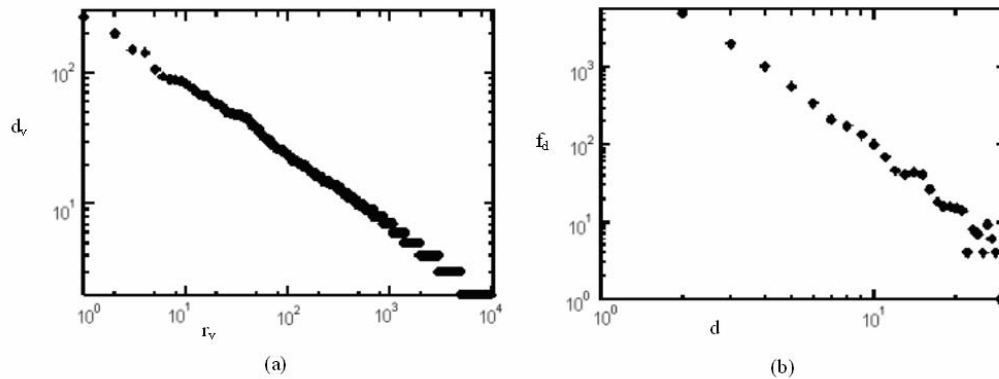


Figura 8. Gráfica de la relación entre el grado y el rango de los nodos (a) y la frecuencia del grado y el grado de los nodos (b) de una muestra con 10000 nodos y 39984 enlaces. Conexión de nodos mediante el modelo Barabási-Albert

Es claro que, si un modelo sigue estadísticamente una ley de potencia, entonces la gráfica logarítmica correspondiente presentará una tendencia lineal. En el caso del modelo Barabási-Albert (Fig. 8), y en los modelos reales (Figs. 5 y 6), esto se cumple, mientras que el modelo Waxman (Fig. 7) presenta un comportamiento no lineal. Esto es de esperarse, ya que el

modelo Barabási-Albert se fundamenta en las propiedades de crecimiento incremental y conectividad preferencial, que se derivan directamente de leyes de potencia.

Este resultado no implica que el uso de modelos que no se rijan por leyes de potencia no sea lo más adecuado. Según el caso, será necesario recurrir a las propiedades gráficas de las redes (como en el caso del modelo Waxman), o las propiedades jerárquicas de las redes (como en el caso de las topologías jerárquicas), para obtener modelos más apropiados.

4. PROTOCOLOS DE ENRUTAMIENTO IP MULTICAST

Según las necesidades de cada aplicación que requiera enrutamiento IP multicast, se diseña el protocolo correspondiente. El proceso de diseño de un protocolo comienza por la especificación de los requisitos por cumplir, sigue con la definición de la arquitectura correspondiente, y termina con el establecimiento de los mecanismos y políticas pertinentes. Para comprender las características y funcionamiento de los protocolos IP multicast, es conveniente conocer su proceso de diseño.

4.1 Requisitos de los protocolos

En el caso concreto del enrutamiento IP multicast, los requisitos a tener en cuenta para el diseño de los protocolos son: número de fuentes, organización de grupos y escalabilidad de los destinatarios, confiabilidad de los datos, control de congestión, administración de grupos y ordenamiento [5].

4.1.1 Número de fuentes

La principal división de los algoritmos de enrutamiento IP multicast obedece al número de fuentes de los mensajes. De esta manera, se tienen protocolos de fuente sencilla (punto a multipunto), y de fuente múltiple (multipunto a multipunto).

Las aplicaciones de multicast punto a multipunto (o 1-a-N) requieren el envío de datos de una fuente sencilla a diversos destinos [26], y generalmente no requieren interacción humana. Este es el caso de las transmisiones multimedia y el envío de archivos. Por su parte, las aplicaciones multipunto a multipunto (o M-a-N) requieren el envío de datos de múltiples fuentes a múltiples destinos [27]. Debido a su naturaleza interactiva, la participación humana es intrínseca en estas aplicaciones, entre las que se cuentan las videoconferencias y los juegos en línea.

4.1.2 Organización de grupos y escalabilidad de los destinatarios

De acuerdo con el número de fuentes y destinatarios que los componen, los grupos multicast se clasifican según tengan *uno*, *pocos* (menos de 20) y *muchos* (más de 20) usuarios. Las aplicaciones del enrutamiento multicast generalmente son de pocos a pocos usuarios. En el caso de distribución de archivos, las transmisiones son de uno a pocos o de uno a muchos. El diseño de las aplicaciones de uno a pocos es relativamente simple, a diferencia del caso de uno a muchos, en el que se requiere soportar la comunicación entre cientos o miles de elementos [28].

Las aplicaciones de pocos a muchos son aquellas en las que un pequeño grupo de fuentes transmite o distribuye datos a una audiencia grande. Una transmisión de muchos a muchos es poco probable, pero no imposible. Este es el caso de las transmisiones de los transbordadores espaciales [28].

En lo que respecta a la escalabilidad, se distinguen cuatro niveles [5]: *grupos pequeños* (con pocos integrantes), *grupos medianos* (como en el caso de una LAN o una administración sencilla), *grupos grandes* (cuando hay una

distribución geográfica implícita), y *grupos enormes*, en los que no hay correlación entre ramas separadas del árbol de distribución.

4.1.3 Confiabilidad de los datos

En el caso de las transmisiones entre una fuente y un destino, el concepto de confiabilidad de los datos es simple: el destinatario recibe o no recibe todos los datos enviados por la fuente. Cuando es una transmisión multicast, la situación es más compleja, ya que existen muchas formas en las que la comunicación puede fallar.

Para el caso de una fuente que envía a un pequeño grupo, este concepto se define de forma similar a como se define en TCP: la comunicación es confiable si los destinatarios reciben todos los datos enviados por la fuente, en orden y sin duplicados. Si son múltiples fuentes, esta definición se puede aplicar a cada una de ellas. En estos casos se habla de *Confiabilidad fuerte* [29].

Cuando se tiene un grupo grande, se debe recurrir a una definición más relajada de confiabilidad, ya que ésta sólo se puede medir en los destinatarios, para no congestionar la red con paquetes de respuesta. Esto implica que la fuente poco o nada sabe sobre el proceso de recepción. A este fenómeno se le denomina *Envío semi-confiable* [30], o *Confiabilidad débil*.

Dadas estas definiciones de confiabilidad, las aplicaciones multicast se pueden clasificar -según el grado de confiabilidad con la que la conexión de transporte entrega datos a su capa superior- en las siguientes categorías [31]:

- *Confiabilidad de mejor esfuerzo*: Aunque el término *mejor esfuerzo* se acostumbra utilizar en la capa de red, se puede usar también para describir la confiabilidad de datos que presenta un protocolo de transporte que no se esfuerza por mejorar la confiabilidad proporcionada por la capa de red. Este tipo de confiabilidad se emplea en aplicaciones en las que se pueden tolerar pérdidas.
- *Confiabilidad de latencia limitada*: En este caso se especifica un tiempo de vida durante el cual los datos son útiles para el destinatario, y a partir de éste se establece un límite superior para el tiempo de entrega. Si un paquete llega después de este tiempo límite, se descarta. Este concepto de confiabilidad es típico de las transmisiones multimedia.
- *Confiabilidad del más reciente*: Este tipo de confiabilidad se aplica en los casos en los que sólo interesan los datos más recientes de un parámetro. Si un dato nuevo llega antes de que un dato viejo sea retransmitido, el dato viejo es inútil.
- *Confiabilidad centrada en el destinatario*: Si hay muchos destinos, se prefiere determinar la confiabilidad en el destinatario: la fuente no se responsabiliza de la corrección de errores, ni sabe si la entrega fue exitosa.
- *Confiabilidad absoluta*: Este tipo de confiabilidad implica que todos los paquetes transmitidos se envíen al grupo activo. Se aplica principalmente en el envío de archivos.

4.1.4 Control de congestión

Debido a su naturaleza multipunto, el control de congestión es uno de los requisitos más difíciles de cumplir para los protocolos multicast [32]. La pérdida de control en la propagación de datos en una red lleva a

consecuencias nefastas. Por esta razón, un protocolo multicast debe satisfacer los requisitos de control de congestión de forma eficiente. Además, debe coexistir con los protocolos de redes tradicionales, tales como TCP; de hecho, se ha impuesto que todo protocolo IP multicast que se adopte debe obedecer reglas de control de congestión similares a las de TCP [16].

El control de congestión se interpreta de dos formas: en primer lugar, se debe mantener la misma velocidad para todos los destinatarios, en caso de congestión [33]. En segundo lugar, se debe permitir que algunos destinatarios disminuyan la tasa de bit que exigen, cuando se presente la congestión [34].

El control de congestión recurre a la pérdida de paquetes para reducir el flujo de tráfico. Puesto que la pérdida de paquetes es un indicativo de la necesidad de hacer correcciones, entonces se acostumbra a integrar el control de congestión con la corrección de errores.

4.1.5 Administración de grupos

Para garantizar la eficiente transmisión de los datos, se debe definir claramente la pertenencia de un nodo de la red al grupo de destino. Sin embargo, para transmisiones que involucran un alto número de destinatarios, dicha pertenencia se torna irrelevante. De aquí que los protocolos multicast se clasifiquen según el grado de conocimiento de la pertenencia (membresía) requerido [5].

La necesidad de administrar el grupo se expresa mediante la definición de un conjunto de condiciones que se deben cumplir para que una conexión de transporte entre o permanezca en su fase de transferencia de datos [35].

Según estas condiciones, se habla de multicast de confiabilidad 0, si la fuente no requiere tener conocimiento de sus destinatarios, y de confiabilidad K , si al menos K destinatarios responden en un instante dado. En caso de detectarse una falla en uno de los destinos, dicho destino se retira del grupo, y los restantes pueden continuar siempre y cuando haya por lo menos K destinatarios activos.

Cuando se establece que K debe ser igual al número de miembros del grupo, éste debe formarse al principio de la sesión y no se puede modificar durante su operación. En los demás casos, deberá indicarse la forma y el instante en los que un nodo se puede integrar al grupo durante la transmisión [36].

4.1.6 Ordenamiento

Las aplicaciones que involucran pocos nodos participantes generalmente incluyen un requisito de ordenamiento global. Cuando la fuente es una sola, existe solamente una forma de ordenamiento. En el caso de múltiples fuentes, es necesario establecer un mecanismo de ordenamiento de los paquetes transmitidos.

Los paquetes pueden llegar en desorden a su destino, debido a la pérdida de paquetes o a los cambios en las rutas de los datagramas. En el caso de una única fuente, los paquetes generados por ésta se entregan a cada destinatario del grupo, en el mismo orden en que fueron enviados. Si hay más de una fuente, una secuencia deberá determinar cómo se clasifican los paquetes enviados. Según esta secuencia, se habla de ordenamiento local, causal, parcial, o total [37].

4.2 Arquitectura de los protocolos

Habiendo establecido los requisitos que debe cumplir un protocolo, se procede a definir una arquitectura que lo soporte. A continuación se presentan algunos modelos de arquitectura empleados en los protocolos de enrutamiento IP multicast.

4.2.1 Arquitecturas de distribución de datos

Los protocolos IP multicast se fundamentan en el servicio de entrega básico proporcionado por el protocolo IP, para distribuir los datos, el tráfico de control y el tráfico de corrección de errores [1]. Las propiedades del servicio de entrega tienen un efecto significativo en el diseño de un protocolo IP multicast.

Los protocolos deben establecer la construcción de los árboles de entrega de paquetes y la trayectoria de los paquetes dentro de un dominio específico. Un árbol de entrega óptimo se construye para un grupo empleando el algoritmo de enrutamiento multicast que se utiliza específicamente en ese dominio. Existen dos formas básicas de estos algoritmos [38]: *De fuente específica*, donde se construye un árbol de distribución desde cada fuente hacia el conjunto de destinatarios, y *De árbol compartido*, donde se construye un árbol sencillo, que luego se comparte entre todas las fuentes.

4.2.2 Arquitecturas de corrección de errores

Un protocolo confiable debe descubrir los datos perdidos, y tomar una decisión sobre la retransmisión de dichos datos. En [39] se define el *Sistema*

de estimación de pérdidas (LES por su acrónimo en inglés) cómo el sistema que decide dónde se han perdido los datos. Si el LES está en la fuente, los paquetes de reporte de estado deben ir del destino a la fuente. A los protocolos que recurren a esta estrategia se les denomina *Protocolos confiables en la fuente*. Si el LES se ubica en el destinatario, la información sobre los paquetes transmitidos debe ir de la fuente al destino. Este es el caso de los *Protocolos confiables en el destino* [40].

Si el grupo de nodos involucrados en la transmisión multicast es pequeño, es posible ubicar el LES tanto en la fuente como en el destino. Ubicarlo en la fuente tiene la ventaja de que ésta tiene pleno conocimiento de todos los miembros del grupo. Cuando hay múltiples fuentes, cada una debe mantener información sobre sus propias transmisiones, o bien debe delegar este trabajo a un nodo coordinador, responsable del control de corrección de errores del grupo. Esto último se prefiere si también es necesario el ordenamiento. Se dice que en este caso la arquitectura de corrección de errores es *plana*, ya que las fuentes y los destinos se comunican directamente, sin nodos intermediarios [39].

A medida que aumenta el tamaño del grupo, el flujo de información de los destinatarios a la fuente puede saturar a ésta. Por esta razón, los grupos grandes utilizan un LES ubicado en los destinatarios. En grupos de tamaño mediano, se acostumbra que los destinatarios sólo indiquen pérdida cuando ésta ocurra, enviando reconocimientos negativos, para mantener así la estructura plana. De esta forma, se reduce la saturación en las fuentes, suprimiendo los mensajes de error redundantes.

En los grupos *grandes* (aquellos que tienen una distribución geográfica implícita), la corrección de error no la maneja una sola entidad, ya que dicha

entidad se saturaría de paquetes de manejo de error. Por esto es necesario crear una jerarquía de corrección de error, paralela al árbol de distribución de datos. En este caso los destinatarios solicitan retransmisión a algún servidor cercano, lo que reduce el retardo en la corrección de error y minimiza la carga en la fuente original. En los sistemas con varias fuentes, se acostumbra a delegar la corrección de errores a un único servidor, que maneja un árbol sencillo [41].

Para los grupos denominados *enormes* (aquellos en los que no hay correlación entre ramas separadas del árbol de distribución), se utiliza una estructura jerárquica para reportar las pérdidas, pero la entidad de corrección de errores transmite sobre todo el árbol de distribución de datos. O bien, puede que en estos grupos no haya una arquitectura de corrección de error, puesto que los datos originales se envían repetidos o con redundancia [42].

4.2.3 Arquitecturas de administración de grupos

La administración de grupos es similar a la corrección de errores, ya que los grupos pequeños se pueden manejar con una estructura de un solo nivel, mientras que los grupos grandes se deben administrar mediante una estructura jerárquica. A medida que un grupo se hace más grande, lo ideal es que las fuentes tengan una menor necesidad de guardar información acerca del grupo [36].

4.3 Mecanismos y políticas de los protocolos

Una vez definida la arquitectura de un protocolo, se establecen los mecanismos y políticas que harán parte de él. El mecanismo básico de los

protocolos de IP multicast es el intercambio de paquetes. Dichos paquetes contienen campos relacionados con la aplicación correspondiente.

Por otra parte, se deben establecer políticas que determinen cuáles paquetes enviar, y a dónde y bajo qué condiciones enviarlos. Tanto los mecanismos como las políticas pueden clasificarse según su función en cinco grupos: Distribución de datos, Detección y reporte de errores, Corrección de errores, Administración de grupos y Ordenamiento [5].

4.3.1 Distribución de datos

El término distribución de datos se refiere a la distribución original de los paquetes desde las fuentes hacia los destinatarios. Ocurre por medio del servicio multicast de IP [1]. En principio las fuentes no tienen responsabilidad por la corrección de errores o la administración de grupos.

De esta forma, el mecanismo y políticas de distribución quedan a discreción del protocolo de enrutamiento IP multicast correspondiente. Su único requisito consiste en entregar los paquetes de la mejor forma posible.

4.3.2 Detección y reporte de errores

El mecanismo básico que se emplea para detectar datos perdidos es el número de secuencia. Todos los paquetes se etiquetan con un número de secuencia, que permite al paquete ser puesto en el lugar adecuado antes de su envío. En el caso de una sola fuente, este número de secuencia es simplemente la posición del paquete en la serie de paquetes que envía esa fuente. Para el caso de varias fuentes, el número de secuencia debe estar acompañado por la etiqueta de la fuente correspondiente.

La efectividad del número de secuencia como mecanismo de detección de errores depende de las propiedades de reordenamiento del mecanismo de distribución de datos. Si la capa de red siempre envía paquetes en orden, un sondeo de la secuencia recibida puede dar un indicio adecuado de lo que se ha perdido. Sin embargo, si la capa de red puede reordenar paquetes, un sondeo en particular puede registrar erróneamente paquetes como perdidos, aun cuando éstos llegarán muy pronto a su destino. En tal caso, una política apropiada será retardar los reportes de error durante un período de tiempo [43].

Otras políticas de reporte de errores hacen referencia al momento en que se debe reportar. Este momento puede ser: siempre que haya un paquete perdido, cuando se solicite, o bien bajo condiciones específicas.

4.3.3 Corrección de errores

Los principales mecanismos de corrección de errores son el reenvío (reemplazo) de los paquetes perdidos y el envío de paquetes de *Corrección de error hacia delante* (FEC) [44]. En cuanto a las políticas de corrección de error [45], estas pueden ser:

- Confiable en la fuente: El LES está en la fuente, la cual tiene control absoluto y es libre de solicitar un reconocimiento positivo de cada destinatario.
- Confiable en el destino: El LES se ubica en los destinatarios. La fuente tiene poco o ningún control. Se divide en tres clases:
 1. Orientado a la fuente: El destinatario envía un reconocimiento negativo a la fuente, informando del error.

2. Plano, orientado al destinatario: El destinatario envía el reconocimiento negativo al grupo, y cualquier destino que tenga los datos puede hacer la corrección.
3. Jerárquico, orientado al destinatario: El destinatario envía el reconocimiento negativo al nodo encargado de la corrección de errores, el cual corrige el error a través de su árbol.

4.3.4 Administración de grupos

El enrutamiento IP multicast requiere mecanismos especiales para monitorear las membresías del grupo. Esta función se lleva a cabo mediante la comunicación entre los nodos finales y uno o más enrutadores multicast que registran las membresías. El protocolo *IGMP (Internet Group Management Protocol)* [46] se encarga de dicha comunicación.

Otra necesidad de IP multicast es el intercambio de la información del grupo y las notificaciones de las fuentes. El protocolo debe encargarse de mantener las tablas de enrutamiento, y de actualizar los árboles de distribución a medida que se unen o se retiran miembros del grupo.

Si la pertenencia de un nodo en el grupo debe ser conocida o controlada, debe haber intercambio de paquetes entre el nodo que desea pertenecer al grupo y el servidor que requiere conocer las membresías. Para esto se emplean seis acciones: invitación a unirse, solicitud de unirse, reconocimiento de unión, invitación a (u orden de) abandonar, solicitud de abandono, y reconocimiento de abandono. El mecanismo correspondiente puede ser un paquete explícito o un campo en un paquete existente.

Una vez que el grupo está formado, debe establecerse una política de unión/abandono (*join/prune*). Dicha política puede estar centralizada (en los pequeños grupos) o distribuida en la jerarquía (para los grupos más grandes). Dependiendo de qué tan importantes son los datos pasados para los nuevos miembros del grupo, el protocolo puede exigir a la fuente almacenar todos los datos pasados o parte de estos.

Los miembros que se acaban de unir deben revisar el número de secuencia que está transmitiendo la fuente actualmente, y enviar una solicitud especial de retransmisión de los datos pasados. La cantidad de datos que se deben almacenar y el tiempo que deben estar almacenados dependen de la aplicación.

4.3.5 Ordenamiento

Para asegurar que se cumplan los requisitos de ordenamiento, se recurre a dos mecanismos: la negociación de las etiquetas que se usan para asegurar el orden, y la distribución de los datos según dichas etiquetas [37]. Las políticas de ordenamiento dependerán de la aplicación.

4.4 Protocolos IP multicast más utilizados

La primera gran división de los protocolos IP multicast es en protocolos de *modo denso* (*dense mode*) y de *modo esparcido* (*sparse mode*). Con los protocolos de modo denso (DVMRP [47], PIM-DM [48] y MOSPF [49]) los datos multicast inundan periódicamente las subredes (Fig. 9(a)) y un mecanismo conocido como *Reverse Path Forwarding* (*RPF, reenvío de camino inverso*) [50] devuelve dichos datos hacia las fuentes (Fig. 9(b)).

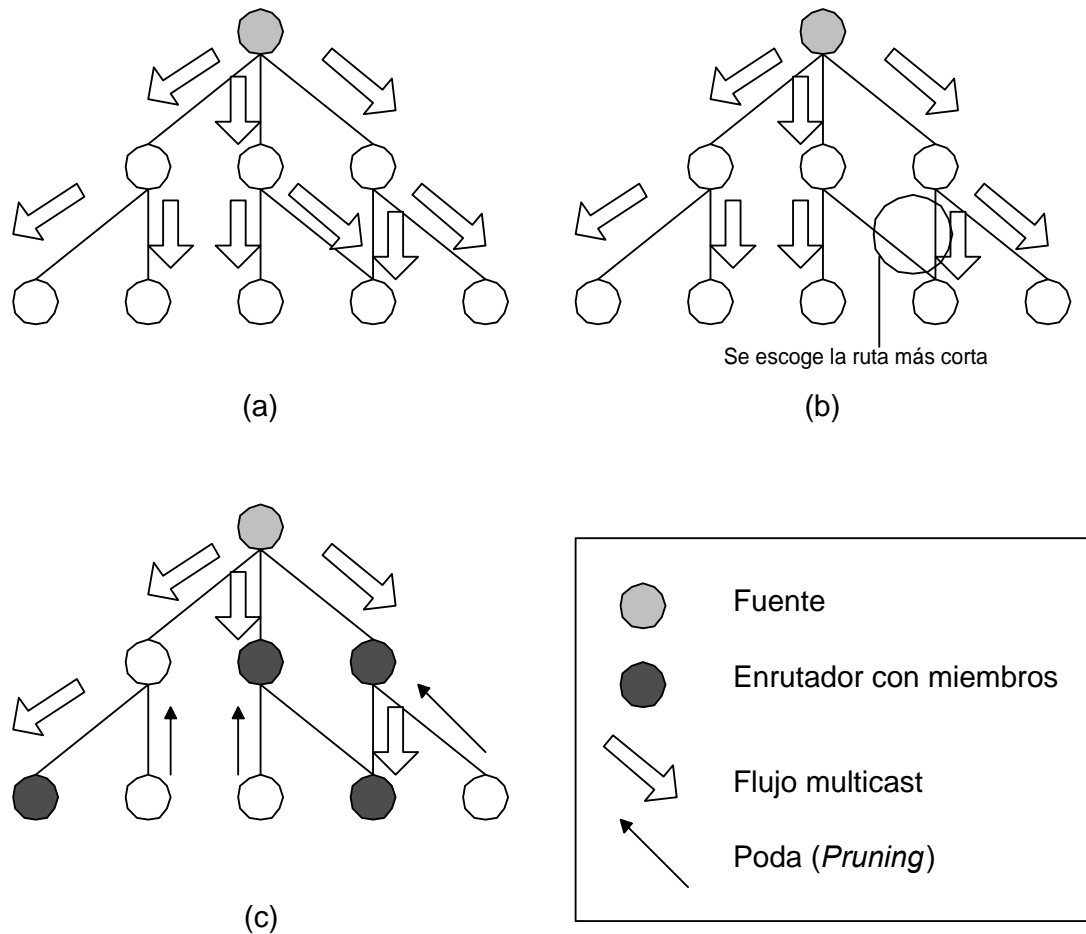


Figura 9. Modo de operación denso de los protocolos IP multicast. (a) En la inundación inicial el tráfico multicast se envía a toda la red. (b) El RPF permite identificar los caminos más cortos. (c) Mediante la poda (*pruning*) se descartan los nodos que no participan en la transmisión

Cada árbol de distribución encontrado se registra en la fuente, y el enrutamiento es óptimo en el sentido que se escogen las rutas más cortas entre las fuentes y los receptores. Se dice que las ramas de la red que no tienen receptores activos están *podadas (pruned)* (Fig. 9(c)); por seguir este procedimiento, a los protocolos de modo denso también se les conoce como protocolos de *inundar y podar (flood and prune)* o *difundir y podar (broadcast and prune)*.

El término *denso* se refiere a que, dado su modo de operación, estos protocolos fueron diseñados teniendo en cuenta aquellas redes con una buena densidad de receptores. Por otra parte se encuentran los protocolos de modo esparcido (PIM-SM [51] es el más representativo), que están enfocados a grupos de receptores que pueden estar distribuidos en un área extensa.

Estos protocolos emplean un árbol compartido para cada grupo en vez de un árbol por fuente, como ocurre con los protocolos de modo denso. Los árboles compartidos se centran en un *Punto de encuentro (RendezVous Point o RP* en el caso de PIM-SM) y los receptores tienen que conectarse a los árboles adecuados mediante el envío de mensajes de unión (*join*) salto por salto hacia dicho punto.

En los protocolos de modo esparcido no se requiere inundación, pero el enrutamiento no es óptimo para los paquetes que deben pasar por el punto de encuentro (RP); a este fenómeno se le conoce como *enrutamiento triangular*. Para evitarlo, PIM-SM permite al enrutador de un receptor el uso del árbol del camino más corto hacia una fuente específica (*Source-specific Shortest Path Tree, SPT*), en lugar del árbol compartido del punto de encuentro (*Rendezvous Point Tree, RPT*). La Fig. 10 muestra estos procedimientos.

A continuación se describen los cuatro protocolos de enrutamiento IP multicast anteriormente mencionados.

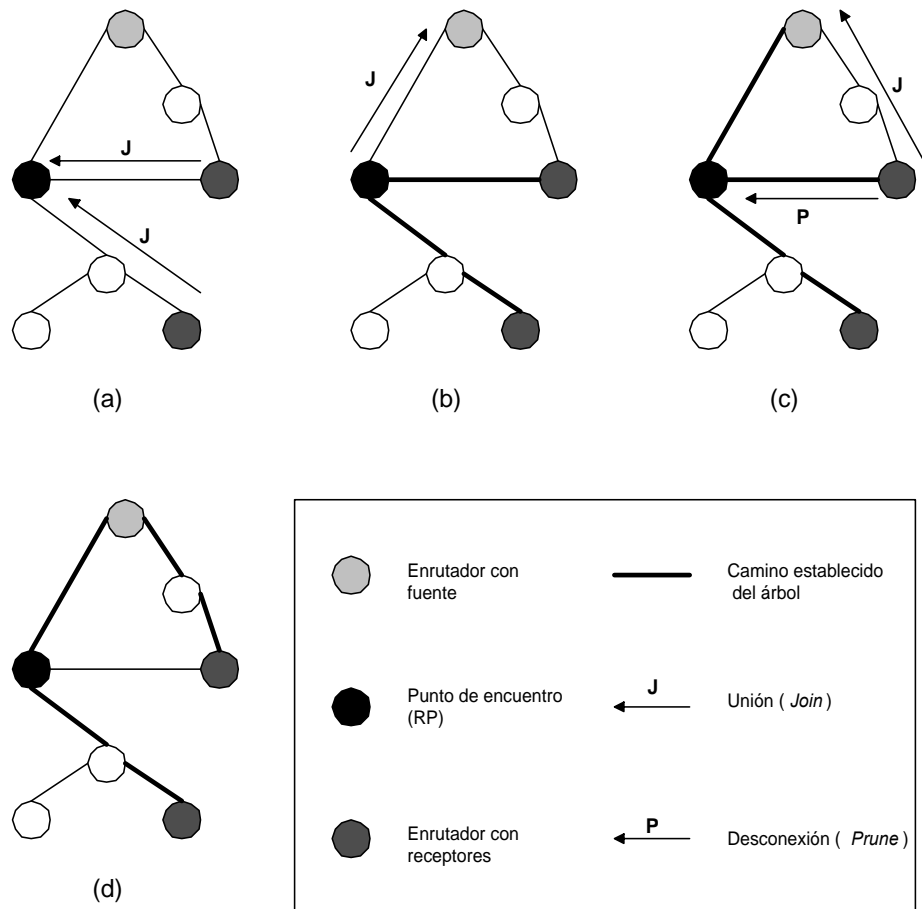


Figura 10. Modo de operación esparcido de los protocolos IP multicast. (a) Por medio de uniones (*joins*) se establecen caminos entre los receptores y el punto de encuentro (RP). (b) Se definen los caminos entre el RP y las fuentes. (c) Se efectúan uniones (*joins*) para formar caminos más cortos entre las fuentes y algunos receptores, y desconexiones (*prunes*) para eliminar los caminos entre estos receptores y el RP. (d) Quedan conformados el RPT y los SPT

4.4.1 Distance Vector Multicast Routing Protocol (DVMRP)

Este protocolo emplea un algoritmo de enrutamiento distribuido para construir árboles de transmisión multicast [47]. El enrutador genera una tabla de enrutamiento, y la envía hacia el grupo multicast, registrando las correspondientes distancias (número de enrutadores para llegar a él). Cuando un enrutador recibe un paquete multicast, lo redirige a través de las

interfaces del enrutador establecidas en la tabla de enrutamiento. El protocolo DVMRP hace uso del protocolo IGMP [46], que corresponde a la especificación para administración de grupos del protocolo IP, para el envío de los mensajes.

La operación básica del DVMRP consta de cuatro procesos. El primero es el descubrimiento de los vecinos, que se usa para encontrar otros enrutadores que soporten DVMRP. Para tal efecto, cada enrutador DVMRP envía mensajes de prueba (*probes*) con el fin de informar a los demás, que se encuentra en funcionamiento (Fig. 11).

El segundo proceso del protocolo es el intercambio de rutas entre enrutadores. Los mensajes *probe* contienen información de los enrutadores que se encuentran a lo largo de cada ruta fuente-destino, lo cual permite establecer las rutas que tengan el mínimo número de saltos.

El tercer proceso corresponde a la eliminación de ramas del árbol de transmisión multicast. Si un destino opta por abandonar la transmisión, envía un mensaje *prune*, que indica a los enrutadores relacionados que las rutas que están dedicadas exclusivamente a ese receptor, deben ser eliminadas. Esto implica que se debe mantener en todo momento una lista de servidores y enrutadores que desean recibir tráfico multicast de un grupo particular.

Finalmente, el cuarto proceso del protocolo DVMRP es similar al tercero, y consiste en la reincorporación de aquellos receptores que en algún momento abandonaron la transmisión. Esto se logra mediante el envío de mensajes tipo *graft*.

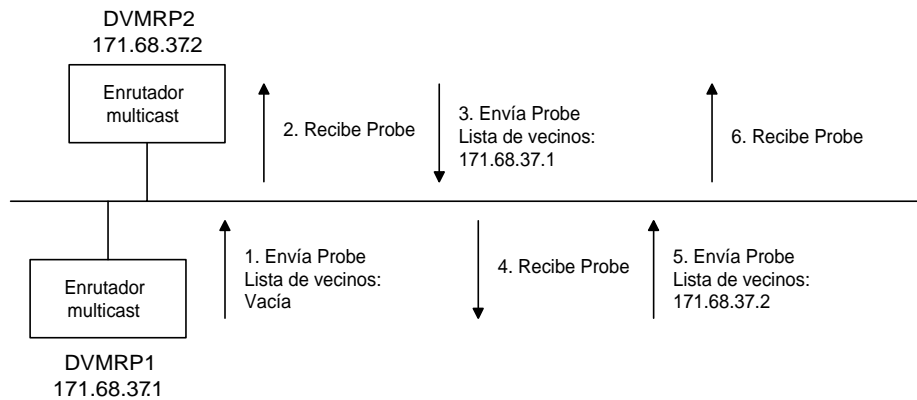


Figura 11. Proceso de descubrimiento de vecinos en el protocolo DVMRP. Primero, un enrutador envía mensajes *Probe* para identificar la presencia de los demás. Luego, las parejas establecidas intercambian direcciones en sus listas de vecinos mediante mensajes *Probe*

4.4.2 Protocol Independent Multicast (PIM) – Modo denso (PIM-DM)

PIM es un protocolo de enrutamiento IP multicast que se apoya en el protocolo IP ya implementado [48]. Esto quiere decir que se puede utilizar cualquier protocolo de enrutamiento IP (RIP, IGRP, EIGRP, OSPF) con PIM. Este protocolo es independiente del protocolo de enrutamiento escogido para operar en la red, y a esta característica debe su nombre.

Un protocolo en *modo denso* opera en un ambiente donde las fuentes y los destinatarios multicast se encuentran en la misma área (una LAN, por ejemplo), y se asume que el ancho de banda no es un factor limitante. Además, se supone que, en principio, todos los receptores harán parte de la transmisión. De esta manera, el protocolo establece árboles de distribución que conectan cada fuente multicast con cada destinatario.

Estos árboles de distribución se obtienen enviando tráfico multicast a toda la red, y observando en cuáles rutas se presentaron mensajes *prune* por parte

de los destinatarios. A causa de esto, PIM-DM es un protocolo con bajos niveles de escalabilidad [52].

En los protocolos PIM, cada enrutador detecta a sus vecinos mediante el envío de mensajes *hello*; estos mensajes también son útiles para elegir al *enrutador designado (Designed Router, DR)*. En el caso particular del protocolo PIM-DM, el DR sólo es relevante cuando la red requiere una interfaz con la versión 1 del protocolo IGMP.

Habiendo establecido los vecinos de cada enrutador, se puede construir el árbol de distribución. Cuando un enrutador recibe un paquete multicast, se procede a verificar que este paquete se encuentra en la ruta correcta. En tal caso, se continúa con el envío. En caso contrario, se anula la transmisión.

La actualización de la red para el protocolo PIM-DM difiere de DVMRP en el hecho de que un receptor que envió un mensaje *prune* no se desconecta de la red automáticamente, sino que el enrutador espera a que transcurra un tiempo de inactividad en esa rama del árbol de la red.

4.4.3 Protocol Independent Multicast (PIM) – Modo esparcido (PIM-SM)

El protocolo PIM en modo esparcido [51] se asemeja al PIM en modo denso en que ambos dependen del protocolo IP implementado. Un protocolo en modo esparcido opera en un ambiente donde las fuentes y los destinatarios multicast no se encuentran cerca, de modo que los nodos PIM se hallan esparcidos. Tal protocolo funcionaría de forma más eficiente en una WAN, aunque también puede hacerlo en una LAN.

Para este protocolo cada destinatario tiene que unirse explícitamente a un árbol multicast si desea recibir paquetes de este tipo. El protocolo PIM-SM establece un punto de encuentro (RP) para cada árbol, uno de los cuales (el RP primario) será responsable de reenviar todos los paquetes destinados a ese grupo multicast. Cada dominio multicast selecciona un enrutador designado (DR), el cual maneja los mensajes de membresía de grupo en su dominio.

Si algún servidor en el dominio desea unirse a un grupo, envía un mensaje de unión al DR. Si el DR designado no está suscrito al grupo, envía un mensaje al RP primario, para avisarle que debe enviarle todos los datagramas dirigidos al grupo.

Si una fuente desea enviar un paquete multicast, tiene que registrarse con el RP primario. A su vez, el RP primario envía un mensaje de suscripción al DR asociado a la fuente.

4.4.4 Multicast Extensions to OSPF (MOSPF)

El protocolo MOSPF [49] es la versión que incluye el envío de datagramas IP multicast del protocolo de enrutamiento unicast OSPF (*Open Shortest Path First*) [53]. Cada vez que se inicia una transmisión, OSPF registra las direcciones de la fuente y el destinatario, y las confronta con una base de datos de las conexiones existentes entre enrutadores, para encontrar el camino más corto (en términos de retardo o número de saltos intermedios). Este camino queda registrado, para ser utilizado en las transmisiones posteriores.

MOSPF complementa la base de datos de enrutamiento de OSPF con el registro de los *Anuncios de estado de enlace (Link State Advertisements, LSAs)*, que describen la membresía de los grupos. De esta forma, los enrutadores MOSPF pueden evaluar el RPF [50] y los *joins y prunes* localmente, puesto que enrutador posee información completa sobre la topología de enrutamiento y la ubicación de los receptores.

Los enrutadores que pertenecen a un árbol pueden construir árboles óptimos entre la fuente y los receptores, sin tener que recurrir a las inundaciones. Dichos árboles se construyen cuando un datagrama enviado por una fuente llega al enrutador en cuestión, de modo que los enrutadores que no pertenecen a un árbol no necesitan efectuar evaluaciones o cálculos con respecto al grupo.

La principal ventaja de MOSPF es su capacidad de responder rápidamente a los cambios en la topología de la red, puesto que permanece pendiente del estado de los enlaces para calcular los árboles de distribución. Esta capacidad, sin embargo, implica un aumento en el consumo de recursos computacionales a medida que el número de pares fuente-grupo aumenta.

Una solución a este inconveniente consiste en llevar a cabo la evaluación de los árboles de distribución *por demanda*. Esto quiere decir que un árbol de distribución se calculará sólo cuando se reciba el primer paquete de una fuente S a un grupo G. Después, la información de membresías se emplea para podar las ramas que no llevan a ningún miembro del grupo.

Otra solución consiste en dividir el dominio de enrutamiento en áreas que estén interconectadas por un área central (Fig. 12). Los enrutadores de frontera informan al área central acerca de la presencia de al menos un

receptor en su respectiva área. Esto limita el número de LSAs a uno por grupo.

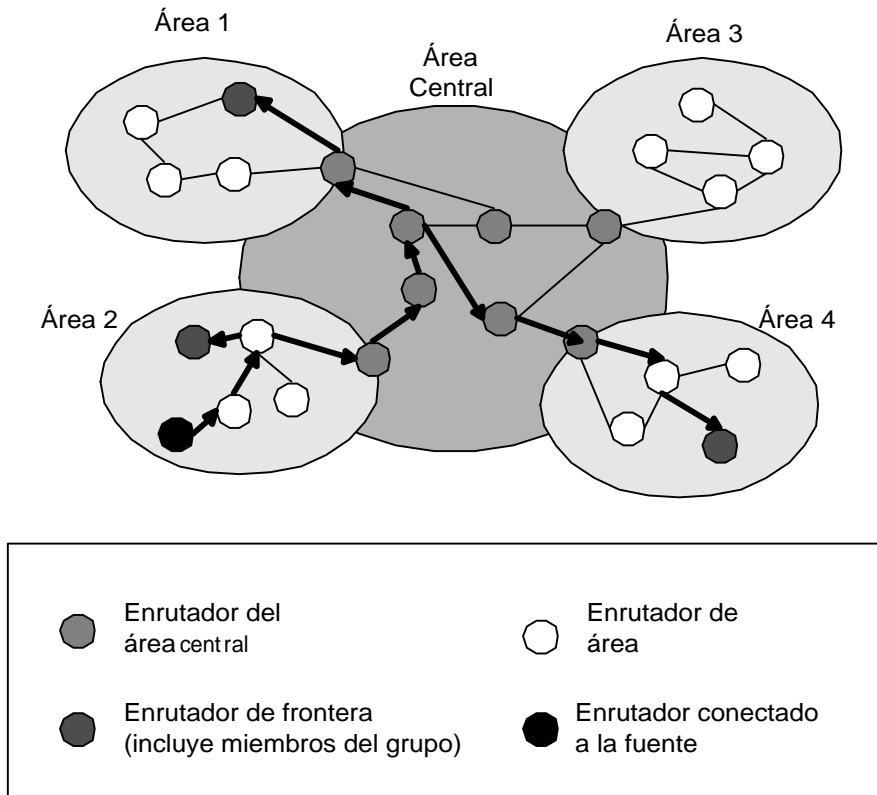


Figura 12. Árbol multicasting para una fuente en el que se aplica la división de la red en áreas conectadas a un área central. Los enrutadores de frontera advierten la existencia de miembros del grupo en sus respectivas áreas al área central

5. METODOLOGÍA DE EXPERIMENTACIÓN

Una vez que se ha estudiado y analizado el procedimiento de generación de topologías de Internet, y la naturaleza y características de los protocolos IP multicast, se puede llevar a cabo la asociación de estos conceptos, con el fin de llevarlos a la práctica, en este caso mediante el establecimiento de un entorno de simulación. Como se indicó en el Capítulo 2, la implementación de los protocolos IP multicast se valida mediante unos *escenarios de verificación*, que si bien involucran la implementación de estos algoritmos, son demasiado simples y no representan las características de las redes de telecomunicaciones reales. Esto justifica el desarrollo de escenarios de prueba que incorporen condiciones y especificaciones que se ajusten más a la realidad.

5.1 Escenarios de verificación

Para la verificación de los protocolos de enrutamiento IP multicast se propusieron tres modelos básicos a partir de los cuales se pueden generar todas las topologías de red [16]. Usualmente estos escenarios se prueban con paquetes de 512 y 1000 bytes, y con capacidades de enlace de 10 Mbps.

5.1.1 Modelo String

En este escenario (Fig. 13), el nodo S oficia como fuente y el nodo R como receptor. El nodo 3 se encarga del control del grupo, es decir, de la administración del protocolo IGMP.

El nodo R se programa para que en determinados instantes se desconecte de la transmisión (*prune*) y se reincorpore a ésta (*graft*).

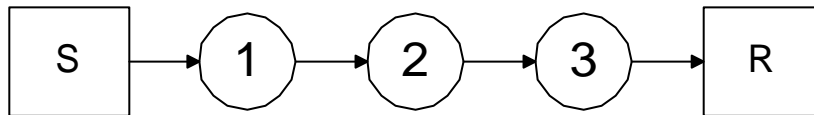


Figura 13. Modelo String para verificación de protocolos de enrutamiento IP multicast

5.1.2 Modelo Tree (Normal, Join)

En este escenario (Fig. 14) el nodo S oficia como fuente y los nodos R1, R2 y R3 son los receptores. R1 y R2 están en operación normal (están conectados permanentemente), mientras que R3 se une sobre la marcha (*join*). El nodo 1 es el RP (para el caso particular del protocolo PIM-SM), mientras que el nodo 3 administra el protocolo IGMP.

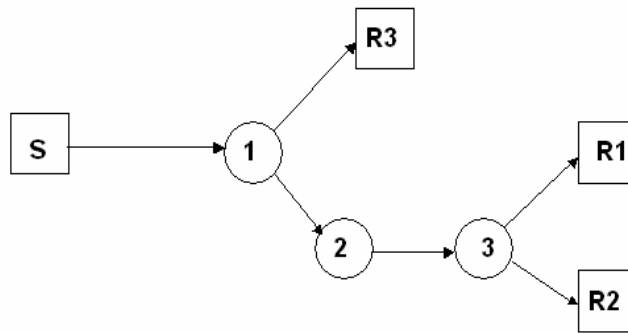


Figura 14. Modelo Tree (Normal, Join) para verificación de protocolos de enrutamiento IP multicast

5.1.3 Modelo Tree (Prune, Graft)

En este escenario (Fig. 15) el nodo S actúa como fuente y los nodos R1-R5 como receptores. R1 y R2 están en operación normal (conectados permanentemente), mientras que R3, R4 y R5 se desconectan (*prune*) y se reincorporan (*graft*). El nodo 1 es el RP (en el caso del protocolo PIM-SM), y por su parte el nodo 2 se encarga de la administración del protocolo IGMP.

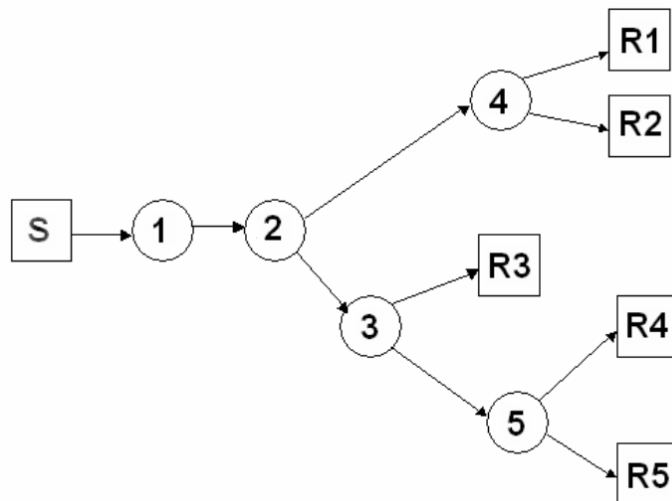


Figura 15. Modelo Tree (Prune, Graft) para verificación de protocolos de enrutamiento IP multicast

5.2 Consideraciones sobre redes multicast reales

Para establecer un modelo que ofrezca la mayor aproximación posible a las redes multicast prácticas, es necesario seguir tres procedimientos. En primer lugar, se establecen pautas para la generación de topologías cuya estructura se aproxime a los modelos reales de estas redes. Posteriormente, se especifican los parámetros típicos de las transmisiones multicast, y finalmente, se definen las métricas que permiten la evaluación del desempeño de dichas transmisiones.

Mediante la generación de la topología de la red, se establece la forma en la que los componentes de ésta se distribuyen y se conectan, y las características de estos componentes (tales como la organización jerárquica de los nodos y el ancho de banda de los enlaces). Entre los parámetros de transmisión, para el caso concreto de IP multicast, se deben incluir el esquema de conexiones y desconexiones de los nodos de la red, y la designación de los nodos que oficiarán como fuentes y receptores durante la transmisión. Por último, con el fin de garantizar una ejecución de las pruebas lo más eficiente posible, y la correcta interpretación de los resultados obtenidos, se hace imperativo definir convenientemente las variables que se medirán, y los parámetros que cambiarán de una prueba a otra.

5.2.1 Generación de topologías

El proceso de generación de topología de una red consiste básicamente en determinar una distribución de nodos sobre un plano, y efectuar la posterior asignación de enlaces entre estos nodos. A partir de esta distribución de nodos y enlaces, se puede establecer una estructura jerárquica de los

nodos, y se fijan otros parámetros, tales como el ancho de banda de los enlaces.

Como se indicó en el Capítulo 3, las coordenadas que definen la ubicación de cada uno de los nodos de la red, se pueden determinar a partir de funciones de densidad de probabilidad, de las cuales las más empleadas son las de tipo *uniforme* y de *cola pesada (Heavy-tailed)*. La distribución uniforme es la más sencilla y fue la primera que se mencionó en la literatura sobre modelamiento de redes [54], pero las distribuciones de cola pesada resultan más apropiadas, ya que permiten caracterizar distribuciones de nodos en los que éstos tienden a concentrarse alrededor de determinados puntos.

La presencia de puntos de concentración en los modelos de redes se justifica a partir de la observación de la forma en la que las grandes redes (y la población humana) se encuentran distribuidas [21]. Por lo tanto, al establecer un escenario de experimentación, conviene definir la ubicación de los puntos de concentración, así como el número de nodos y el nivel de concentración correspondientes a cada punto.

Para generar topologías de red que representen diversas condiciones de distribución de sus nodos, se pueden establecer unas reglas de diseño, basadas en las especificaciones de tamaño y número de los puntos de concentración. Estas reglas son:

- *Concentración de nodos alrededor de un único punto.* Esta regla representa el caso de las redes de las grandes ciudades.
- *Conexión entre puntos de concentración.* Si bien esta regla de diseño hace referencia más a los enlaces entre los nodos que a éstos, se

debe tener en cuenta, ya que se desprende de la concentración de los nodos en ciertos puntos. Los grupos de nodos se conectan entre sí por unos pocos enlaces de gran capacidad. Esto representa el caso de las conexiones entre las redes de grandes ciudades.

- *Puntos de concentración con diferente número de nodos y/o nivel de concentración.* Es posible que se conecten entre sí ciudades pequeñas con ciudades grandes, o regiones cuyo número de nodos es similar, pero la densidad por unidad de área de la ubicación de éstos es diferente. Esta regla de diseño incorpora estos casos.
- *Presencia de nodos aislados.* En las redes reales se observa la presencia de nodos distantes de los puntos de concentración. Esta regla tiene en cuenta ese caso.

Con el fin de modelar la estructura jerárquica de la red, se puede partir del hecho de que los nodos de Internet se agrupan en tres grandes categorías: los nodos finales o *nodos de LAN*, los nodos de puentes, enrutadores y *switches (nodos de MAN)*, y los nodos de puerta de enlace o *gateway (nodos de WAN)* [55]. Si un servidor de la red pertenece a múltiples instancias, se representa como múltiples nodos, uno en cada categoría. Por ejemplo, si un servidor pertenece a una MAN y a una LAN, se debe representar como un nodo de LAN y un nodo de MAN conectados entre sí.

En la implementación práctica de redes multicast [3] se recomienda que para el buen desempeño de la transmisión, deben conectarse máximo 5 WANs, 10 MANs y 5 LANs por cada MAN, lo que resulta en una red de máximo $5+10+5*10 = 65$ nodos. Si bien este número de nodos parece pequeño con respecto a las dimensiones que maneja Internet, coincide con las especificaciones de los protocolos IP multicast más difundidos (Capítulo 4),

los cuales están diseñados para soportar aplicaciones dirigidas a *pocos* (menos de 20) usuarios.

Para la asignación de los enlaces de la red, se puede seguir esta regla de diseño [56]: los nodos de jerarquía alta (WAN en este caso) que se encuentran en la misma región geográfica, están altamente (o totalmente) conectados entre sí. Los nodos de jerarquía media (MAN) se conectan con un nodo cercano de jerarquía alta (WAN), o en su defecto con uno de jerarquía media (MAN). Los nodos de jerarquía baja (LAN) se conectan con un nodo cercano de jerarquía media (MAN), o en su defecto con uno de jerarquía baja (LAN). Según el número de nodos y la cercanía entre estos en una red local, es posible crear enlaces adicionales.

Esta estrategia de conexión de la red se rige intrínsecamente por el modelo de Waxman [8], que define como criterio para el establecimiento de enlaces de la red la distancia entre los nodos (Capítulo 3). Sin embargo, como no siempre la distancia es un factor decisivo o relevante para determinar la presencia de un enlace, se puede recurrir al modelo Barabási-Albert [22], el cual da preferencia para el establecimiento de enlaces, a los nodos con mayor número de conexiones.

En cuanto a los anchos de banda de los enlaces, si bien en el Capítulo 3 se mencionó que algunos modelos de generadores de topología y de simuladores de redes especifican los anchos de banda como variables aleatorias, resulta más realista asignar valores determinísticos para las capacidades de canal, según la estructura jerárquica de la red. Teniendo en cuenta las tecnologías estándar [55], algunos valores de referencia para los anchos de banda son: 97 Mbps (enlace T4), 32 Mbps (enlace T3), 139 Mbps (enlace E4), 34 Mbps (enlace E3) y 100 Mbps (Fast Ethernet) para los

enlaces principales; 6 Mbps (enlace T2), 8 Mbps (enlace E2) y 10 Mbps (Ethernet) para los enlaces secundarios, y 1.5 Mbps (enlace T1) y 2 Mbps (enlace E1) en el caso de los enlaces menores.

Como ejemplo de la relación intrínseca entre la jerarquía de los nodos y el ancho de banda de los enlaces, se puede mencionar el escenario de simulación presentado en [57], en el cual se estableció una WAN de 5 nodos principales (uno para cada punto de concentración), conectados entre sí por 6 enlaces de 34 Mbps (de tipo E3); a su vez, se incorporaron 25 nodos MAN, conectados a los nodos WAN mediante enlaces de 8 Mbps (tipo E2), y 75 nodos LAN, conectados a los nodos MAN por enlaces de 2 Mbps (tipo E1).

Si se revisan las redes multicast que se han implementado en la práctica, se observa que la de mayor cobertura es la red MBone (Multicast Backbone for the Internet) [58], la cual conecta 85 nodos en 20 países (Fig. 16). Esta red tiene cinco puntos de alta concentración (Estados Unidos, Reino Unido,

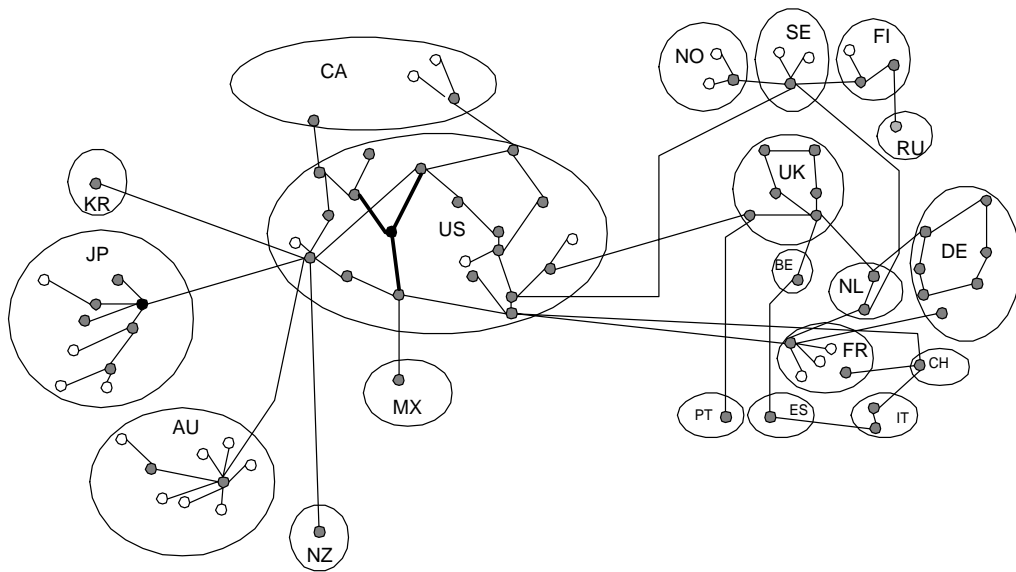


Figura 16. Topología de la red MBone

Australia, Japón y Alemania), que comprenden 57 nodos, mientras que los 30 nodos restantes se encuentran más bien dispersos. La capacidades de canal implementadas en la red MBone son de 100, 34 y 2 Mbps.

5.3 Parámetros de las transmisiones multicast

Una vez que se ha establecido el modelo de red que será sometido a prueba, se debe proceder a determinar aquellas características de la transmisión cuyas modificaciones permitan obtener una muestra que resulte lo suficientemente representativa del desempeño de la red.

La naturaleza cambiante de Internet influye en los resultados que se obtienen en los experimentos llevados a cabo en diferentes instantes. Esto obliga a determinar cada una de las características de la red y de la transmisión que la soporta, y sus posibles valores o condiciones variables.

Idealmente, se deberían realizar experimentos en los que se va modificando una sola variable, mientras que las demás especificaciones de la red y de la transmisión permanecen fijas. Sin embargo, este proceso resulta dispendioso, puesto que se tendría que efectuar un gran número de simulaciones, y como producto de éstas, se dispondría de una cantidad considerable de resultados por clasificar y analizar. Por otra parte, esta estrategia no garantiza una aproximación adecuada al comportamiento real de las redes, dado que los diversos factores involucrados interfieren entre sí, de modo que no resulta conveniente analizarlos de forma independiente.

Los parámetros de las transmisiones multicast se pueden clasificar, según su función, en tres grandes categorías: los parámetros que tienen que ver con el

establecimiento de los grupos multicast, los que hacen referencia al tráfico multicast como tal, y aquellos relacionados con el tráfico de fondo de la red. Por fuera de estas categorías se encuentran las especificaciones propias de la topología de la red -que se abordaron en la sección anterior-, y los protocolos IP multicast empleados, que si bien influyen en el desempeño de las transmisiones, su implementación obedece más a las políticas de administración de la red, que a criterios técnicos.

5.3.1 Establecimiento del grupo multicast

Multicast se puede implementar en diferentes capas de la pila de protocolos, tales como la capa física [59], la capa de red [60] y la capa de aplicación (como en el caso de las redes *Peer to Peer* o *P2P*) [61]. La aplicación por excelencia de multicast en la capa de red es IP multicast, el cual está basado en un modelo de servicio abierto [62], de modo que los usuarios no tienen restricciones para crear o unirse a grupos multicast, y las fuentes no necesitan pertenecer a un grupo para enviar mensajes. El Protocolo de Administración de Grupos de Internet (*Internet Group Management Protocol, IGMP*) [46] se encarga de administrar los grupos multicast, conjuntamente con el protocolo IP multicast seleccionado. IGMP es una parte integral de la capa IP en todos los servidores y enrutadores que soportan multicast.

Los principales parámetros sujetos a modificación en lo que concierne al establecimiento de los grupos multicast son la ubicación y el número de fuentes y receptores establecidos para cada transmisión, así como el esquema de conexión y desconexión de los nodos receptores durante el desarrollo de ésta.

Con el fin de seguir las directivas de administración de la red, resulta más conveniente establecer una fuente en cada uno de los nodos principales de los puntos de mayor concentración [3]. En cuanto al número de receptores, si bien se puede establecer que todos los nodos terminales, o un porcentaje de éstos, sean receptores, en [63] se presenta un análisis estadístico del que se concluye que existe una relación exponencial entre el número de potenciales receptores y el número total de nodos de la red. Esta relación se puede formular mediante una ley de potencia, con un factor exponencial de aproximadamente 0.7 (Fig. 17).

Este comportamiento estadístico de las redes multicast se puede explicar de la siguiente forma: en las redes pequeñas se requiere un número relativamente alto de nodos intermedios, esto debido a que es necesario garantizar la conexión de cada uno de los receptores (por más aislados que éstos se encuentren) a las potenciales fuentes. A medida que aumenta el tamaño de las redes, se incrementa el número de potenciales receptores, de modo que se hace más probable que un nodo intermedio esté compartido por varios receptores. A este fenómeno se le conoce como *reutilización de los árboles multicast*. En la Fig. 17 se observa que en un grupo del orden de decenas de receptores hay un receptor por cada 10 nodos, mientras que en un grupo del orden de centenas de receptores, se presenta a lo sumo una relación de un receptor por cada 5 nodos.

En lo que respecta a la conexión y desconexión de los nodos durante la transmisión multicast, estos fenómenos se dividen en tres categorías: conexiones (*joins*), que ocurren cuando un nodo se une a la transmisión por primera vez; desconexiones (*prunes*), que se presentan cuando un nodo participante de la transmisión se retira de ésta; y reconexiones (*grafts*), que

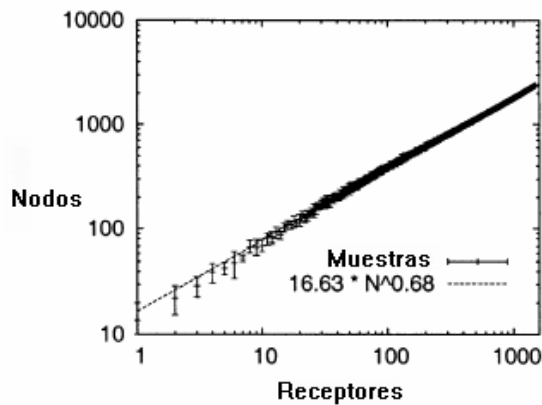


Figura 17. Relación entre el número de nodos y el número de receptores para diversas muestras de redes multicast, y su aproximación a una ley de potencia (Tomada de [63])

acontecen cuando un nodo que se había retirado, se reincorpora a la transmisión. Si bien estos eventos se presentan de forma arbitraria, estadísticamente se observa que la mayor parte de estos movimientos ocurre en los primeros 100 segundos de la transmisión [57].

La última consideración con respecto al establecimiento del grupo multicast hace referencia al *Punto de encuentro (RendezVous Point o RP)*, el cual es un nodo requerido por algunos protocolos IP multicast para almacenar información del grupo (Capítulo 4). Al igual que en el caso de las fuentes, se recomienda ubicar este punto en uno de los nodos principales de uno de los puntos de mayor concentración de la red [3].

5.3.2 Tráfico multicast

Las direcciones características de una transmisión IP multicast son las direcciones del grupo. Un dispositivo IP se une al grupo, luego de reconocer las direcciones IP de éste y reprogramar su tarjeta de interfaz de red (NIC) para copiar el tráfico correspondiente al grupo.

El tráfico multicast es, por lo general, unidireccional. Dado que muchos servidores se encuentran recibiendo los mismos datos, resulta poco conveniente permitir que alguno de los servidores envíe paquetes hacia la fuente a través del grupo multicast. En lugar de eso, se les permite a los receptores generar tráfico unicast hacia la fuente.

Los servidores que desean recibir datos de una fuente multicast pueden conectarse o desconectarse del grupo en forma dinámica. De igual modo, un nodo puede hacer parte de más de un grupo multicast en forma simultánea.

La principal consideración que se debe tener en cuenta para diseñar un esquema de tráfico multicast es garantizar que se envíe dicho tráfico a los miembros del grupo, de la forma más eficiente posible, tratando de no perturbar a los servidores que no hagan parte del grupo.

Además de los anchos de banda de los enlaces, un parámetro de la red que tiene relación con el tráfico multicast es el tamaño de buffer en los enrutadores. Comercialmente están disponibles enrutadores para tráfico multimedia (audio y video) con tamaños de buffers entre 256 KB y 2MB [3]. En [64] se demuestra que una capacidad de 512 KB permite manejar eficientemente hasta 16 solicitudes de transmisión.

Un parámetro que se desprende del desempeño de la red -y que se debe tener en cuenta al efectuar simulaciones- es el *Retardo de propagación de extremo a extremo (end-to-end)*. En [65] se establece que este retardo tiene tres componentes: *retardo de conmutación*, *retardo de cola*, y *retardo de propagación*. El retardo de conmutación es un valor constante, que hace referencia al procesamiento en los enrutadores (se considera un valor típico de 10 ms [66]). El retardo de cola se relaciona con la utilización de los

anchos de banda y es una medida indirecta de la probabilidad de desbordamiento de los buffers (*buffer overflow*). Por último, el retardo de propagación se atribuye a los canales, y depende de las distancias entre los nodos. Los valores calculados para este retardo se encuentran entre 1 y 4 ms para los enlaces entre nodos de jerarquía baja, y entre 8 y 12 ms para los de jerarquía alta [67].

Junto a los parámetros propios de la red, se deben tener en cuenta los parámetros de la transmisión multicast como tal. El tamaño típico de paquete en las transmisiones multimedia es de 256 bytes, aunque puede tomar valores de 64, 128, 192, 256, 512 y 1024 bytes [68]. Con respecto a las tasas de transmisión, sus valores típicos fluctúan entre 32 y 256 kbps para audio [69], y entre 128 y 1024 kbps para video [70], mientras que los tamaños de archivo varían entre 2 MB y 5 MB para audio [69], y entre 10 y 500 MB en el caso de las transmisiones de video [70].

Como ejemplo de tráfico IP multicast, se puede mencionar que en [66] se caracteriza audio con paquetes de 200 bytes, enviados a intervalos seleccionados aleatoriamente entre 2.5 y 7.5 ms, representando así una transferencia de un archivo de audio con una tasa de transmisión variable entre 27 y 80 kbps.

5.3.3 Tráfico de fondo

Se han efectuado diversos estudios acerca de la caracterización del tráfico de Internet [68, 71-73], con el objetivo particular de establecer un modelo apropiado para el tráfico de fondo de una red en la que se lleva a cabo una transmisión multicast. En principio, en un modelo de tráfico de fondo resulta imprescindible incluir los protocolos TCP y UDP, desarrollados en sus

correspondientes aplicaciones. En el caso de TCP, las aplicaciones más comunes son HTTP, FTP, correo electrónico y Telnet, mientras que las aplicaciones del protocolo de transporte UDP son básicamente transmisiones de audio y video.

Como ejemplo concreto de especificaciones de tráfico de fondo para transmisiones multicast, se puede reseñar una relación de 10 a 1 entre el número de paquetes TCP y el número de paquetes UDP (escenarios de simulación con 10000 a 50000 paquetes TCP y 1000 a 5000 paquetes UDP [74]). En lo referente al tamaño de paquete, los valores nominales se encuentran entre 512 y 1024 bytes (532 bytes en [74], 1000 bytes para audio en [66] y 1000 bytes para video en [69]). Otros parámetros involucrados son la tasa de transmisión (entre 32 y 256 kbps) y el tamaño de archivo (entre 0 y 2048 KB) [69].

Finalmente, se debe tener en cuenta un parámetro que si bien es intrínseco de las transmisiones multicast reales, en el caso del establecimiento de escenarios para simulación se convierte en una variable de entrada; dicho parámetro es el tiempo de simulación. En los estudios realizados, este tiempo abarca valores desde el rango entre 100 y 450 segundos [57], hasta 40 minutos [67]. Sin embargo, la escogencia del tiempo de simulación no debe ser arbitraria, puesto que un valor muy pequeño puede causar que los resultados obtenidos no representen una muestra confiable. Una prueba para determinar el tiempo de simulación se describe en la próxima sección.

5.4 Métricas de desempeño

Cada aplicación o política de administración persigue ciertos objetivos, los cuales se reflejan en unos valores estipulados para las métricas de desempeño; a su vez, cada protocolo está diseñado para cumplir con unas especificaciones puntuales, y por lo tanto, la escogencia del protocolo IP multicast incide directamente en el desempeño esperado de la transmisión. Entre los indicadores que se supervisan para determinar este desempeño, se encuentran el consumo de ancho de banda, el cual se regula mediante políticas de control de congestión que buscan evitar en lo posible las retransmisiones, y la calidad de servicio, la cual está asociada con políticas basadas en la transmisión de secuencias correctas y en la corrección de errores. En cualquier caso, se deben tener en cuenta la escalabilidad de la red, es decir, la capacidad de mantener el desempeño a pesar de los cambios en el tamaño de ésta, y la heterogeneidad, o la capacidad de permitir la conexión a la red de elementos basados en otros protocolos o directivas.

Los indicadores de desempeño de las transmisiones se supervisan para cada enlace o paquete, y estadísticamente se analizan a partir de valores promedio, máximos o mínimos. Estos valores pueden ser absolutos (cantidades) o relativos (porcentajes). La idea de realizar experimentos es variar un parámetro (o unos pocos parámetros), mientras se mantienen sin modificación los demás; algunos parámetros pueden no requerir cambios en ningún momento, como en este caso ocurriría con el tráfico de fondo. El estudio de las métricas de desempeño para las transmisiones IP multicast tiene dos enfoques: el análisis de pérdida de paquetes, y el análisis de tiempo [57].

5.4.1 Análisis de pérdida de paquetes

La principal causa de pérdida de paquetes es el desbordamiento o saturación (*overflow*) de los buffers de los enrutadores. La tasa de pérdida de paquetes se monitorea para cada enlace, mediante la observación de las ausencias en las secuencias de llegada de paquetes a los receptores. Una métrica que se puede relacionar con la pérdida de paquetes es la índice de utilización de los enlaces, es decir, la relación entre el tráfico que se transmite a través del enlace y el máximo tráfico posible que se puede transmitir por éste (correspondiente a la capacidad del enlace, multiplicada por el tiempo transcurrido).

Conociendo las estadísticas de pérdida de paquetes y utilización de cada enlace, se puede generar una gráfica del porcentaje de paquetes perdidos (en escala logarítmica), contra el porcentaje de utilización del enlace (en escala lineal) [57].

Entre los paquetes perdidos es posible identificar algunos paquetes que una buena parte de los receptores perdió. Estos paquetes con alto nivel de pérdida generalmente se producen al perderse cerca de la fuente multicast. A este fenómeno se le conoce como *correlación espacial de pérdida de paquetes* [75], y es un indicador del desempeño de la estructura principal (*backbone*) de la red.

Con respecto a la pérdida de paquetes, también es posible identificar aquellos instantes en los que se pierde una gran cantidad de paquetes [53], así como también detectar la presencia de ráfagas de paquetes perdidos, esto con el fin de determinar el nivel de *correlación temporal de pérdida de paquetes*. Para toda la red, se observan las sucesiones o ráfagas de

paquetes perdidos, y se clasifica la ocurrencia de estas ráfagas, según su longitud. De aquí se obtiene una gráfica de la ocurrencia de ráfagas de paquetes perdidos (en escala logarítmica) en función de la longitud de la ráfaga (en escala lineal) [57].

Para observar la estabilidad (y por ende la confiabilidad) de las simulaciones, se procede a graficar el porcentaje de paquetes perdidos en función del tiempo de simulación transcurrido. Esto puede hacerse para toda la red, o para algunos enlaces seleccionados, teniendo en cuenta los diferentes niveles de jerarquía [66]. A partir de esta gráfica, es posible determinar el tiempo de simulación adecuado, en lugar de fijarlo arbitrariamente.

Un análisis adicional que se puede realizar a partir de la pérdida de paquetes, es la evaluación del desempeño de los protocolos. Para cada receptor se pueden comparar los porcentajes de pérdida de paquetes obtenidos con cada protocolo. Otra métrica útil para evaluar el desempeño de cada protocolo, es el número de paquetes duplicados que llegan a cada receptor.

5.4.2 Análisis de tiempo

Algunas aplicaciones deben sacrificar la efectividad de la transmisión en favor del tiempo, de modo que éste representa una estadística cuyo análisis se debe tener en cuenta. Para enlaces con diferentes niveles de jerarquía, se puede graficar el tiempo de llegada de cada paquete, en función del número de paquete. Esta gráfica permite analizar el tiempo que consume la retransmisión de los paquetes perdidos (*recovery time*).

Desde el punto de vista de los protocolos, observar el tiempo de llegada de los paquetes, permite evaluar la capacidad de ordenamiento de los protocolos. Esta es una característica relevante en el caso de aquellas aplicaciones en las que el orden de la transmisión de los paquetes es un factor crítico (por ejemplo, las transmisiones en tiempo real).

Si se relacionan el tiempo de llegada de los paquetes, y el tamaño de la topología de la red, es posible analizar el desempeño de los protocolos, así como la conveniencia de utilizar cada modelo de conexión de nodos (Waxman o Barabási-Albert) [67].

6. SIMULACIONES Y ANÁLISIS DE RESULTADOS

6.1 Escenarios de simulación propuestos

Para establecer los escenarios de prueba sobre los cuales se llevarán a cabo las simulaciones, se tuvo en cuenta la metodología descrita en el Capítulo 5. Un escenario adecuado debe plasmar las características de las redes reales, en un modelo sencillo y con variables bien definidas.

La diferencia fundamental entre los escenarios seleccionados para este proyecto es la topología. Dado que las redes reales presentan concentraciones de nodos en puntos específicos, esta característica se toma como punto de partida para la construcción de los escenarios de prueba. De esta manera, se considera como *Escenario 1* una topología en la que 60 nodos se concentran en un punto (Fig. 18), y como *Escenario 2* una topología en la que 80 nodos se concentran en dos puntos (Fig. 19). Para la generación de los enlaces en estos dos escenarios, se utilizó el criterio de distancia (modelo Waxman [8]).

El *Escenario 3* se define como una topología conformada por 100 nodos que se concentran en dos puntos, con la presencia de algunos nodos alejados de los puntos de concentración. Para este escenario, las conexiones entre los nodos se definieron según el modelo Waxman (Fig. 20). El *Escenario 4* (Fig. 21), coincide exactamente con el *Escenario 3* en lo referente a la distribución de los nodos, pero difiere con éste en que los enlaces fueron determinados

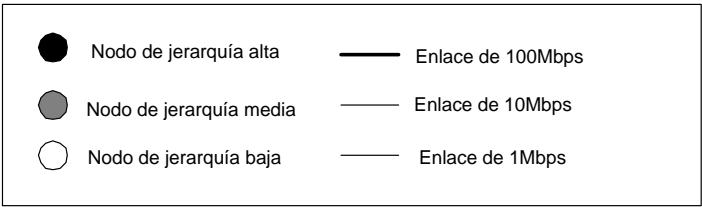
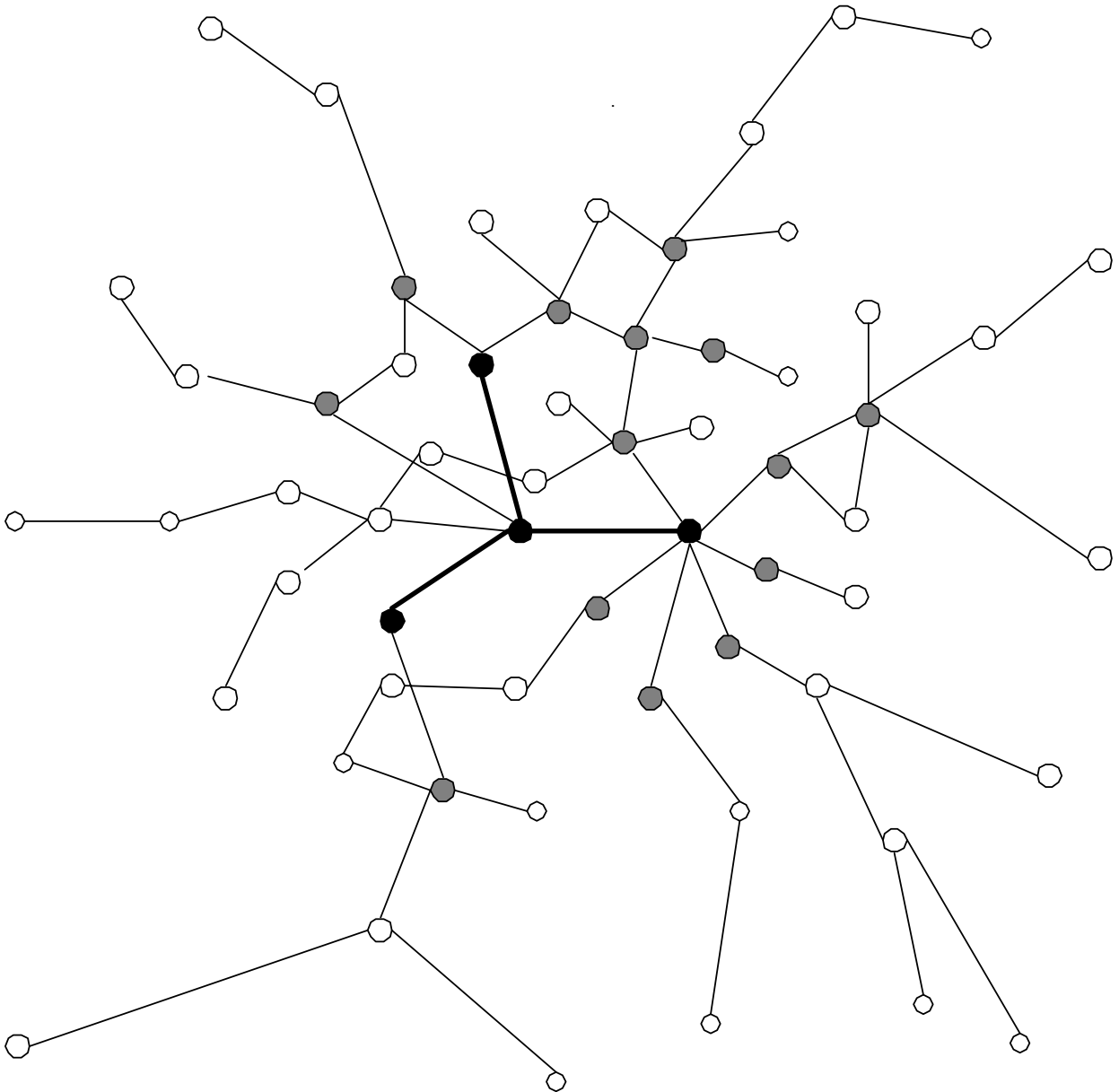


Figura 18. Escenario 1. Topología de 60 nodos concentrados en un punto, con enlaces generados a partir del modelo Waxman

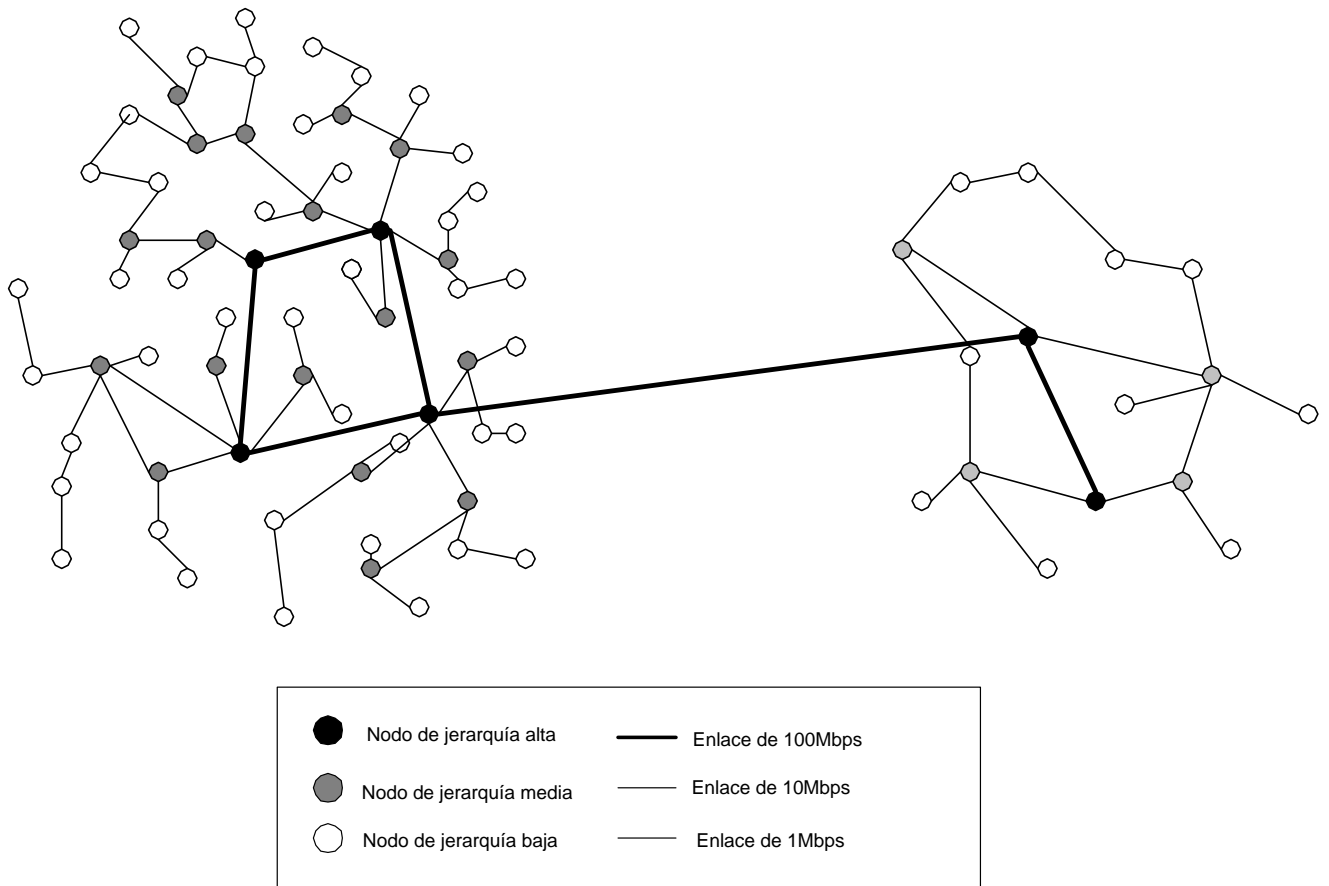


Figura 19. Escenario 2. Topología de 80 nodos distribuidos en dos puntos de concentración, con enlaces asignados a partir del modelo Waxman

según el criterio de conexión preferencial (modelo Barabási-Albert [22]). Estos dos escenarios fueron definidos con el fin de observar el efecto del criterio de conexión de los nodos en el desempeño de la red.

Finalmente, como *Escenario 5* se considera el caso de una topología real, como la red MBone (Fig. 22), la cual consta de 87 nodos, conectados por 85 enlaces. Este escenario se utiliza para evaluar el desempeño de los diferentes protocolos IP multicast.

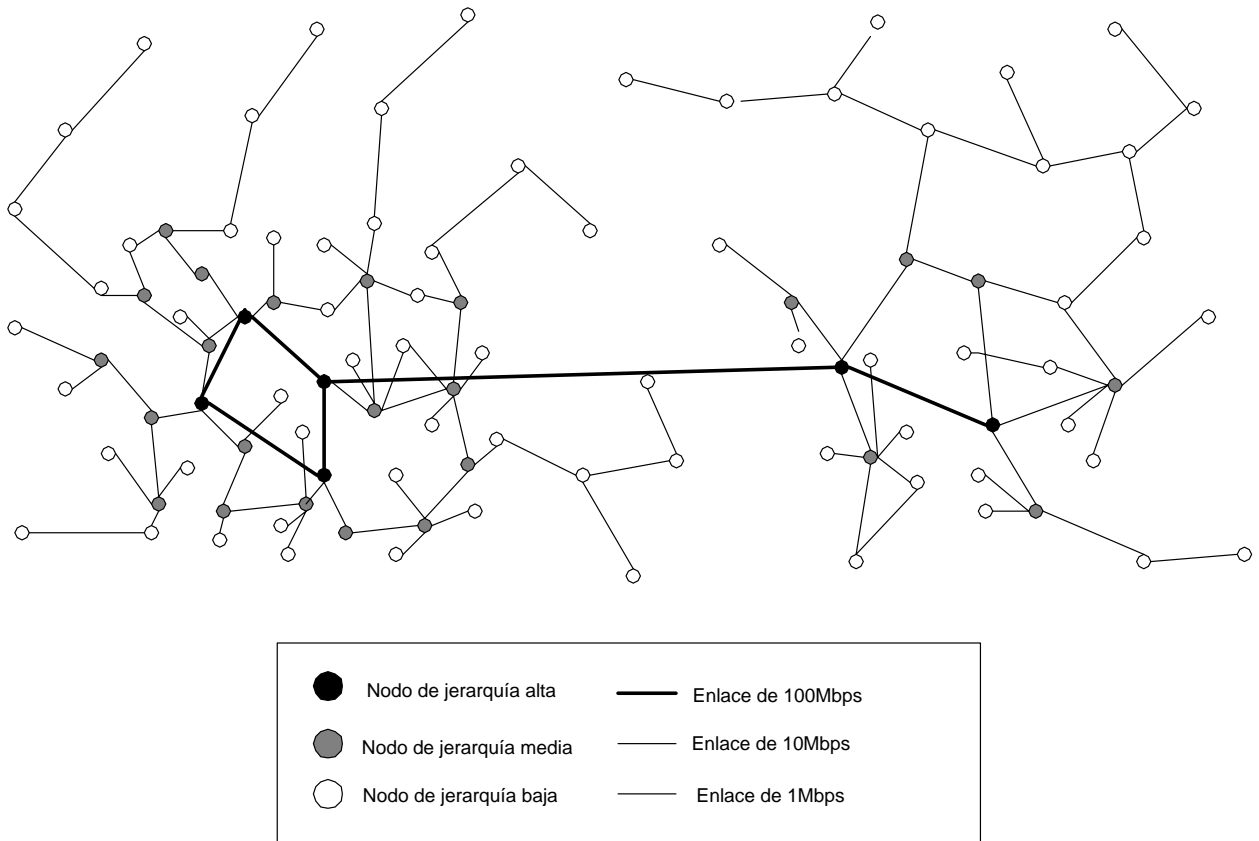


Figura 20. Escenario 3. Topología de 100 nodos distribuidos en dos puntos de concentración y nodos dispersos, con enlaces asignados a partir del modelo Waxman

A partir de las especificaciones enunciadas en el Capítulo 5, se definen los parámetros para el desarrollo de las simulaciones. Estos son:

- Estructura jerárquica de tres niveles: WAN, MAN y LAN.
- Capacidades de los enlaces de 100, 10 y 1 Mbps, excepto para el *Escenario 5* (red MBone), en el que estas capacidades son de 100, 34 y 2 Mbps.
- Protocolo IP Multicast: PIM-DM, excepto para el *Escenario 5* (red MBone), en el que se comparan los protocolos DVMRP, PIM-DM, PIM-SM, y MOSPF. En todos los casos, el protocolo IGMP soporta el tráfico IP. Para el caso específico del protocolo PIM-SM, se establece

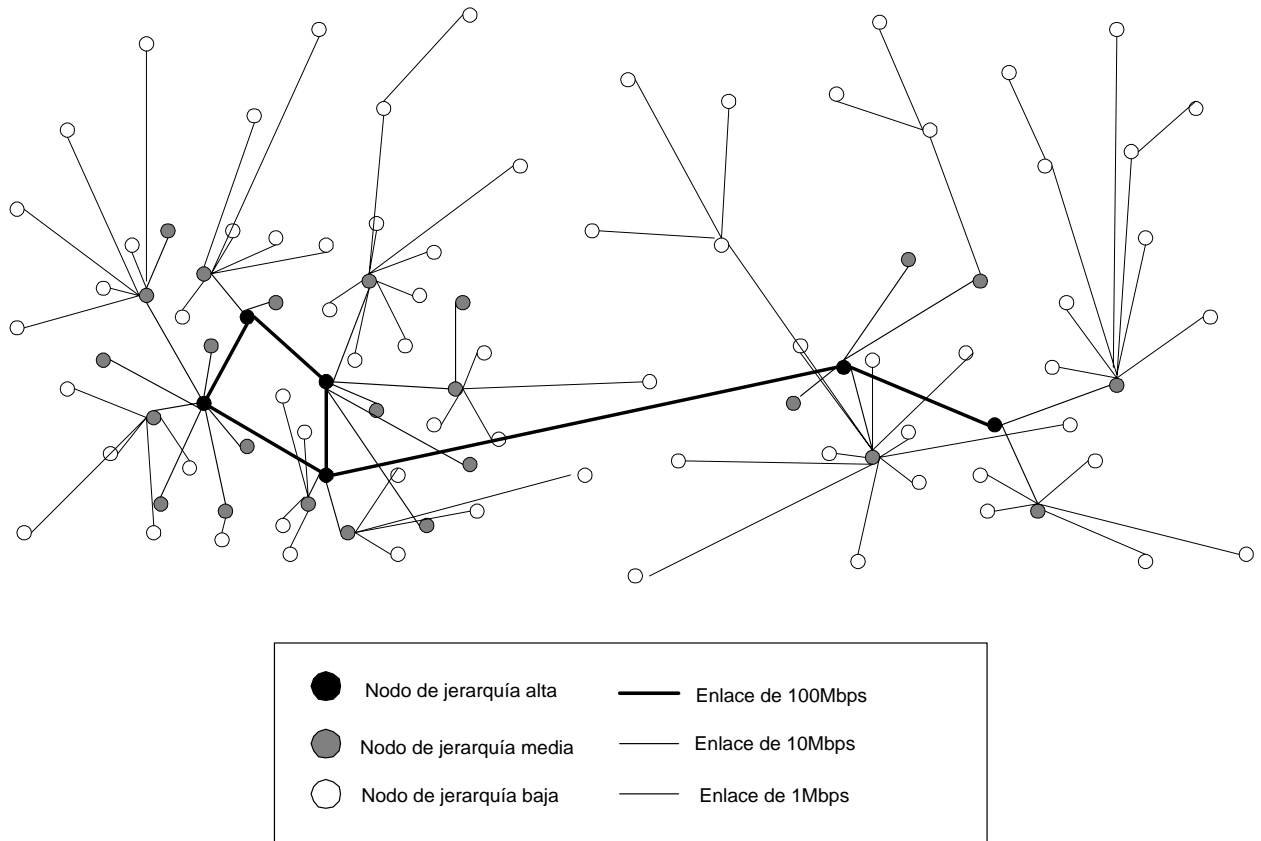


Figura 21. Escenario 4. Topología de 100 nodos distribuidos en dos puntos de concentración y nodos dispersos, con enlaces asignados a partir del modelo Barabási-Albert

el Punto de Encuentro (*Rendezvous Point*) en el nodo principal de Estados Unidos.

- Esquema de conexión/desconexión/reconexión (*join/prune/graft*) de los receptores, desarrollado mayoritariamente en los primeros 100 s de simulación.
- Para establecer las fuentes multicast se selecciona uno de los nodos de jerarquía alta por cada punto de concentración (los nodos principales de Estados Unidos y Japón, en el Escenario 5).
- Como receptores multicast se escogieron todos los nodos terminales de cada uno de los escenarios.

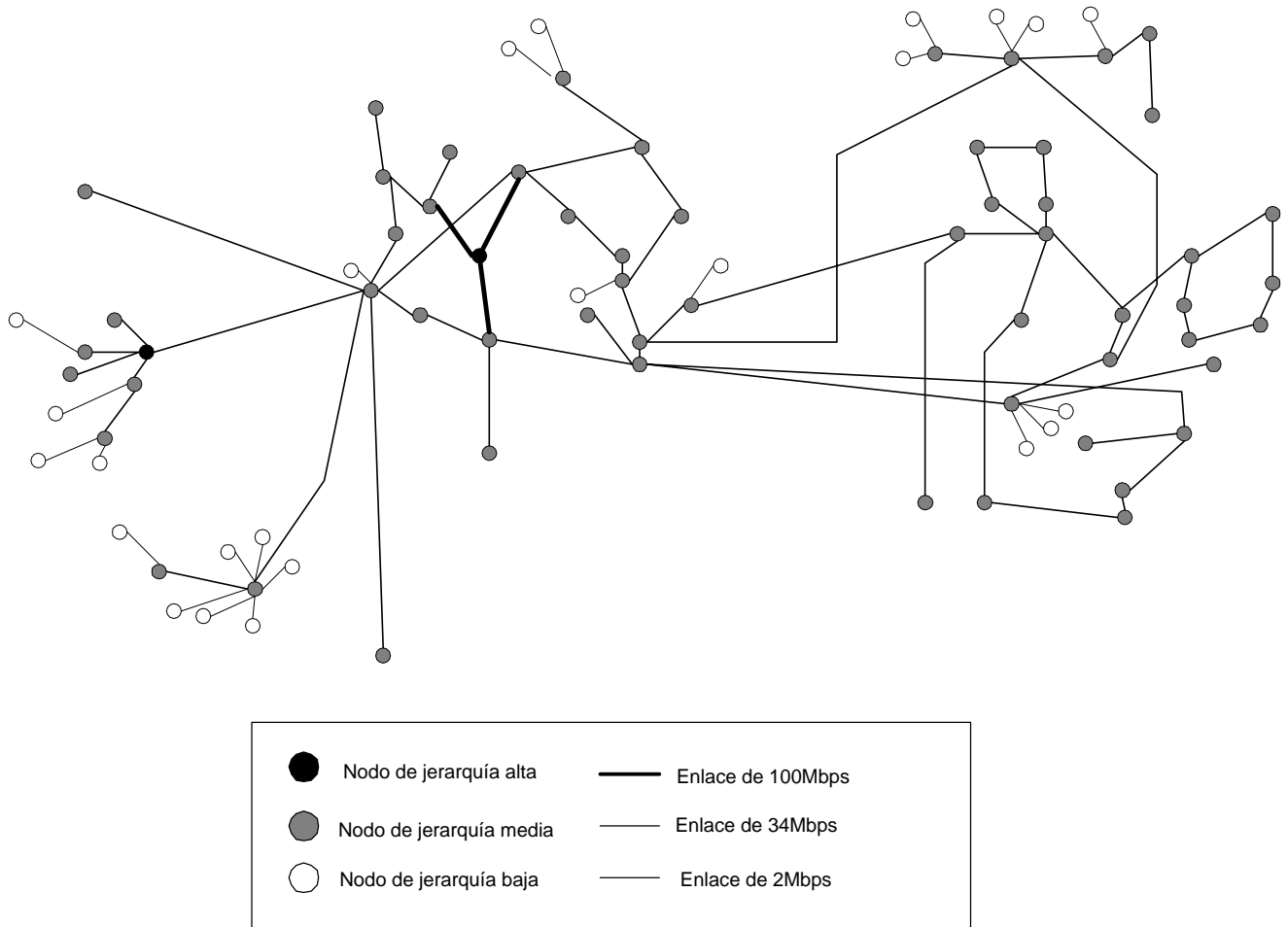


Figura 22. Escenario 5. Topología de la red MBone. 87 nodos

- Tráfico multicast con paquetes de 512 bytes, con una tasa de transmisión de 256 kbps y tamaño de archivo de 2MB.
- Tráfico de fondo TCP (FTP), con 40000 paquetes de 1024 bytes, distribuidos uniformemente en el tiempo, con un tamaño de archivo de 2 MB.
- Tráfico de fondo UDP (*Streaming* multimedia), con 4000 paquetes de 768 bytes, con una tasa de transmisión de 256 kbps.
- Tamaño de buffers en los enrutadores: 256 KB.
- Retardo en los buffers de los enrutadores: 10 ms.

- Tiempo de simulación inicial: 600 s.

Para la generación de topologías se utilizó la plataforma de programación de Matlab[®] [76], y los escenarios de simulación fueron implementados en Qualnet[®] Developer [17].

6.2 Experimentos realizados

Con los escenarios y parámetros establecidos en la sección anterior, se procede a realizar pruebas con el fin de observar las métricas de desempeño enunciadas en el Capítulo 5. En primer lugar se consideran la pérdida de paquetes y utilización de los enlaces, posteriormente se compara el desempeño de los protocolos y de los modelos de generación de enlaces, y finalmente se analizan el tiempo de llegada de los paquetes y el tiempo conveniente para el desarrollo de las simulaciones.

6.2.1 Pérdida de paquetes y utilización de enlaces

La relación entre los porcentajes de pérdida de paquetes y utilización de enlaces se presenta en la Fig. 23 para el *Escenario 1* y en la Fig. 24 para el *Escenario 2*. El *Escenario 1* consta de 47 enlaces de baja capacidad (1 Mbps), de los cuales 25 están conectados a nodos finales (receptores de la transmisión multicast); también este escenario comprende 15 enlaces de mediana capacidad (10 Mbps), y 3 enlaces de alta capacidad (100 Mbps), que conectan entre sí los nodos de alta jerarquía de la red.

Las estadísticas de porcentaje de paquetes perdidos y utilización para cada uno de estos enlaces, corresponden a un punto en la Fig. 23. Los enlaces de

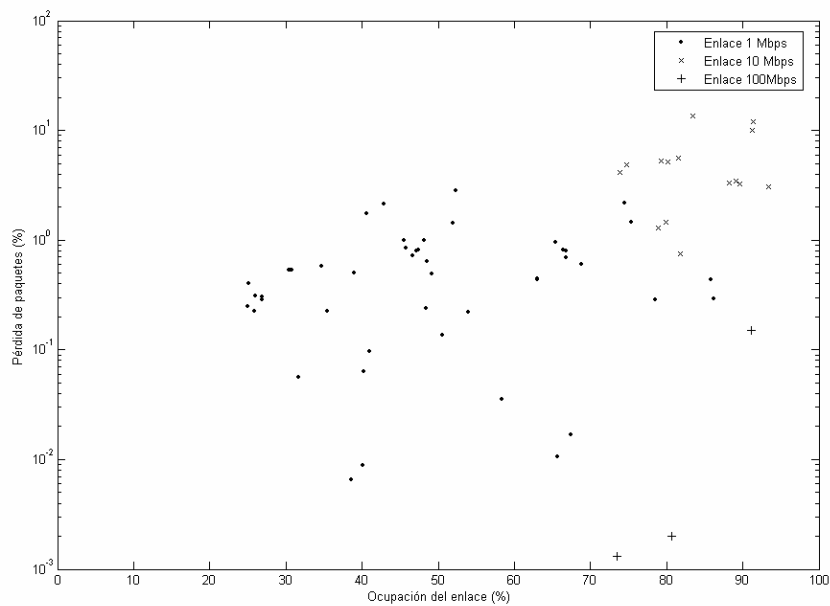


Figura 23. Gráfica de la relación entre el porcentaje de paquetes perdidos y el porcentaje de utilización para cada enlace. Escenario 1

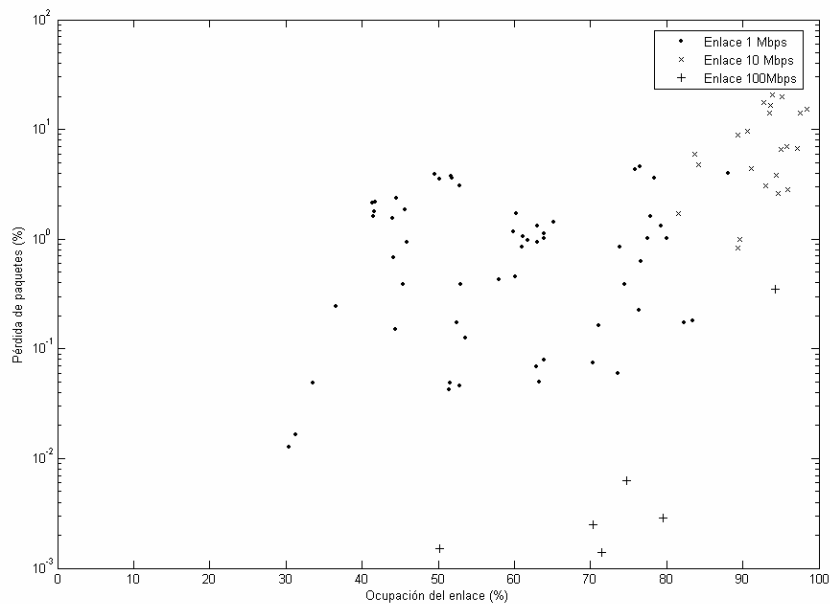


Figura 24. Gráfica de la relación entre el porcentaje de paquetes perdidos y el porcentaje de utilización para cada enlace. Escenario 2

baja capacidad tienen entre el 30 y el 70% de utilización y entre el 0.01 y el 2% de pérdida de paquetes. Por su parte, para los enlaces de mediana capacidad estos índices se encuentran entre el 80 y el 90%, y entre el 1 y 15% respectivamente, mientras que los tres enlaces de alta capacidad presentan los comportamientos más dispares: el de la derecha (Fig. 18) tiene el 91.1% de ocupación y el 0.15% de pérdidas, el de la región superior tiene 80.7% de ocupación y el 0.002% de pérdidas, y el de la derecha tiene 73.5% de ocupación y el 0.0013% de pérdidas.

Con respecto a estos resultados se puede anotar que existe la tendencia de presentarse un mayor nivel de pérdida de paquetes para los enlaces con mayor utilización. Por otra parte, los enlaces de capacidad media son los más utilizados, y por lo tanto los que presentan los mayores índices de pérdidas. Finalmente, se observa que entre los enlaces de alta capacidad, el más ramificado es el que presenta mayor utilización y mayores pérdidas.

Por su parte, el *Escenario 2* (Fig. 19) consta de 58 enlaces de baja capacidad (38 de ellos están conectados a los receptores), 22 de mediana capacidad y 6 de alta capacidad. Los enlaces de baja capacidad presentan entre el 40 y el 80% de utilización y entre el 0.01 y el 4% de pérdida de paquetes (Fig. 24). Para los enlaces de mediana capacidad estos indicadores se encuentran entre el 90 y el 98%, y entre el 2 y el 20% respectivamente.

En lo que respecta a los enlaces de alta capacidad, el que conecta los dos puntos de concentración de la red presenta el 94.3% de utilización y el 0.35% de pérdidas, el que se ubica en el punto de menor concentración de la red (a la derecha en la Fig. 19) tiene el 50.2% de utilización y el 0.0015% de pérdidas, mientras que los cuatro enlaces principales del punto de mayor concentración de la red de este escenario presentan comportamientos

similares, entre el 70 y el 80% de utilización y entre el 0.001 y el 0.005% de pérdida de paquetes.

A partir de estos resultados, se comprueban las tendencias formuladas para el *Escenario 1*, con la diferencia de que esta red es más ramificada, y por lo tanto los índices de utilización y pérdida de paquetes son mayores, especialmente en el caso de los enlaces de alta y mediana capacidad. En el caso del enlace que conecta los puntos de concentración de la red, es de esperarse que presente los mayores índices de utilización y pérdidas, puesto que se trata de la única ruta disponible entre dichos puntos. Un razonamiento similar justifica los bajos índices del enlace del punto de menor concentración, dado que se encuentra en una zona poco conectada de la red.

Cabe anotar que los valores típicos de pérdida de paquetes en el caso real de la red MBone se ubicaron entre el 0.002 y el 0.4% para los enlaces principales, y entre el 0.01 y el 21% para los enlaces de mediana capacidad [75].

Una estadística relacionada con la pérdida de paquetes es la correlación temporal de estas pérdidas, que se obtiene observando la longitud y ocurrencia de las ráfagas de paquetes perdidos en los receptores.

Cuando se reciben dos paquetes en su orden correcto, se dice que hay una ráfaga de longitud $n = 0$; si se presenta una pérdida entre dos paquetes recibidos correctamente, hay una ráfaga de longitud $n = 1$. En caso de presentarse la pérdida de dos paquetes entre dos paquetes bien recibidos, se trata de una ráfaga de longitud $n = 2$, y así sucesivamente.

Las Figs. 25 y 26 muestran la ocurrencia de ráfagas de paquetes perdidos, según su longitud, para los escenarios 1 y 2, respectivamente. Como punto de referencia se considera el caso en el que no existiera correlación temporal entre las pérdidas: si la tasa de pérdida de paquetes es q y se envían en total N paquetes, el valor esperado de las ráfagas de longitud n es $N(q^n(1-q))$.

Dado que los resultados obtenidos se encuentran por encima de los valores esperados, se concluye que existe la tendencia de presentarse ráfagas de paquetes perdidos. La divergencia es mayor en el caso del Escenario 2 (Fig. 26), dado que este escenario es más propenso a la pérdida de paquetes.

6.2.2 Desempeño de los protocolos

Para evaluar el desempeño de los protocolos IP multicast, se efectuaron simulaciones sobre el *Escenario 5*, que representa a la red MBone (Fig. 22), utilizando los protocolos DVMRP, PIM-DM, PIM-SM, y MOSPF. Para cada nivel de capacidad de enlace, se calculó el promedio de los porcentajes de pérdida de paquetes y de utilización de los enlaces. Los resultados se muestran en la Fig. 27.

En cuanto a la pérdida de paquetes, se observa que los protocolos PIM-DM, DVMRP y MOSPF presentan desempeños muy similares, y mejores que el del protocolo PIM-SM. Esto se debe a que este escenario es concentrado, es decir, buena parte de los nodos ofician como receptores de la transmisión, de modo que es de esperarse que los protocolos de modo denso presenten un mejor rendimiento. El comportamiento de los tres protocolos es similar, puesto que están fundamentados en el mismo mecanismo: la inundación y poda (*flood and prune*) periódica de árboles de fuente específica, basada en el algoritmo de mínimo árbol de expansión (*spanning tree*).

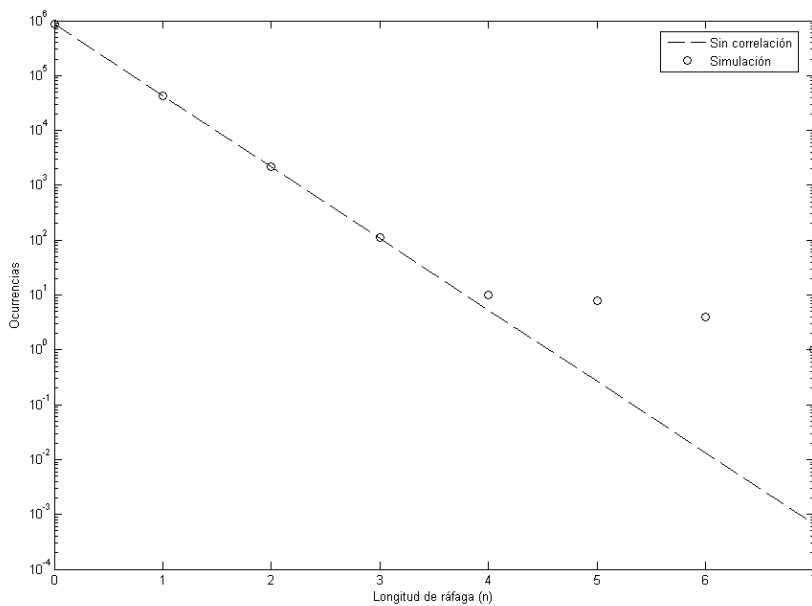


Figura 25. Gráfica de la distribución de ráfagas de paquetes perdidos. Escenario 1

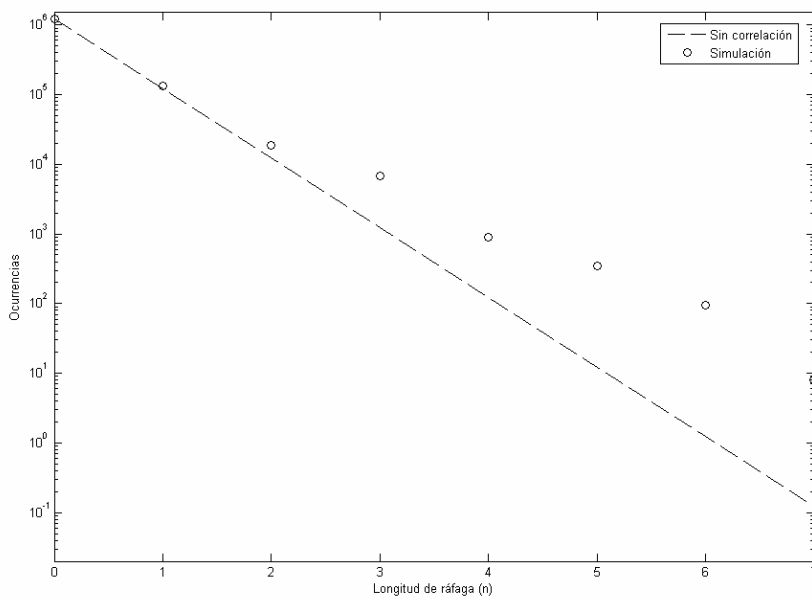


Figura 26. Gráfica de la distribución de ráfagas de paquetes perdidos. Escenario 2

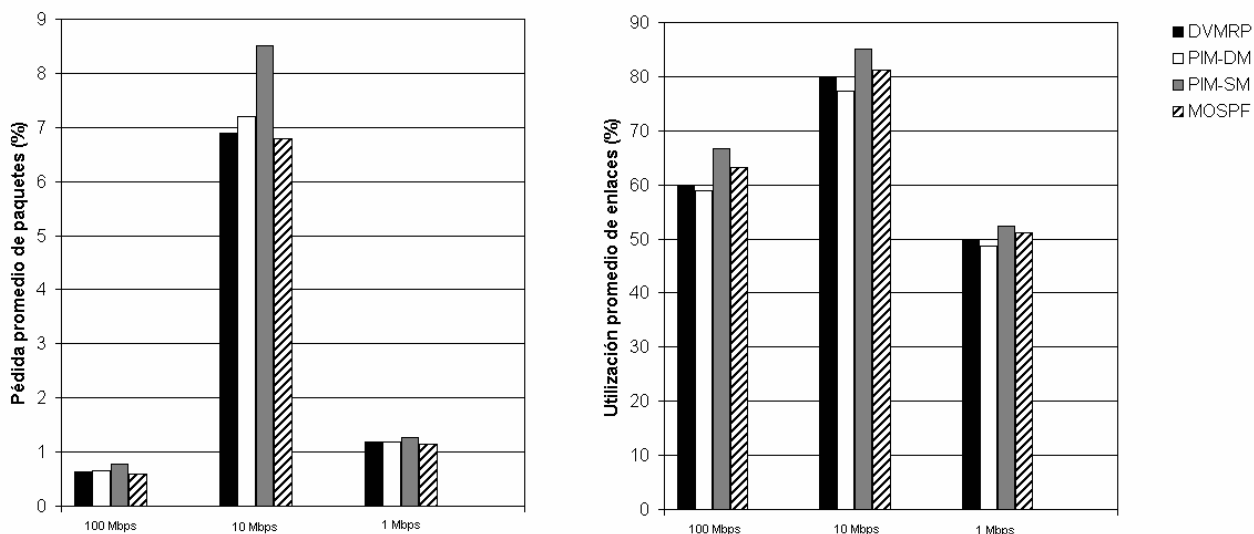


Figura 27. Comparación de porcentajes de pérdida de paquetes y utilización de enlaces para varios protocolos IP multicast. Escenario 5

Por su parte, el protocolo PIM-SM presenta índices significativamente mayores de paquetes descartados, ya que por el hecho de establecer un árbol compartido para todo el grupo multicast, no siempre selecciona las mejores rutas para las transmisiones, dado que todas las rutas deben incluir el punto de encuentro (RP).

Al evaluar la utilización de los enlaces, el protocolo que presentó el mejor rendimiento fue PIM-DM, seguido de cerca por DVMRP. El protocolo MOSPF, a pesar de ser de la misma naturaleza que los dos anteriores, presenta mayores índices de utilización, dado que el árbol de cada par fuente-grupo se debe recalcular cada vez que hay un *prune* o un *graft* al interior del grupo multicast, lo que implica actualizar la base de datos y calcular los saltos o retardos para todas las rutas posibles.

Como se indicó en el Capítulo 4, el protocolo PIM-SM registra todas las rutas en el mismo nodo (el punto de encuentro o RP), de modo que a veces es

necesario que los paquetes se transmitan por enlaces alejados de la fuente y los destinos, o que los paquetes tengan que circular dos veces por el mismo enlace. Como es de esperarse, estas situaciones aumentan la congestión de la red, especialmente si ésta presenta zonas de concentración aisladas.

Como ya se dijo, este escenario es concentrado, y además se dispone de anchos de banda generosos. Estas características predisponen a un mejor desempeño de los protocolos de modo denso (PIM-DM, DVMRP y MOSPF), con respecto a los de modo esparcido (PIM-SM).

Por otra parte, el desempeño computacional de los protocolos no sólo se debe medir en pérdida de paquetes y en utilización de los enlaces, sino también en recursos como el uso de memoria. En este aspecto, el protocolo PIM-SM resulta más eficiente, ya que sólo requiere guardar el árbol compartido de la red en el RP, mientras que los protocolos de modo denso deben almacenar la información de todas las rutas entre cada fuente y sus correspondientes destinos.

Una posible mejora para el protocolo PIM-SM consiste en determinar las fuentes que se involucrarán en la transmisión multicast, y evaluar las rutas que se forman entre estas fuentes y sus potenciales receptores; de modo que, cuando sea posible, se deberán establecer árboles de fuente específica (Fig. 10). En el caso del protocolo MOSPF se puede dividir la red en varias áreas (2 en este caso, como en la Fig. 12).

6.2.3 Desempeño de los modelos de generación de enlaces

De forma similar al análisis efectuado con los protocolos, se puede evaluar el desempeño de los modelos de generación de enlaces (Waxman y Barbási-

Albert), esto con el fin de observar la conveniencia de su utilización en el proceso de generación de topologías. Se efectuaron simulaciones sobre el *Escenario 3* (Fig. 20) y el *Escenario 4* (Fig. 21), que corresponden a la misma distribución de nodos, con asignación de enlaces a partir de los modelos Waxman y Barabási-Albert, respectivamente. Para cada nivel de capacidad de enlace, se calculó el promedio de los porcentajes de pérdida de paquetes y de utilización de los enlaces. Los resultados se presentan en la Fig. 28.

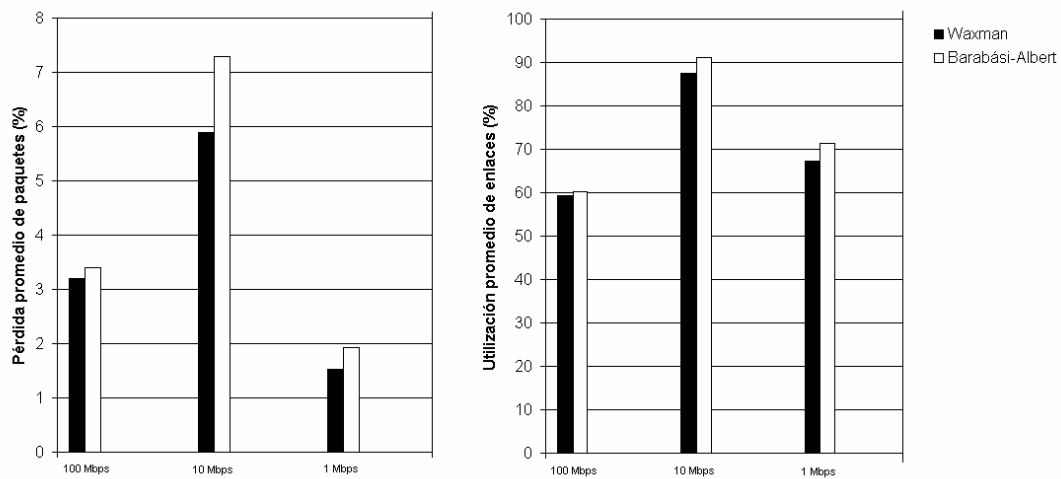


Figura 28. Comparación de porcentajes de pérdida de paquetes y utilización de enlaces para los modelos Waxman (Escenario 3) y Barabási-Albert (Escenario 4)

En general se puede decir que el desempeño de ambos modelos es muy similar, con una pequeña ventaja a favor del modelo Waxman. Esta ventaja se puede atribuir al hecho de que el escenario construido a partir de este modelo presenta más estructuras en forma de anillo, lo que trae como consecuencia una mayor disponibilidad de rutas y por ende menores índices de pérdida de paquetes y de utilización de los enlaces.

Por su parte, el escenario generado a partir del modelo Barabási-Albert presenta más estructuras en forma de anillo, de modo que se trata de una

red más ramificada, y por lo tanto hay menos opciones de rutas, lo cual aumenta ligeramente los porcentajes de utilización de enlaces y pérdida de paquetes.

Al observar el caso específico de los enlaces de alta capacidad, se aprecia que los valores obtenidos son los más cercanos: 3.2 y 3.4% de paquetes perdidos, y 59.4 y 60.3% de utilización, para los modelos Waxman y Barabási-Albert, respectivamente; esto se debe a que en ambos escenarios la disposición de estos enlaces es idéntica. El hecho de que los resultados obtenidos por ambos modelos de generación de enlaces no reflejen diferencias significativas, corrobora la hipótesis de que ambos modelos son igualmente válidos, y que resulta adecuado asignar los enlaces a partir de una combinación de los dos modelos.

6.2.4 Tiempo de recepción de los paquetes

Con el fin de analizar en el tiempo el fenómeno de la pérdida de paquetes y la retransmisión de paquetes que éste implica, se puede examinar la secuencia de tiempo de llegada de paquetes originales (o sus correspondientes duplicados) a medida que se desarrolla la transmisión multicast.

La Fig. 29 muestra esta secuencia para tres enlaces del *Escenario 1*: uno de alta capacidad (100 Mbps), con un índice de pérdida de paquetes de 0.15%, uno de mediana capacidad (10 Mbps), con 8.95% de pérdidas, y uno de baja capacidad (1 Mbps), con 1.82% de pérdidas.

De estos resultados obtenidos se deduce que los canales con bajos índices de pérdida de paquetes permiten mantener razonablemente el orden de la

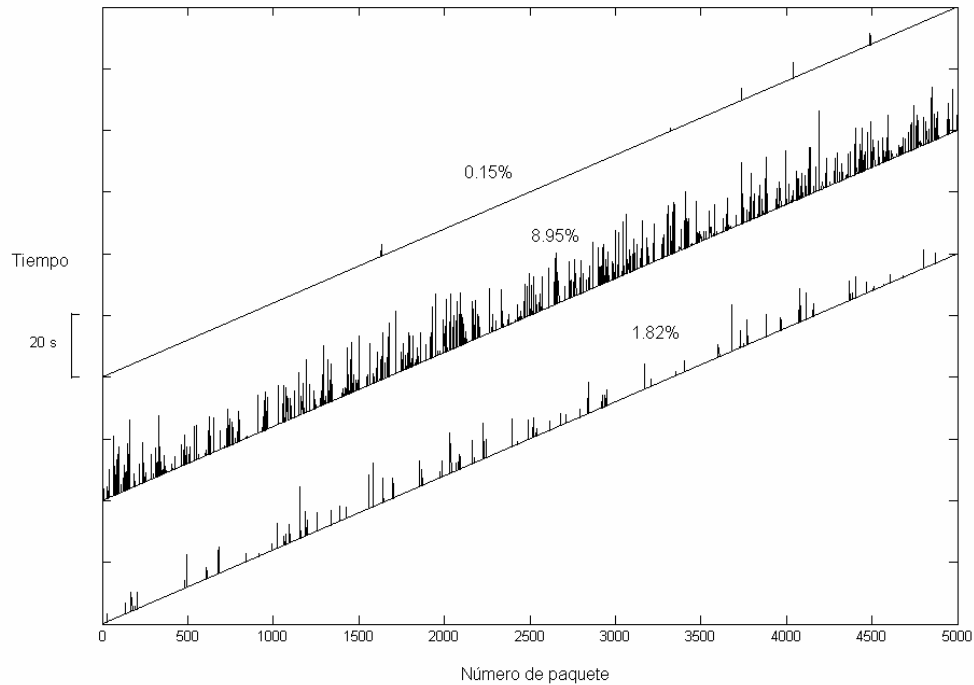


Figura 29. Secuencia de tiempos de recepción de paquetes para diferentes enlaces del Escenario 1

transmisión, mientras que aquellos con altos índices de pérdida de paquetes afectan seriamente la secuencia de transmisión. El problema del ordenamiento de la transmisión multicast se puede atacar en la implementación física (aumentando el tamaño de los buffers en los enrutadores, por ejemplo), o bien mediante las políticas de administración de la red (empleando un protocolo que tenga mejor capacidad de ordenamiento).

6.2.5 *Tiempo de simulación*

Un último análisis permite determinar si el tiempo establecido para la simulación resulta o no conveniente. Al observar la estabilidad de los índices

de pérdida de paquetes a medida que transcurre el tiempo, se hace posible definir un intervalo de tiempo confiable como tiempo de simulación.

La Fig. 30 muestra la convergencia del porcentaje de paquetes perdidos durante todo el tiempo de simulación, para dos de los enlaces del *Escenario 1*: uno de mediana capacidad (10 Mbps), con 8.95% de pérdidas, y uno de baja capacidad (1 Mbps), con 1.82% de pérdidas al terminar la simulación.

Al observar estos resultados se concluye que durante los primeros 100 s los resultados son altamente variables, -esto debido en parte a que en los primeros 100 s de simulación se estableció la mayoría de movimientos de conexión / desconexión / reconexión (*joins / prunes / grafts*)- pero durante los

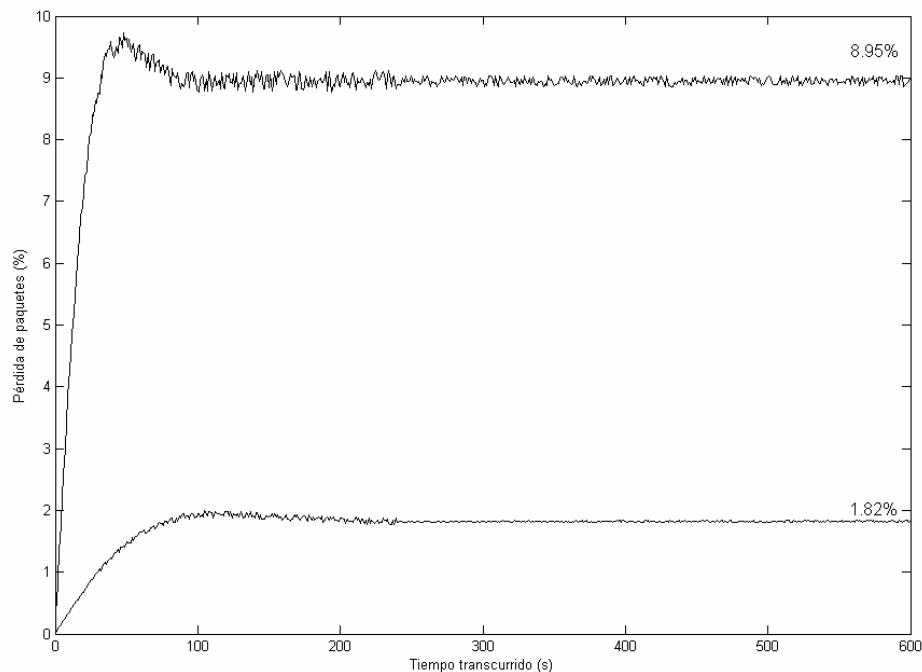


Figura 30. Convergencia del porcentaje de pérdida de paquetes para dos enlaces del Escenario 1

7. CONCLUSIONES Y RECOMENDACIONES

En el presente trabajo se analizó el enrutamiento IP multicast y algunos de los protocolos mediante los cuales se implementa éste, desde el punto de vista de la generación de topologías de Internet.

En primer lugar se estudiaron algunos modelos de generación de topología de Internet, con el fin de determinar sus características más relevantes. Se evidenció que el modelo más adecuado para representar la ubicación de nodos de una red es una distribución de probabilidad de cola pesada, ya que en las redes reales los nodos tienden a agruparse alrededor de puntos de concentración. Por otra parte, se encontraron dos mecanismos mediante los cuales se determinan los enlaces de la red: el modelo de Waxman [8], que parte de la premisa de que los nodos más cercanos tienden a conectarse, y el modelo Barabási-Albert [22], que estipula que los nuevos nodos de la red prefieren enlazarse con aquellos nodos que tienen un mayor número de conexiones establecidas.

Otras variables involucradas en la generación de topologías de Internet son la cantidad de nodos, la estructura jerárquica de la red, y los anchos de banda de los enlaces. Al terminar este estudio, se propuso un esquema de generación, que se implementó en Matlab[®], y se probó confrontando sus resultados con las estadísticas de crecimiento de Internet [25].

La siguiente etapa de este trabajo fue el análisis de los protocolos de enrutamiento IP multicast más utilizados. Se escogieron para tal efecto los protocolos DVMRP [47], PIM-DM [48] y MOSPF [49], que operan en modo denso, y el protocolo PIM-SM [51], en modo esparcido.

Posteriormente se propuso una metodología de experimentación que incorpora la generación de topologías de Internet, y la operación de los protocolos IP multicast. El punto de partida para lograr este cometido es el estudio de los escenarios de verificación de los protocolos, que si bien plasman principios de funcionamiento de éstos, tales como los fenómenos de unión (*join*), desconexión (*prune*) y reconexión (*graft*), de los nodos al grupo multicast, no son suficientes para representar las redes reales.

Por esta razón fue necesario establecer pautas que permitieran definir escenarios de prueba más ajustados a la realidad. En este proceso se encontró que variables como el ancho de banda de los enlaces, el número de nodos de la red, y los niveles jerárquicos de ésta, resultan caracterizados de forma más conveniente, si se determinan a partir de especificaciones técnicas ya establecidas, en lugar de obtenerlos como parámetros de salida del generador de topologías, lo cual se había estipulado inicialmente.

Una vez definido un modelo de topología de red con características reales, se procedió a examinar los diferentes parámetros involucrados en las transmisiones multicast. Estos se agruparon, según su naturaleza, en parámetros relacionados con el establecimiento de grupos multicast, relacionados con el tráfico multicast, y relacionados con el tráfico de fondo de la red.

siguientes 100 s, los resultados alcanzan a un nivel confiable de estabilidad. Por lo tanto, en este caso el tiempo de simulación debería fijarse en por lo menos 200 s.

La última tarea referente a la metodología de experimentación con redes IP multicast es la definición de métricas de desempeño adecuadas. Se encontró que la pérdida de paquetes durante las transmisiones, la utilización de los enlaces, y el tiempo de recepción de los paquetes son las variables más relevantes para evaluar el desempeño de las transmisiones multicast.

Habiendo establecido las características, especificaciones y métricas de desempeño de las redes multicast reales, se procedió a desarrollar e implementar escenarios de prueba sobre los cuales se evaluaría el enrutamiento IP multicast, mediante el uso del paquete de simulación Qualnet[®]. Como se está abordando el tema desde el punto de vista de la topología, los factores que varían de un escenario a otro tienen que ver principalmente con ésta: el número y tamaño de los puntos de concentración de la red, y el establecimiento de los enlaces a partir de los modelos de Waxman y Barabási-Albert. A estos escenarios establecidos, se incorporó un modelo basado en una red multicast real: la red MBone [58].

Como conclusiones de las simulaciones efectuadas, se puede reseñar que los índices de pérdida de paquetes y utilización de los enlaces se encuentran muy relacionados entre sí y con la topología de la red, y a su vez influyen en fenómenos como la ocurrencia de ráfagas de paquetes perdidos.

En cuanto a los protocolos IP multicast, se encontró que PIM-DM y DVMRP presentan un desempeño aceptable en cuanto a paquetes perdidos y utilización de los enlaces, mientras que el protocolo MOSPF, si bien ofrece un buen desempeño en lo que a pérdida de paquetes respecta, consume más recursos, tanto de capacidad de los enlaces, como de costo

computacional. Por su parte, el protocolo PIM-SM no resulta conveniente para utilizarse en redes que tengan buena densidad de receptores multicast.

Con respecto a la generación de topologías, se concluye que los modelos de Waxman y Barabási-Albert son igualmente válidos, de modo que la combinación de ambos constituye una buena propuesta para la generación de topologías de redes multicast.

Finalmente, el análisis en el tiempo permite observar los niveles de ordenamiento de las transmisiones establecidas, así como determinar tiempos de simulación necesarios y suficientes.

Establecer una metodología de experimentación mediante simulación del enrutamiento IP multicast, teniendo en cuenta la estructura y organización de la red, permite conocer las condiciones que permiten lograr un mejor desempeño para las transmisiones, así como las situaciones más favorables para la utilización de cada uno de los protocolos.

Dado que multicast es una de las tecnologías emergentes que hacen parte de Internet, su conocimiento y difusión conducirán a la masificación de su uso, en aplicaciones de gran utilidad en la actualidad, tales como la transmisión de contenido multimedia y la distribución masiva de archivos.

Como sugerencias para futuros trabajos sobre este tema, se pueden mencionar la inclusión de elementos relacionados con las redes, tales como la *Calidad de servicio* (QoS), así como el análisis de escenarios esparcidos, o aquellos en los cuales el ancho de banda se convierte en un factor limitante.

REFERENCIAS

1. S. Deering, "Multicast Routing in Internetworks and Extended LANs," *Proceedings of SIGCOMM '88*, Stanford, CA, Agosto 1988, pp. 55–64.
2. C. Diot, W. Dabbous, y J. Crowcroft, "Multipoint Communication: A Survey of Protocols, Functions, and Mechanisms," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Abril 1997, pp. 27–90.
3. Cisco Systems, Inc., "Implementing Cisco Multicast (MCAST), Version 1.0," 2003.
4. A. Perrig, R. Canetti, D. Song y J. Tygar, "Efficient and Secure Source Authentication for Multicast," *Proceedings of NDSS 2001*, San Diego, CA, Febrero 2001, pp. 35-46.
5. J. Atwood, "A Classification of Reliable Multicast Protocols," *IEEE Network*, Mayo-Junio 2004, pp. 24–34.
6. V. Paxson y S. Floyd. "Why We Don't Know How To Simulate The Internet," *Proceedings of the 1997 Winter Simulation Conference*, Atlanta, GA, Diciembre 1997, pp. 1037-1044.
7. K. Calvert, M. Doar, y E. Zegura, "Modeling Internet Topology," *IEEE Transactions on Communications*, Diciembre 1997, pp. 160–163.
8. B. Waxman, "Routing of Multipoint Connections," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Diciembre 1988, pp. 1617-1622.
9. A. Medina, I. Matta, y J. Byers, "On the Origin of Power-laws in Internet Topologies," *ACM Computer Communication Review*, Abril 2000, pp. 150–158.
10. M. Doar, "A Better Model for Generating Test Networks," *Proceedings of IEEE GLOBECOM '96*, Noviembre 1996, pp. 86-93.

11. C. Jin, Q. Chen, y S. Jamin, "Inet: Internet Topology Generator," *Technical Report Research, Report CSE-TR-433-00*, University of Michigan at Ann Arbor, 2000.
12. W. Aiello, F. Chung, y L. Lu, "A Random Graph Model for Massive Graphs," *Proceedings of the 32nd Annual ACM Symposium in Theory of Computing*, Portland, OR, 2000, pp. 171-180.
13. B. Huberman y L. Adamic, "Growth Dynamics of the World-Wide Web," *Nature*, Septiembre 1999, pp. 131-134.
14. N. Maxemchuck y K. Sabnani, "Probabilistic Verification of Communication Protocols," *Proceedings of the 6th International Workshop on Protocol Specification, Testing and Verification*, Amsterdam, 1986, pp. 307-320.
15. D. Rayner, "OSI conformance testing," *Computer Networks and ISDN Systems, Special issue on Conformance Testing*, 1987, pp. 79-98.
16. A. Mankin *et al.*, "IETF Criteria for Evaluating Reliable Multicast Transport and Application Protocols," *IETF RFC 2357*, Junio 1998.
17. Scalable Network Technologies, "Qualnet 4.0 Product Tour," <http://www.qualnet.com>, Diciembre 2006.
18. S. McCanne y S. Floyd, "ns—Network Simulator," <http://www-mash.cs.berkeley.edu/ns/>, Octubre 2006.
19. A. Medina, A. Lakhina, I. Matta y J. Byers, "BRITE: Universal Topology Generation from a User's Perspective," *Technical Report Research, Report BU-CS-TR-2001-003*, Computer Science Department, Boston University, Abril 2001.
20. L. Gao, "On Inferring Autonomous System Relationships in the Internet," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Diciembre 2001, pp. 733-745.

21. W. Willinger, V. Paxson, y M. Taqqu, "Self-similarity and Heavy Tails: Structural Modeling of Network Traffic," *A Practical Guide to Heavy Tails: Statistical Techniques and Applications*, 1998.
22. A. Barabási y R. Albert, "Emergence of Scaling in Random Networks," *Science*, Octubre 1999, pp. 509–512.
23. A. Medina, A. Lakhina, I. Matta y J. Byers, "BRITE: An Approach to Universal Topology Generation," *Proceedings of MASCOTS' 01*, Cincinnati, OH, Agosto 2001, pp. 346-353.
24. M. Faloutsos, P. Faloutsos, y C. Faloutsos, "On Power-Law Relationships of the Internet Topology," *Proceedings of the ACM SIGCOMM '99*, Cambridge, MA, Agosto-Septiembre 1999, pp.251-262.
25. National Laboratory for Applied Network Research, "Routing data," *Supported by NSF*, <http://moat.nlanr.net/Routing/rawdata/>.
26. J. Lin y S. Paul, "RMTP: A Reliable Multicast Transport Protocol," *Proceedings of INFOCOM '96*, San Francisco, CA, Marzo 1996, pp. 1414-1424.
27. B. Whetten y G. Taskale, "An Overview of Reliable Multicast Transport Protocol II," *IEEE Network*, Enero-Febrero 2000, pp. 37-47.
28. K. Almeroth y M. Ammar, "Multicast Group Behavior in the Internet's Multicast Backbone (MBone)," *IEEE Communications Magazine*, Junio 1997, pp. 124-129.
29. K. Birman, M. Hayden, O. Ozkasap, Z. Xiao, M. Budiu y Y. Minsky, "Bimodal Multicast," *ACM Transactions on Computer Systems*, Mayo 1999, pp. 41-88.
30. M. Handley *et al.*, "The Reliable Multicast Design Space for Bulk Data Transfer," *IETF RFC 2887*, Agosto 2000.

31. J. Macker, J. Klinker y M. Corson, "Reliable Multicast Data Delivery for Military Networking," *Proceedings of MILCOM '96*, Washington, DC, Octubre 1996, pp. 399-403.
32. S. Golestani y K. Sabnani, "Fundamental Observations on Multicast Congestion Control in the Internet," *Proceedings of INFOCOM '99*, New York, NY, Marzo 1999, pp. 990-1000.
33. A. Basu y S. Golestani, "Architectural Issues for Multicast Congestion Control," *Proceedings of NOSSDAV '99*, Basking Ridge, NJ, Junio 1999.
34. L. Vicisano, L. Rizzo y J. Crowcroft, "TCP-Like Congestion Control for Layered Multicast Data Transfer," *Proceedings of INFOCOM '98*, San Francisco, CA, Marzo-Abril 1998, pp. 996-1003.
35. ISO/IEC JTC1/SC21, "Draft Addendum for Multipeer Data Transmission (MPDT)," *ISO/IEC JTC1/SC21 N6813*, Marzo 1992.
36. M. Hoffman, "A Generic Concept for Large-Scale Multicast," *Proceedings of the 1996 International Zurich Seminar on Digital Communications*, Zurich, 1996, pp. 95-106.
37. B. Whetten, T. Montgomery y S. Kaplan, "A High Performance Totally Ordered Multicast Protocol," *Dagstuhl Seminar on Distributed Systems*, 1994, pp. 33-57.
38. K. Almeroth, "The Evolution of Multicast: From the Mbone to Interdomain Multicast to Internet2 Deployment," *IEEE Network*, Enero-Febrero 2000, pp. 10-20.
39. D. Feldmeier y E. Biersack, "Comparison of Error Control Protocols for High Bandwidth-Delay Product Networks," *2nd IFIP WG6.1/WG6.4 International Workshop on Protocols for High-Speed Networks*, Palo Alto, CA, Noviembre 1990, pp. 271-295.

40. D. Towsley, J. Kurose y S. Pingali, "A Comparison of Sender-initiated and Receiver-initiated Reliable Multicast Protocols," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Abril 1997, pp. 398–406.
41. B. Levine y J. Garcia-Luna-Aceves, "A Comparison of Reliable Multicast Protocols," *Multimedia Systems*, 1998, pp. 334–348.
42. C. Papadopoulos, G. Parulkar y G. Varghese, "An Error Control Scheme for Large-Scale Multicast Applications," *Proceedings of INFOCOM '98*, San Francisco, CA, Marzo-Abril 1998, pp. 1188-1196.
43. J. Bennett, C. Partridge y N. Shectman, "Packet Reordering is not Pathological Network Behavior," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Diciembre 1999, pp. 789–798.
44. M. Lacher, J. Nonnenmacher y E. Biersack, "Performance Comparison of Centralized Versus Distributed Error Recovery for Reliable Multicast," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Abril 2000, pp. 224–238.
45. M. Fuchs, C. Diot, T. Turlitti y M. Hofmann, "A Framework for Reliable Multicast in the Internet," *Technical Report RR-3363*, INRIA, Sophia Antipolis, Francia, Febrero 1998.
46. B. Cain *et al.*, "Internet Group Management Protocol, Version 3," *IETF RFC 2236*, Abril 2002.
47. S. Deering *et al.*, "Distance Vector Multicast Routing Protocol," *IETF RFC 1075*, Noviembre 1988.
48. S. Deering *et al.*, "Protocol Independent Multicast, Version 2, Dense Mode Specification," *IETF RFC 3973*, Diciembre 1998.
49. J. Moy, "Multicast Extensions to OSPF," *IETF RFC 1584*, Marzo 1994.
50. J. Dalal y R. Metcalf, "Reverse Path Forwarding of Broadcast Packets," *Communications of the ACM*, Diciembre 1978, pp. 1040-1048.
51. S. Deering *et al.*, "Protocol Independent Multicast-Sparse Mode (PIM-SM): Protocol Specification," *IETF RFC 2362*, Julio 1998.

52. M. Sola, M. Ohta y T. Maeno, "Scalability of Internet Multicast Protocols," *Proceedings of Internet Society Inet '98*, Ginebra, 1998.
53. J. Moy, "OSPF, Version 2," *IETF RFC 1583*, 1994.
54. D. Wall, "Selected Broadcast in Packet-Switched Networks," *Multicast Communication in Distributed Systems*, 1990.
55. A. Tanenbaum, *Computer Networks*, 4^a Ed., Prentice-Hall, 2003.
56. W. Theilmann y K. Rothermel, "Dynamic distance maps of the Internet," *Proceedings of IEEE INFOCOM '00*, Tel Aviv, Marzo 2000, pp. 275-284.
57. C. Hänle y M. Hoffman, "Performance Comparison of Reliable Multicast Protocols using the Network Simulator ns-2," *Proceedings of the Annual Conference on Local Computer Networks*, Octubre 1998.
58. K. Almeroth, "A long-term analysis of growth and usage patterns in the Multicast Backbone, MBone," *Proceedings of IEEE INFOCOM '00*, Tel Aviv, Marzo 2000.
59. A. Ganjam y H. Zhang, "Internet Multicast Video Delivery," *Proceedings of the IEEE*, Enero 2005.
60. L. Lao, J. Cui, M. Gerla y D. Maggiorini, "A Comparative Study of Multicast Protocols: Top. Bottom, or in the Middle?," *IEEE Global Internet Symposium*, Marzo 2005.
61. A. Marawi e I. Lambadaris, "A Survey of Congestion Control Schemes for Multicast Video Applications," *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, 2003.
62. S. Deering, "Host Extensions for IP Multicasting," *IETF RFC 1112*, Agosto 1989.
63. R. Chalmers y K. Almeroth, "On the Topology of Multicast Trees," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Febrero 2003.
64. P. Danzig, "Flow Control for Limited Buffer Multicast," *IEEE Transactions on Software Engineering*, Enero 1994.

65. E. Aboelela y C. Douligeris, "Fuzzy Generalized Network Approach for Solving an Optimization Model for Routing in B-ISDN," *IEEE Canadian Conference on Electrical and Computer Engineering*, 1998.
66. R. Cáceres, N. Duffield, J. Horowitz y D. Towsley, "Multicast-Based Inference of Network-Internal Loss Characteristics," *IEEE Transactions on Information Theory*, Noviembre 1999.
67. Y. Chu, S. Rao, S. Seshan y H. Zhang, "A Case for End System Multicast," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Octubre 2002.
68. H. Choi y J. Limb, "A Behavioral Model of Web Traffic," *Proceedings of the ICNP '99*, Washington, DC, 1999, pp. 327-334.
69. P. Chou, A. Mohr, A. Wang y S. Mehrotra, "Error Control for Receiver-Driven Layered Multicast of Audio and Video," *IEEE Transactions on Multimedia*, Marzo 2001.
70. S. McCanne y M. Vetterli, "Low-Complexity Video Coding for Receiver-Driven layered Multicast," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Agosto 1997.
71. B. Mah, "An Empirical Model of HTTP Network Traffic," *Proceedings of INFOCOM '97*, 1997, pp. 592-600.
72. C. Cunha, A. Bestavros y M. Crovella, "Characteristics of WWW Client-based Traces," *Technical Report Research, Report BU-CS-TR-1995-010*, Computer Science Department, Boston University, Abril 1995.
73. W. Willinger, M. Taqqu, R. Sherman y D. Wilson, "Self-Similarity Through High-Variability: Statistical Analysis of Ethernet LAN Traffic at the Source Level," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Febrero 1997, pp. 71-86.
74. S. Bae, S. Lee, W. Su y M. Gerla, "The Design, Implementation, and Performance Evaluation of the On-Demand Multicast Routing Protocol in Multihop Wireless Networks," *IEEE Network*, Enero 2000.

75. M. Yajnik, J. Kurose y D. Towsley, "Packet Loss Correlation in the MBone Multicast Network," *Proceedings of the IEEE Global Internet Conference*, 1996.
76. The Mathworks, Inc., "Release Notes for Matlab, Prerelease 14," 2004.

ANEXO I

Código implementado en Matlab® para generación de topologías de Internet

```
% Generación de topologías
% Formato salida: Nodos: Identificación - Coordenada x - Coordenada y - Grado
%
%           Enlaces: Identificación - Nodo 1 - Nodo 2 - Distancia - Ancho de
%           banda (opcional) - Retardo (Opcional)

clear all
close all

% Número de nodos
nnodos= 3500;

% Dimensiones del plano de la red
longx= 5;
longy= 5;

% Ubicación de los nodos
tipubicacion= 0; % 0 Uniforme, 1 cola pesada

% Si es de cola pesada se deben especificar puntos principales y peso correspondiente
puntos= [1 1 2.5 2 3 4]; % [x1 y1 x2 y2 ...]
pesos= [0.3 0.5 0.2]; % Deben sumar 1
kpar= 2; % Parámetro de la distribución Pareto

% Interconexión de los nodos
modelo= 1; % 0 Waxman, 1 Barabási-Albert
m= 4; % Número de nodos a los que se conecta cada nuevo nodo
beta= 2; % Parámetro del modelo Waxman

% Gráfica
opciongrafica= 0; % 0 No gráfica, 1 Sólo nodos, 2 Nodos y enlaces

% Asignación de anchos de banda y retardos de propagación
bwinc= 2; % Inclusión de anchos de banda. 1 si, 2 no
bwmin= 100; % Ancho de banda mínimo
bwmax= 1000; % Ancho de banda máximo
bwdist= 4; % Distribución de anchos de banda. 1: constante (bwmin). 2: uniforme (entre
% bwmin y bwmax). 3: exponencial (con media bwmin). 4: De cola pesada
% (Pareto entre bwmin %y bwmax, con parámetro k)
kbw= 1.2; % Parámetro de la distribución Pareto

rinc= 2; % Inclusión de retardos. 1 si, 2 no
rmin= 1; % Retardo mínimo
rmax= 5; % Retardo máximo
rdist= 4; % Distribución de retardos. 1: constante (rmin). 2: uniforme (entre rmin y
% rmax). 3: exponencial (con media rmin). 4: De cola pesada (Pareto entre
% rmin y rmax, con parámetro k)
kr= 2; % Parámetro de la distribución Pareto

% Ubicación de los nodos
```

```

for k = 1:nnodos
if tipoubicacion == 0
    nodos(k,1)= k;
    nodos(k,2)= longx*rand;
    nodos(k,3)= longy*rand;
else
    q= rand;
    i= 1;
    while q > sum(pesos(1:i))
        i= i+1;
    end
    puntox= puntos(2*i-1);
    puntoy= puntos(2*i);
    nodos(k,1)= k;
    nodos(k,2)= genpareto(puntox,kpar,0,longx);
    nodos(k,3)= genpareto(puntoy,kpar,0,longy);
end
end

% Interconexión de los nodos
% El nodo m+1 se conecta a los m anteriores. A partir del nodo m+2, cada nodo se
% conecta a m de los nodos anteriores, según el modelo seleccionado (Waxman o BA)
nodos(1:m,4)=ones(m,1);
nodos(m+1:nnodos,4)=m*ones(nnodos-m,1);
for i = 1:m
    enlaces(i,1)= i;
    enlaces(i,2)= i;
    enlaces(i,3)= m+1;
    enlaces(i,4)= sqrt((nodos(i,2)-nodos(m+1,2)).^2+(nodos(i,3)-nodos(m+1,3)).^2);
end
conteoenlaces=m+1;

for k = m+2:nnodos
    if modelo == 0
        % Modelo Waxman
        distec= sqrt((nodos(k,2)-nodos(1:k-1,2)).^2+(nodos(k,3)-nodos(1:k-1,3)).^2);
        L= sqrt(longx^2+longy^2);
        probs= exp(-distec/(beta*L));
        probs= probs/sum(probs); % Normalización
        i= 1;
        while i <= m
            q= rand;
            il= 1;
            while q > sum(probs(1:il))
                il= il+1;
            end
            if i==1
                nodos(il,4)= nodos(il,4)+1;
                enlaces(conteoenlaces,1)= conteoenlaces;
                enlaces(conteoenlaces,2)= k;
                enlaces(conteoenlaces,3)= il;
                enlaces(conteoenlaces,4)= distec(il);
                conteoenlaces= conteoenlaces+1;
                i=i+1;
            end

            if i>1 & isempty(find(enlaces(conteoenlaces-i+1:conteoenlaces-1,3)==il))==1
                % Se eliminan repetidos
                nodos(il,4)= nodos(il,4)+1;
                enlaces(conteoenlaces,1)= conteoenlaces;
                enlaces(conteoenlaces,2)= k;
                enlaces(conteoenlaces,3)= il;
                enlaces(conteoenlaces,4)= distec(il);

                conteoenlaces= conteoenlaces+1;
            end
        end
    end
end

```

```

        i=i+1;
    end
end
else
    % Modelo Barabási-Albert
    probs= nodos(1:k-1,4);
    probs= probs/sum(probs); % Normalización
    i= 1;
    while i <= m
        q= rand;
        il= 1;
        while q > sum(probs(1:il))
            il= il+1;
        end
        if i==1
            nodos(il,4)= nodos(il,4)+1;
            enlaces(conteoenlaces,1)= conteoenlaces;
            enlaces(conteoenlaces,2)= k;
            enlaces(conteoenlaces,3)= il;
            enlaces(conteoenlaces,4)= sqrt((nodos(k,2)-nodos(il,2)).^2+(nodos(k,3)-
nodos(il,3)).^2);
            conteoenlaces= conteoenlaces+1;
            i=i+1;
        end

        if i>1 & isempty(find(enlaces(conteoenlaces-i+1:conteoenlaces-1,3)==il))==1
            % Se eliminan repetidos
            nodos(il,4)= nodos(il,4)+1;
            enlaces(conteoenlaces,1)= conteoenlaces;
            enlaces(conteoenlaces,2)= k;
            enlaces(conteoenlaces,3)= il;
            enlaces(conteoenlaces,4)= sqrt((nodos(k,2)-nodos(il,2)).^2+(nodos(k,3)-
nodos(il,3)).^2);
            conteoenlaces= conteoenlaces+1;
            i=i+1;
        end
    end
end

end
end

% Gráfica fd vs. d
il = 1;
for i = 1:max(nodos(:,4))
    if isempty(find(nodos(:,4)==i))==0
        fd(il,1)=i;
        a= find(nodos(:,4)==i);
        fd(il,2)=length(a);
        il=il+1;
    end
end
figure
loglog(fd(:,1),fd(:,2),'.')

% Gráfica dv Vs. rv
% dv= sort(nodos(:,4), 'descend'); % Matlab 7
dv= sort(nodos(:,4));
rv= 1:length(dv);
figure
loglog(length(dv)+1-rv, dv, '.')

```