



Instituto Politécnico Nacional

Centro de Investigación en Computación

ENRUTAMIENTO MULTICAST Y GEOCAST UNIFICADO  
PARA REDES MÓVILES AD-HOC

TESIS  
QUE PARA OBTENER EL GRADO DE  
MAESTRO EN CIENCIAS DE LA COMPUTACIÓN  
PRESENTA:

Ing. Jesús Elohim Martínez Castillo

Directores de tesis:

Dr. Rolando Menchaca Méndez

Dr. José Alberto Incera Diéguez



México, D.F., Junio de 2012



# INSTITUTO POLITÉCNICO NACIONAL SECRETARÍA DE INVESTIGACIÓN Y POSGRADO

## ACTA DE REVISIÓN DE TESIS

En la Ciudad de México, D.F. siendo las 11:20 horas del día 18 del mes de Mayo de 2012 se reunieron los miembros de la Comisión Revisora de la Tesis, designada por el Colegio de Profesores de Estudios de Posgrado e Investigación del:

**Centro de Investigación en Computación**

para examinar la tesis titulada:

**“Enrutamiento multicast y geocast unificado para redes móviles Ad Hoc”**

Presentada por el alumno:

**MARTÍNEZ**

Apellido paterno

**CASTILLO**

Apellido materno

**JESÚS ELOHIM**

Nombre(s)

Con registro:

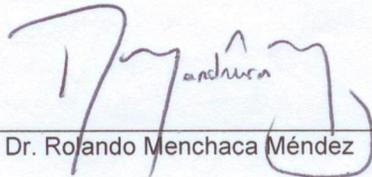
A	1	0	0	3	2	7
---	---	---	---	---	---	---

aspirante de: **MAESTRÍA EN CIENCIAS DE LA COMPUTACIÓN**

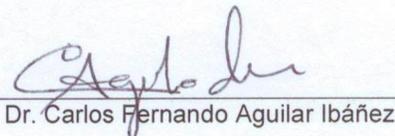
Después de intercambiar opiniones los miembros de la Comisión manifestaron **APROBAR LA TESIS**, en virtud de que satisface los requisitos señalados por las disposiciones reglamentarias vigentes.

### LA COMISIÓN REVISORA

Directores de Tesis

  
Dr. Rolando Menchaca Méndez

  
Dr. José Alberto Inceña Diéguez

  
Dr. Carlos Fernando Aguilar Ibáñez

  
Dr. José Giovanni Guzmán Lugo

  
M. en C. Germán Téllez Castillo

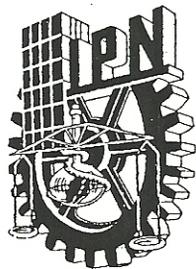
PRESIDENTE DEL COLEGIO DE PROFESORES



INSTITUTO POLITÉCNICO NACIONAL  
CENTRO DE INVESTIGACIÓN

Dr. Luis Alfonso Villa Vargas

DIRECCION



**INSTITUTO POLITÉCNICO NACIONAL**  
**SECRETARÍA DE INVESTIGACIÓN Y POSGRADO**

**CARTA CESIÓN DE DERECHOS**

En la Ciudad de **México DF** el día **5** del mes **Junio** del año **2012**, el que suscribe **Jesús Elohim Martínez Castillo** alumno del Programa de **Maestría en Ciencias de la Computación** con número de registro **A100327**, adscrito al **Centro de Investigación en Computación**, manifiesta que es autor intelectual del presente trabajo de Tesis bajo la dirección de **Dr. Rolando Menchaca Méndez y Dr. José Alberto Incera Diéguez** y cede los derechos del trabajo intitulado **Enrutamiento multicast y geocast unificado para redes móviles Ad-hoc**, al Instituto Politécnico Nacional para su difusión, con fines académicos y de investigación.

Los usuarios de la información no deben reproducir el contenido textual, gráficas o datos del trabajo sin el permiso expreso del autor y/o director del trabajo. Este puede ser obtenido escribiendo a la siguiente dirección **je.martinez.castillo@gmail.com**. Si el permiso se otorga, el usuario deberá dar el agradecimiento correspondiente y citar la fuente del mismo.

Jesús Elohim Martínez Castillo

# RESUMEN

Conforme la tecnología para redes móviles Ad-hoc (MANET's) se desarrolla, múltiples tipos de aplicaciones surgen. La clase de aplicaciones que ofrece servicios orientados a grupos (por ejemplo, audio-conferencias) se encuentra en constante crecimiento, es por esto que, además de la comunicación punto a punto, se necesitan algoritmos que permitan establecer flujos de información con grupos de nodos. Por lo tanto, actualmente el desarrollo de algoritmos multicast y geocast está recibiendo una mayor atención.

En esta tesis se presenta el primer algoritmo de enrutamiento para MANET's que ofrece soporte para flujos de datos multicast y geocast. Está basado en el uso de regiones de interés, la cuales son componentes conexos de la red que contienen a los nodos fuente y destino, y dentro de las cuales se lleva a cabo la mayor parte del intercambio de tráfico de control necesario para establecer rutas fuente-destino. Resultados experimentales basados en extensas simulaciones muestran que el algoritmo propuesto consigue una tasa de entrega de paquetes, un retardo de extremo a extremo, e intercambio de tráfico de control, mejor o similar al que consiguen los algoritmos de enrutamiento multicast y geocast tradicionales para MANETs (ODMRP y LBM).

# ABSTRACT

As mobile ad-hoc networks (MANETs) technology evolves, many new kinds of applications in this field emerge. The application class that features group-oriented services (e.g., audio-conferences) is in constant development, this is why, besides point-to-point communication, group communication enabled algorithms are needed. Therefore, developing multicast and geocast algorithms for MANETs is currently receiving an increasing attention.

The first routing algorithm for MANETs that features multicast and geocast data flow support is presented in this thesis. It is based on regions of interest, that are connected components of a MANET spanning the sources and receivers, and which confine most of the control overhead needed to establish source-receiver routes within themselves. Experimental results based on extensive simulations show that the proposed algorithm attains similar or better data delivery, end-to-end delay, and control overhead, than traditional routing algorithms for MANETs (ODMRP and LBM).

# AGRADECIMIENTOS

A Dios por permitirme alcanzar esta nueva meta. Al Dr. Rolando Menchaca Méndez (director de esta tesis) por dejarme formar parte de su equipo, por su paciencia y entusiasmo al dirigir tesis, y por compartir con sus alumnos sus conocimientos y amistad. Al Dr. José Alberto Incera Diéguez (director de tesis invitado) por todos sus consejos. A mis padres y familia por todo el apoyo recibido a lo largo de esta etapa. A mis compañeros alumnos del CIC por todos los buenos momentos compartidos. Finalmente a CONACy T y al Programa Institucional de Formación de Investigadores (PIFI) del IPN, que me brindaron apoyo económico, y que sin lugar a dudas, sin este apoyo no habría sido posible realizar un posgrado.

# ÍNDICE

## Capítulo 1: INTRODUCCIÓN

1.1.- Planteamiento del Problema	2
1.2.- Objetivo General	4
1.3.- Objetivos Específicos	4
1.4.- Justificación	5
1.5.- Organización del Documento	6

## Capítulo 2: CONCEPTOS GENERALES

2.1.- Algoritmos de Enrutamiento	7
2.2.- MANET's	9
2.3.- Clasificación del Enrutamiento en MANET's	11
2.4.- La Escalabilidad de las MANET's	13

## Capítulo 3: ENRUTAMIENTO EN MANET's

3.1.- Enrutamiento Unicast	15
3.1.1- Enrutamiento Proactivo	15
3.1.1.1- DSDV Destination Sequenced Distance Vector	16
3.1.1.2- OLSR Optimized Link State Routing	17
3.1.1.3- FSR Fisheye State Routing	18
3.1.2- Enrutamiento Reactivo	18
3.1.2.1- DSR Dynamic Source Routing	19
3.1.2.2- AODV Ad-hoc On Demand Distance Vector	20
3.1.2.3- AOMDV Ad-hoc On Demand Multipath Distance Vector	21
3.2.- Enrutamiento Multicast	22

3.2.1- Iniciado por el Receptor	22
3.2.1.1- MAODV Multicast Operation of AODV	22
3.2.1.2- CAMP The Core-Assisted Mesh Protocol	26
3.2.1.3- PUMA Protocol for Unified Muticasting through Announcements	28
3.2.2- Iniciado por el Transmisor	31
3.2.2.1- ODMRP On Demand Multicast Routing Protocol	31
3.3.- Enrutamiento Geocast	32
3.3.1- LBM Location-Based Multicast Algorithm	32
3.3.2- Coverage-based Flooding Scheme for Geocasting	33
3.3.3- Delivery-Guaranteed using ZHLS	34
3.4.- Enrutamiento Unificado	35
3.4.1- PRIME Routing in Interest-defined Mesh Enclaves	36
3.4.2- AIR Automatic Incremental Routing	37

## Capítulo 4: PROPUESTA

4.1.- Descripción General	40
4.2.- Activación y Desactivación de las Mallas	41
4.3.- Establecimiento y Mantenimiento de la Mallas	44
4.4.- Procesamiento de Anuncios dentro de la Malla	45
4.5.- Transmisión de Anuncios dentro de la Malla	47
4.6.- Regiones de Interés	49
4.7.- Envío de Paquetes y Reparaciones Locales	52
4.8.- Elección de Núcleos	54
4.8.1- Elección de Núcleos Multicast	54
4.8.2- Elección de Núcleos Geocast (Agregación)	54
4.9.- Rutas Libres de Ciclos	57

## Capítulo 5: ANÁLISIS EXPERIMENTAL

5.1.- Desempeño con Tráfico Multicast	62
5.1.1.- Incrementado el Número de Fuentes	62
5.1.2.- Incrementado la Cardinalidad de los Grupos	66
5.1.3.- Incrementado el Número de Grupos	70
5.2.- Desempeño con Tráfico Geocast	74

5.2.1.- Incrementado el Número de Fuentes	74
5.2.2.- Incrementado el Número de Regiones	78
5.3.- Desempeño con Tráfico Multicast y Geocast	79
5.3.1.- Incrementado el Número de Fuentes	82

## **Capítulo 6:**

# **CONCLUSIONES**

6.1.- Alcances y Limitaciones	87
6.2.- Lecciones Aprendidas	88
6.3.- Contribución	89
6.4.- Trabajo Futuro	89

REFERENCIAS	91
-------------	----

# ÍNDICE DE FIGURAS Y TABLAS

<b>Figura 1:</b> Enrutamiento Unicast, Multicast y Geocast	8
<b>Figura 2:</b> Rango de Transmisión Inalámbrica de un Nodo	10
<b>Figura 3:</b> Vecindario de un Nodo	12
<b>Figura 4:</b> Región de Interés	41
<b>Figura 5:</b> Activación de Mallas	42
<b>Figura 6:</b> Formación de la Malla Destino	48
<b>Figura 7:</b> Región de Interés y Malla 1-extendida	51
<b>Figura 8:</b> Reutilización espacial del ancho de banda	52
<b>Figura 9:</b> Regiones Geocast contenidas	55
<b>Figura 10:</b> Escenario con múltiples regiones Geocast	56
<b>Figura 11:</b> Coordenadas de una región Geocast	61

<b>Figura 12:</b>	
Fuentes Multicast. Porcentaje de paquetes entregados	63
<b>Figura 13:</b>	
Fuentes Multicast. Sobrecarga de control	63
<b>Figura 14:</b>	
Fuentes Multicast. Retardo de extremo a extremo	64
<b>Figura 15:</b>	
Fuentes Multicast. Sobrecarga total	64
<b>Figura 16:</b>	
Fuentes Multicast. Eficiencia	65
<b>Figura 17:</b>	
Cardinalidad Multicast. Porcentaje de paquetes entregados	67
<b>Figura 18:</b>	
Cardinalidad Multicast. Sobrecarga de control	67
<b>Figura 19:</b>	
Cardinalidad Multicast. Retardo de extremo a extremo	68
<b>Figura 20:</b>	
Cardinalidad Multicast. Sobrecarga total	68
<b>Figura 21:</b>	
Cardinalidad Multicast. Eficiencia	69
<b>Figura 22:</b>	
Grupos Multicast. Porcentaje de paquetes entregados	71
<b>Figura 23:</b>	
Grupos Multicast. Sobrecarga de control	71
<b>Figura 24:</b>	
Grupos Multicast. Retardo de extremo a extremo	72
<b>Figura 25:</b>	
Grupos Multicast. Sobrecarga total	72

<b>Figura 26:</b>		
Grupos Multicast. Eficiencia		73
<b>Figura 27:</b>		
Fuentes Geocast. Porcentaje de paquetes entregados		75
<b>Figura 28:</b>		
Fuentes Geocast. Retardo de extremo a extremo		75
<b>Figura 29:</b>		
Fuentes Geocast. Sobrecarga total		76
<b>Figura 30:</b>		
Fuentes Geocast. Eficiencia		76
<b>Figura 31:</b>		
Grupo de envío y Región de interés		77
<b>Figura 32:</b>		
Escenario con múltiples regiones Geocast		78
<b>Figura 33:</b>		
Regiones Geocast. Porcentaje de paquetes entregados		80
<b>Figura 34:</b>		
Regiones Geocast. Retardo de extremo a extremo		80
<b>Figura 35:</b>		
Regiones Geocast. Sobrecarga total		81
<b>Figura 36:</b>		
Regiones Geocast. Eficiencia		81
<b>Figura 37:</b>		
Tráfico Combinado. Porcentaje de paquetes entregados		83
<b>Figura 38:</b>		
Tráfico Combinado. Sobrecarga de control		83
<b>Figura 39:</b>		

Tráfico Combinado. Retardo de extremo a extremo	84
<b>Figura 40:</b>	
Tráfico Combinado. Sobrecarga total	84
<b>Figura 41:</b>	
Tráfico Combinado. Eficiencia	85
<b>Tabla 1:</b>	
Entorno de Simulación	62

# CAPÍTULO 1

## INTRODUCCIÓN

Hoy en día con la computación móvil se pueden tener pequeños dispositivos, como lo son las laptops y los celulares, que no tienen la necesidad de estar conectados a la corriente eléctrica y a una red cableada, ya que pueden operar con una batería recargable y pueden conectarse a distintos tipos de redes inalámbricas, ofreciendo libertad de movimiento y la posibilidad de comunicación en cualquier punto.

Existen diversas formas de conectar inalámbricamente dispositivos móviles a una red. La más común es mediante un punto de acceso inalámbrico conectado a una red alamburada a través de un switch o un ruteador. Debido a su limitado rango de transmisión inalámbrica esta conexión ofrece libertad de movimiento muy limitada. Actualmente existen redes inalámbricas que ofrecen movilidad a los nodos conectados, por ejemplo, la red celular 3G y las implementaciones del estándar IEEE802.16 (WiMax).

Una característica que tienen en común los tres ejemplos anteriores es que su funcionamiento depende de infraestructura preestablecida, por ejemplo, no es posible establecer una conexión con una red 3G si no se está dentro del área de cobertura de una estación base. Otra característica en común es que requieren ser administradas, es decir, no son autoconfigurables, un conjunto de nodos no sería capaz de establecer y dar mantenimiento a la red por sí mismo.

Otra forma de establecer una conexión inalámbrica es a través de una red móvil Ad-hoc (MANET por sus siglas en inglés). Una MANET es un conjunto de nodos móviles inalámbricos que forman una red temporal sin dependencia a alguna infraestructura establecida o administración centralizada. Las MANET's ofrecen una solución a los problemas de los ejemplos anteriores. Por ejemplo, pueden establecer una red en zonas rurales, zonas en las que pudiera haber habido infraestructura, por ejemplo un campo de batalla o alguna región después de algún desastre natural.

Para que haya flujo de información en una MANET, los nodos deben cooperar entre sí, es decir, si el nodo fuente está fuera del rango de transmisión

inalámbrica del nodo destino, nodos intermedios deben colaborar para alcanzarlo. Cada nodo puede actuar como origen, destino o retransmisor de un flujo de datos. Los retransmisores son elegidos por un algoritmo de enrutamiento, quien es responsable de establecer rutas desde el origen hasta el destino.

El destino de un flujo de datos puede ser uno o varios nodos, dependiendo de lo que requiera la aplicación, por lo que existen distintos tipos de enrutamiento. Cuando el destino del flujo es un solo nodo, el enrutamiento se conoce como unicast, cuando es un grupo de nodos se conoce como multicast, cuando es un grupo de nodos determinados por su posición geográfica, se conoce como geocast. Se dice que un algoritmo de enrutamiento es unificado si ofrece soporte para distintos tipos de flujos, por ejemplo, un algoritmo que de soporte tanto a flujos unicast como a flujos multicast.

## 1.1 PLANTEAMIENTO DEL PROBLEMA

En las redes alambradas como Internet, la topología es relativamente estable, la probabilidad de error es baja y la mayoría de los paquetes perdidos se deben a la congestión (paquetes eliminados de las colas). Lo anterior no se cumple para una MANET debido a la movilidad de los nodos y a la naturaleza del medio de transmisión inalámbrico en el que se presentan colisiones, ocasionadas por el acceso al medio compartido, interferencia ocasionada por las comunicaciones presentes en la red, ruido, y atenuación de las ondas electromagnéticas. La atenuación puede ser ocasionada por absorción, que ocurre cuando la onda se topa con un objeto y éste absorbe su energía, difracción, que ocurre cuando la onda se topa con un objeto y ésta se encorva de tal forma que rodea a dicho objeto, reflexión, que ocurre cuando la onda se topa con un objeto y éste la refleja, y finalmente la refracción, que ocurre cuando hay cambios en la densidad del aire ocasionando que la onda se distorsione o aleje del receptor.

Todos estos factores provocan que la topología de las MANET's sea sumamente dinámica, por lo que los algoritmos de enrutamiento tradicionales como RIP[1], EIGRP[2] y OSPF[3] tienden a proporcionar un desempeño pobre.

En este contexto, es necesario diseñar algoritmos de enrutamiento que sean capaces de establecer y mantener rutas aún y cuando la topología de la red esté en constante cambio. Al mismo tiempo, y debido a que los recursos de las MANET's son limitados, es necesario que el proceso de establecimiento y mantenimiento de las rutas sea eficiente en términos del tiempo, consumo del ancho de banda, consumo de batería de los nodos, etc.

La distribución del tráfico de control es un punto clave en el diseño de un algoritmo de enrutamiento. Las soluciones actuales distribuyen dicho tráfico periódicamente, por ejemplo OLSR [8], o solo cuando es necesaria la comunicación, por ejemplo AODV [9]. Generalmente, el tráfico de control se distribuye a una gran parte de los nodos de la red, aún y cuando haya nodos que no necesiten comunicarse o que no formen parte de una ruta.

Por otro lado, el tráfico de control tiene una mayor prioridad de envío que el tráfico de datos, es decir, si en un nodo existe un paquete de datos y un paquete de control, se enviará primero el de control y entre más paquetes de control haya, el paquete de datos se retrasará más. Por lo tanto, si el tráfico de control es alto puede generar considerables retrasos en el envío de paquetes de datos, llegando al caso extremo en que los paquetes de datos tienen que ser desechados de las colas de transmisión.

Adicionalmente, la transmisión y procesamiento de paquetes tienen impacto en la vida de las baterías de los nodos móviles, ya que la energía es un recurso limitado, debe ser aprovechada eficientemente intercambiando paquetes de datos y no ser desperdiciada en un alto intercambio de paquetes de control.

Por otro lado, y debido a la diversidad de aplicaciones que existen para las MANET's, se ha hecho necesario que soporten distintos tipos de enrutamiento. Hoy en día la mayoría de los dispositivos móviles cuentan con GPS que les hace posible identificar su posición geográfica, lo que es aprovechado por las aplicaciones interesadas en interactuar con nodos localizados en alguna región geográfica, lo cual da lugar al enrutamiento geocast.

Sin embargo la mayoría de las soluciones actuales ofrecen un sólo tipo de enrutamiento, es decir, si una aplicación requiere de enrutamiento multicast y geocast en la red se tendría que trabajar con dos algoritmos de enrutamiento, uno para multicast y otro para geocast, lo cual desde el punto de vista del aprovechamiento del ancho de banda y el intercambio de tráfico de control es sumamente ineficiente [13]. Lo anterior se debe a que ambos algoritmos compiten por los recursos disponibles, interfiriéndose el uno al otro. Por lo

tanto es deseable desarrollar soluciones que sean capaces de soportar diferentes tipos de flujos de datos (multicast y geocast), y que hagan uso eficiente de los recursos disponibles.

## 1.2 OBJETIVO GENERAL

- Diseñar, validar y evaluar un algoritmo que proporcione eficientemente enrutamiento multicast y geocast unificado en redes móviles Ad-hoc.

## 1.3 OBJETIVOS ESPECÍFICOS

- Realizar un análisis comparativo de los algoritmos que conforman el estado del arte en enrutamiento para redes móviles Ad-hoc.
- Diseñar un algoritmo de enrutamiento unificado que sea capaz de enrutar flujos multicast y geocast.
- Analizar las propiedades del algoritmo propuesto y demostrar que no induce ciclos en las tablas de enrutamiento.
- Implementar el algoritmo propuesto en el entorno del simulador NS2.
- Diseñar una serie de escenarios de simulación para evaluar el desempeño del algoritmo propuesto.
- Realizar una serie de experimentos basados en simulaciones para caracterizar el desempeño del algoritmo propuesto, así como el desempeño de un conjunto de algoritmos que conforman el estado del arte en enrutamiento para MANET's.

- Analizar los resultados de las simulaciones para detectar las fortalezas y debilidades del algoritmo propuesto

## 1.4 JUSTIFICACIÓN

El costo, desempeño y tamaño de los procesadores, radio-transmisores y elementos de almacenamiento son tales que han hecho posible que una MANET pueda soportar aplicaciones distribuidas móviles. Estas aplicaciones requieren comunicaciones de un nodo a un grupo de nodos (multicast). Por otro lado, muy pocos nodos destino son de interés para la mayoría de los nodos en la red. Por lo tanto, los requerimientos de dichas aplicaciones están en completo contraste con la forma en que los algoritmos de enrutamiento actuales operan. Primero, estos algoritmos han sido diseñados para soportar enrutamiento unicast o multicast o geocast. Por lo tanto, dar soporte a distintos tipos de comunicaciones en una MANET, implica correr más de un algoritmo de enrutamiento en paralelo, lo cual es ineficiente desde punto de vista del consumo de ancho de banda [13]. Segundo, los algoritmos de enrutamiento proactivos y bajo demanda para unicast, multicast y geocast propuestos a la fecha, frecuentemente inundan la red con actualizaciones de estado de los enlaces, actualizaciones de distancias, solicitudes de ruta, o actualizaciones multicast o geocast lo que tiende a limitar la escalabilidad de la red. Este es también el caso de algoritmos que mantienen información de enrutamiento bajo demanda como AODV [9] y ODRMP [10].

La principal contribución de esta tesis es la introducción de un nuevo esquema de enrutamiento para MANET's. En este nuevo enfoque de enrutamiento, se usa el mismo tráfico de control para soportar enrutamiento multicast y geocast, y la distinción entre enrutamiento bajo demanda y proactivo es reemplazada por un enfoque de interés. De esta forma, se reduce considerablemente el número de veces que la red completa es inundada con información de control.

## 1.4 ORGANIZACIÓN DEL DOCUMENTO

En el capítulo 2 se estudian los conceptos generales referentes a enrutamiento en MANET's, los algoritmos son clasificados y se enlistan sus principales características. En el capítulo 3 se presentan los algoritmos unicast, multicast, geocast más comunes, así como los algoritmos unificados conocidos hasta el momento. En el capítulo 4 se presenta la propuesta del algoritmo, y se hace el análisis de sus propiedades. En el capítulo 5 se presentan los resultados de los experimentos y las comparaciones con otros algoritmos. En el capítulo 6 se presentan las conclusiones, los alcances y limitaciones de la solución propuesta y los posibles trabajos futuros.

# CAPÍTULO 2

## CONCEPTOS GENERALES

### 2.1 ALGORITMOS DE ENRUTAMIENTO

Enrutamiento es el proceso mediante el cual se mueve a los paquetes a través de una red desde un nodo origen que puede no estar conectado directamente a un nodo destino y al menos existe un nodo intermedio que los conecta. Su función es la determinación de las mejores rutas para el envío de paquetes. Una parte clave del enrutamiento es el algoritmo, cuyos objetivos son: descubrir las rutas, mantener la información de las rutas actualizada, seleccionar la mejor ruta hacia un destino, y descubrir una nueva mejor ruta si alguna ruta actual deja de estar disponible [11].

Existen diversas formas en las cuales los algoritmos de enrutamiento descubren las rutas. Son abordadas a partir del Capítulo 3, donde se da la descripción de los algoritmos más comunes para MANET's.

Para la identificación de la mejor ruta se requiere comparar las rutas conocidas hacia el destino solicitado. Los algoritmos de enrutamiento usan métricas para evaluar cuál es la mejor ruta para enviar un paquete. La métrica es el valor de alguna o la combinación de varias características de una ruta, por ejemplo, longitud (conteo de saltos), carga de tráfico, retrasos en la entrega de paquetes, etc. Por ejemplo, RIP [1] utiliza como métrica la longitud del camino en número de saltos, donde se cuenta como un salto a cada enrutador que debe atravesar el paquete para llegar a su destino. Si un camino tiene una longitud de tres, esto indica que el paquete tiene que atravesar tres enrutadores para alcanzar su destino. Un algoritmo de enrutamiento debe cumplir sus objetivos eficientemente, por lo tanto, debe garantizar que realmente determina la mejor ruta respecto a la métrica establecida, el consumo de los recursos de los dispositivos en los que corre debe ser mínimo, debe ser tolerante a fallas, por ejemplo, la red debe funcionar correctamente ante la caída de enlaces o nodos, y el tiempo e intercambio de tráfico de control para el establecimiento y renovación de las rutas debe ser mínimo [11].

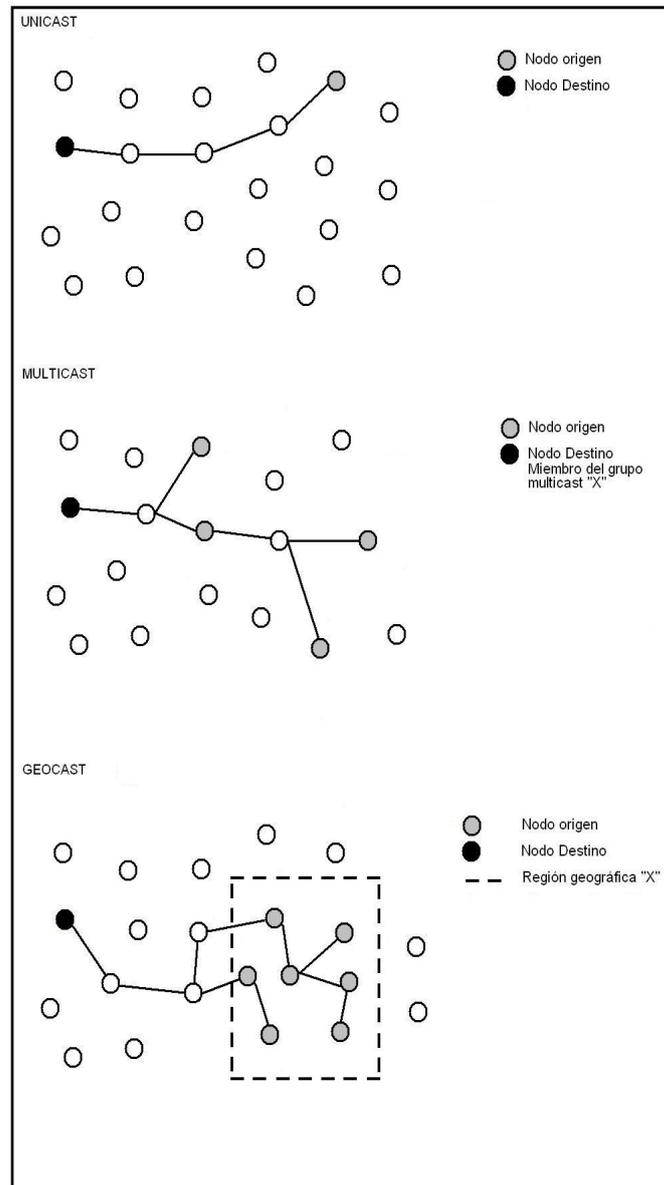


Figura 1: Enrutamiento unicast (nodo a un solo nodo), enrutamiento multi-cast (nodo a un grupo de nodos), enrutamiento geocast (nodo a un grupo de nodos dentro de una región geográfica).

Existen diversas clasificaciones de algoritmos de enrutamiento, para el presente trabajo se han clasificado en: unicast, multicast, geocast y unificado (Figura 1). En el enrutamiento unicast una aplicación puede enviar una copia de un paquete a un solo nodo destino. Cuando se requiere enviar la misma información a distintos nodos, si se usara unicast sería ineficiente, ya que se tendría que reenviar individualmente la información tantas veces como el número de nodos destino. Es por esto que existe el enrutamiento multicast. Con multicast una aplicación puede enviar una copia de un paquete y dirigirla para un grupo de nodos. Los nodos pueden formar parte de un grupo multicast dependiendo de las necesidades del usuario o aplicaciones. La membresía a un grupo está dada por una dirección. Todos los nodos dentro de un grupo multicast tienen la misma dirección multicast. Si una aplicación requiere enviar información a un grupo en específico, solo tendrá que poner en la dirección destino del paquete la dirección del grupo multicast. Geocast es un caso particular de multicast, donde la membresía al grupo está dada por la posición geográfica del nodo destino. Con geocast una aplicación puede enviar una copia de un paquete y dirigirla para un grupo de nodos dentro de un área geográfica.

## 2.2 MANET's

Una MANET es un conjunto de nodos móviles con capacidad de comunicación inalámbrica, distribuidos sobre alguna región. Las comunicaciones se dan cuando un nodo requiere enviar un mensaje, entonces emite una onda (que contiene al mensaje), la cual se expande sobre un rango de transmisión. Debido a que las transmisiones son sobre el mismo canal de frecuencias todos los receptores dentro del rango de transmisión recibirán el mensaje (Figura 2). En una MANET si un nodo requiere enviar un mensaje a otro nodo fuera de su rango de transmisión inalámbrica, necesitará que nodos intermedios lo retransmitan hasta que alcance su destino.

Un nodo A es adyacente o vecino de un nodo B si está dentro de su rango de transmisión directa (Figura 3). Existen diversas formas en las que un nodo sabe de su vecino, en MANET's hay tres principales. La primera de ellas es a través del intercambio de mensajes hola. Estos mensajes son transmitidos periódicamente por todos los nodos. Si un nodo recibe un "hola",

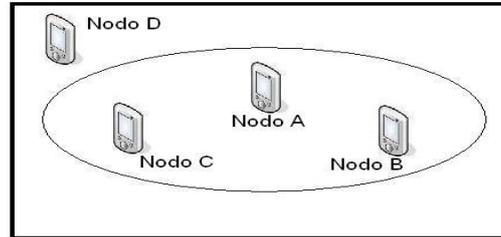


Figura 2: Las transmisiones de A pueden ser recibidas por todos los nodos dentro de su rango de transmisión inalámbrica (representado por una elipse). El único nodo que no recibe las transmisiones de A es D.

entonces sabrá de la existencia de un vecino. Si un nodo sabía de la existencia de un vecino, pero no ha recibido algún hola de dicho vecino dentro de un periodo de tiempo, entonces sabrá que ya no está disponible. La segunda de ellas es a través de acuses de recibo implícitos. Un nodo sabe implícitamente de la existencia de un vecino si recibe cualquier transmisión de él. Si dentro de un periodo de tiempo no ha escuchado ninguna transmisión de dicho nodo, entonces podrá considerarlo como indisponible. La tercera de ellas es a través de acuses de recibo explícitos. Si un nodo transmite un mensaje para un vecino, sabrá que el vecino está disponible cuando le confirme la recepción del mensaje. Estos acuses están dados por un protocolo de acceso al medio, o bien, por el mismo protocolo de enrutamiento. Por ejemplo CSMA/CA (Carrier sense multiple access with collision avoidance), proporciona un mecanismo de acuses de recibo explícitos.

Existe un enlace bidireccional entre A y B si son adyacentes o vecinos y el nodo A recibe las transmisiones del nodo B y viceversa. Existe un enlace unidireccional de B a A si son adyacentes y si A recibe las transmisiones de B pero B no recibe las transmisiones de A [12]. El 1-vecindario de A son todos los nodos con los que es adyacente. Diremos que el 2-vecindario de A son todos los nodos adyacentes a todos los nodos de su 1-vecindario [8].

Aunque en una MANET todos los nodos dentro del rango de transmisión del emisor pueden recibir el mensaje, es posible indicar en el encabezado de la trama para qué nodo va dirigido. Se indica mediante una dirección física (MAC Address), y puede ser la de algún nodo, o bien la dirección de "broadcast". Si se indica la dirección de broadcast, esto quiere decir que es un mensaje dirigido para todos los nodos que lo reciban. Por lo tanto, un

nodo envía un broadcast cuando quiere enviar un mensaje dirigido para todos los nodos dentro de su rango de transmisión inalámbrica. Si se indica la dirección física de un nodo en específico, esto quiere decir que es un mensaje dirigido para un solo nodo, todos los nodos que lo hayan recibido leerán el encabezado de la trama y solo el nodo cuya dirección coincida con la del encabezado procesará dicho mensaje y los demás lo descartarán. Un nodo está en modo monitor cuando está configurado para que procese todas las tramas que reciba aún y cuando no sea el destino indicado en el encabezado.

## 2.3 CLASIFICACIÓN DEL ENRUTAMIENTO EN MANET's

Existen diversas formas de clasificar el enrutamiento en MANET's. Se clasifican por la información que se disemina para establecer las rutas (vector de distancia y estado del enlace), por la forma en que se establecen las rutas (proactivo y reactivo), por la topología de las estructuras de enrutamiento (árboles o mallas), así como por quién inicia el establecimiento de las rutas (transmisor y receptor).

Primeramente se abordará una clasificación sumamente usada en el enrutamiento tradicional, que también es usada aquí: enrutamiento por Vector de distancia vs enrutamiento por Estado del enlace. Esta clasificación indica qué tipo de información de la topología es con la que cuenta cada nodo en la red.

Un algoritmo de enrutamiento por vector de distancia es aquél que maneja la información de las rutas a través de una dirección que representa a un nodo destino, una dirección que representa al nodo vecino por el cual puede alcanzar al destino y un entero que representa la distancia para llegar a dicho destino. En este tipo de enrutamiento ningún nodo en la red conoce la topología completa, es decir, no saben por cuáles nodos pasará el paquete para llegar a su destino, solo saben a qué distancia se encuentran del destino y hacia que nodo vecino dirigir sus transmisiones para alcanzarlo. Un ejemplo de este tipo de enrutamiento es Bellman-Ford [4].

Un algoritmo de enrutamiento por estado del enlace es aquél donde los nodos

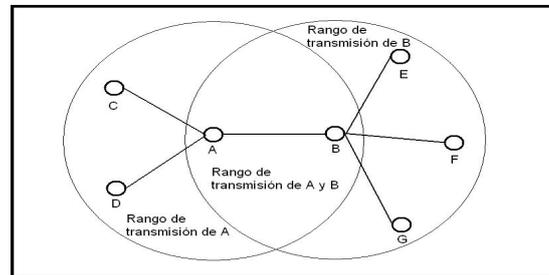


Figura 3: Los vecinos de A son B, C y D. Los vecinos de B son A, E, F y G.

publican la información de sus nodos adyacentes, es decir, le dan a conocer a los demás nodos en la red con quién están conectados directamente. Una vez que dicha información es intercambiada por todos los nodos en la red, cada nodo tendrá un mapa completo de la topología, con lo que podrán calcular la ruta más corta hacia algún destino, para realizar este cálculo generalmente se utiliza alguna variante del algoritmo de Dijkstra [5].

La segunda clasificación que se aborda es enrutamiento Proactivo vs enrutamiento Reactivo o Bajo demanda. En un algoritmo de enrutamiento proactivo la información de enrutamiento de cada nodo en la red se tiene actualizada por medio del intercambio periódico de información de enrutamiento en el que participan todos los nodos. En un algoritmo de enrutamiento reactivo los nodos que no forman parte de una ruta activa no tienen que descubrir ni dar mantenimiento a ruta alguna, tampoco participar en ningún intercambio periódico de información. El intercambio de información de enrutamiento solo se da cuando un nodo requiere comunicarse, o bien, ante algún cambio de la topología. Cabe mencionar que la información de las rutas almacenadas en cada nodo caduca. En enrutamiento proactivo se elimina una ruta conocida si después de un número predeterminado de actualizaciones recibidas no se ha obtenido información de dicha ruta. En enrutamiento reactivo se elimina una ruta después de un predeterminado tiempo. Lo anterior es conocido como estado suave (soft-state).

La tercera clasificación es para enrutamiento multicast. Debido a que en multicast un paquete debe ser enviado a distintos nodos, el algoritmo de enrutamiento debe determinar distintos caminos. Los algoritmos de enrutamiento multicast tienen dos formas de construir dichos caminos, y es lo que da esta clasificación. La primera de ellas es la construcción de un árbol que conecte a cada grupo, o bien, un árbol por cada nodo que quiera comunicarse

con un grupo multicast. La segunda de ellas es la construcción de una malla, que contiene un subconjunto de la red, que conecta a todos los miembros de un grupo.

La cuarta clasificación es también para enrutamiento multicast, la cual está dada por alguna de las dos formas en que se disemina el tráfico de control. La primera de ellas es la llamada “iniciada por el receptor”, donde un solo nodo, conocido como núcleo del grupo, inunda la red con información referente a su grupo multicast. Todos los nodos interesados en unirse a dicho grupo tienen que enviar una solicitud al núcleo. Todos los nodos interesados en enviar un mensaje para dicho grupo tienen que dirigirlo al núcleo, y será enviado a todos los miembros del grupo una vez que alcance a un nodo que pertenece al árbol o malla. La segunda de ellas es la llamada “iniciada por el transmisor”. Las membresías al grupo y las rutas multicast son establecidas y se les da mantenimiento bajo demanda por los nodos fuente.

## 2.4 LA ESCALABILIDAD DE LAS MANET’S

Escalabilidad es la capacidad que tiene un algoritmo de enrutamiento para cumplir eficientemente sus objetivos ante el incremento del número de nodos y flujos de información en una red.

La escalabilidad de una MANET está limitada por diversos factores. La capacidad del medio inalámbrico compartido limita el número de transmisiones dentro del rango recepción de un nodo a una sola a la vez. Si un nodo está recibiendo un mensaje, ningún otro nodo dentro de su rango de recepción puede transmitir. Aunado a esto existen factores (ruido, atenuación, interferencia y movilidad) que hacen que nodos vecinos tengan enlaces unidireccionales, o inestables.

Estudios teóricos que toman en cuenta las consideraciones anteriores muestran que haciendo uso de los esquemas de enrutamiento actuales, es decir, que si un algoritmo frecuentemente inunda la red (transmisión de un mensaje a todos los nodos en la red, forzando a cada nodo que lo retransmita una vez) la capacidad del medio para transmitir mensajes es mínima [6, 27]. Incluso se muestra que la cantidad de paquetes de datos entregados a un nodo destino, desciende gradualmente hasta cero conforme el número de nodos conectados

en la red aumenta [6] (resultados experimentales [7] muestran lo mismo). También se demuestra [27], que la capacidad del medio para transmitir mensajes es mayor, si el número de nodos necesarios para la entrega de datos a un destino no depende del número total de nodos en la red, lo cual es la base para el desarrollo de la propuesta que se presenta en este trabajo.

Como podemos ver la escalabilidad de las MANET's está limitada por el medio de transmisión. Sin embargo el algoritmo de enrutamiento es el que les da la topología a los nodos, entonces, con un buen diseño de este, se podrían crear nuevos esquemas donde se evite el uso de inundaciones (o bien, se utilice otra técnica más eficiente en su lugar [8]), donde se agrupen a los nodos de tal forma que cada grupo contenga solo a los nodos necesarios para entregar los paquetes a un destino, y donde la transmisión de mensajes entre nodos sea limitada solo al grupo al que pertenecen.

# CAPÍTULO 3

## ENRUTAMIENTO EN MANET's

En este capítulo presentamos un análisis de los diversos algoritmos de enrutamiento para MANET's que han sido propuestos a la fecha. Nuestro análisis está organizado en base al tipo de flujos de datos que los diversos algoritmos son capaces de soportar, es decir, unicast, multicast y geocast. Adicionalmente, se incluye una sección donde abordamos aquellos algoritmos que son capaces de soportar dos o más tipos de flujos de datos.

### 3.1 ENRUTAMIENTO UNICAST

En el enrutamiento unicast, cada flujo de datos tiene una única fuente y un único destino. Es la forma de comunicación básica en toda red de computadoras, y por lo tanto, es indispensable desarrollar algoritmos de enrutamiento unicast eficientes y escalables.

#### 3.1.1 Enrutamiento Proactivo

Como se ha mencionado, los algoritmos de enrutamiento proactivos son aquellos que continuamente calculan rutas hacia todos los nodos que componen la red, sin importa si existen o no flujos de datos. Una de las principales desventajas de este tipo de enrutamiento es que requiere que continuamente se transmitan paquetes de control para mantener rutas que no necesariamente son usadas.

### 3.1.1.1 DSDV Destination Sequenced Distance Vector

DSDV [14] Es un algoritmo de enrutamiento basado en el mecanismo de enrutamiento de Bellman-Ford [4]. Proporciona la obtención de rutas libres de ciclos mediante la introducción de números de secuencia, los cuales hacen que los nodos distingan a las rutas más recientes de las rutas anteriores.

En DSDV cada nodo debe mantener una tabla cuyas entradas representan a cada destino disponible en la red, cada entrada contiene la dirección del destino, el número de saltos que se requieren para alcanzarlo y un número de secuencia, el cual es determinado por el nodo destino.

Con el objetivo de mantener consistencia en las tablas de enrutamiento ante los cambios dinámicos de la topología, cada nodo envía mensajes a sus vecinos con información de actualización que contienen la dirección del nodo destino, el número de saltos que se requiere para alcanzarlo y el número de secuencia determinado por el destino. En DSDV existen dos tipos de mensajes de actualización. El primero de ellos es el mensaje de actualización llamado full-dump, donde cada nodo envía periódicamente su tabla de enrutamiento completa. El segundo de ellos es el mensaje de actualización llamado incremental, que se envía inmediatamente después de que hay algún cambio en la topología y que contiene solo la información que ha cambiado desde el último full-dump.

Las rutas recibidas de los mensajes se compararán con las de la tabla del nodo receptor, si existen coincidencias y si la información recibida tiene un número de secuencia más reciente, la información de tabla será reemplazada (con la distancia incrementada en uno). Si no están en la tabla se agregarán incrementando en uno la distancia recibida. Cuando llegan varias rutas cuyo destino es el mismo punto, la que tiene el número de secuencia más reciente es la que se usa. En caso de que haya mensajes con el mismo número de secuencia se escoge la ruta con una menor distancia.

Los cambios en la topología pueden ser detectados si no se han recibido actualizaciones del nodo vecino, o bien, por medio de acuses de recibo de capa de enlace. Si un nodo ya no está disponible, el nodo que lo detecta enviará un broadcast con un mensaje incremental con las rutas de su tabla que contienen a ese nodo, pero ahora con una distancia infinita. Si un nodo recibe

una actualización de una ruta marcada con distancia infinita y este tiene una ruta hacia ese destino con una distancia finita y número de secuencia más reciente entonces envía un broadcast con un mensaje incremental con dicha información.

### 3.1.1.2 OLSR Optimized Link State Routing

OLSR [8] Es un algoritmo de enrutamiento de estado de enlace. Se basa en el uso de tres mecanismos: intercambio periódico de mensajes hola que permiten a un nodo conocer el estado de su vecindario (1-vecindario y 2-vecindario), intercambio periódico de mensajes de control de topología (Topology Control TC), que distribuyen información del estado de los enlaces a toda la red y uso de retransmisores multipunto (multipoint relays MPR's) para la distribución eficiente del tráfico de control.

Con el objetivo de minimizar el número de nodos que retransmiten el tráfico de control en una inundación, cada nodo selecciona un conjunto de nodos llamado "Selector MPR". Los nodos de este conjunto serán los únicos que retransmitirán dicho tráfico en una inundación, todos los demás nodos que lo reciban lo procesarán pero no lo retransmitirán. Cada nodo realiza la selección de este conjunto de tal manera de que todos los nodos en su 2-vecindario tengan al menos un enlace con dicho conjunto. Un nodo dentro del conjunto Selector MPR es llamado retransmisor multipunto (MPR MultiPoint Relay). Los MPR's son nuevamente calculados cuando un enlace bidireccional en el vecindario cambia, es decir se ha detectado que un nodo ha sido añadido o ya no está disponible.

Todos los nodos que ya han seleccionado MPR's periódicamente inundan la red con un mensaje llamado "control de topología" (TC topology control), donde publican su conjunto Selector. Cuando todos los nodos de la red envían mensajes TC se consigue que obtengan un mapa parcial de la topología, con lo que posteriormente calcularán los caminos más cortos hacia todos los destinos alcanzables de la red.

### 3.1.1.3 FSR FISHEYE STATE ROUTING

FSR[16], es un algoritmo de enrutamiento de estado de enlace. Con el objetivo de reducir el intercambio de tráfico control, trata de mantener información exacta de las rutas a nodos más cercanos y disminuye el detalle de la información que mantiene de nodos más lejanos. Los nodos intercambian información de sus enlaces con una frecuencia que depende de la distancia del destino.

Cada nodo mantiene una lista y tres tablas. La lista contiene a todos los vecinos. La primera tabla es la de topología, contiene la información obtenida de las actualizaciones, junto con una estampa de tiempo que indica cuando fueron creadas por el nodo del que provienen. La segunda tabla contiene los nodos que son los siguientes saltos en el camino más corto para alcanzar a algún destino. La última tabla contiene las distancias del camino más corto para alcanzar un destino.

Cada nodo agrupa a los nodos destino contenidos en su tabla de topología respecto a un ámbito. El ámbito se refiere a un conjunto de nodos que pueden ser alcanzados en un determinado número de saltos. Por ejemplo, los ámbitos 1 y 2, los nodos en el ámbito 1 están a distancia uno del origen, los nodos en el ámbito 2 están a distancia dos del nodo origen. Un nodo usa distintas frecuencias para el intercambio de actualizaciones para los diferentes ámbitos en los que han sido agrupados los nodos destino de su tabla de topología. Se envían con una mayor frecuencia actualizaciones a los nodos en el ámbito más cercano. La frecuencia de envío de actualizaciones disminuye conforme la distancia del ámbito aumenta.

## 3.1.2 Enrutamiento Reactivo

A diferencia del enrutamiento proactivo, los algoritmos reactivos únicamente calculan rutas hacia aquellos nodos que son el destino de un flujo de datos activo. Sin embargo, como se describe en las secciones siguientes, la mayoría de los algoritmos proactivos que se han desarrollado a la fecha requieren la continua inundación de la red con paquetes de control, lo que limita severamente su escalabilidad.

### 3.1.2.1 DSR Dynamic Source Routing

DSR [8] es un algoritmo de enrutamiento que utiliza la técnica de enrutamiento fuente (source routing). Con dicha técnica los nodos emisores ponen en el encabezado de los paquetes a enviar la ruta fuente al destino, es decir, la secuencia de nodos que debe seguir para alcanzar su destino. Cada nodo mantiene una caché de ruta que contiene las rutas fuentes a los destinos conocidos. Las entradas de la caché tienen un tiempo de vida y al terminarlo son borradas.

Cuando un nodo requiere enviar un paquete hacia algún destino consulta su caché de ruta, si existe una entrada para ese destino entonces la usará, si no existe entonces comenzará el proceso de descubrimiento de rutas. Este proceso comienza con la inundación de la red con un paquete de solicitud de ruta. Dicho paquete contiene la dirección del nodo origen, la dirección nodo destino, un registro de ruta que almacena las direcciones de los nodos por los que ha pasado, un identificador de solicitud único para cada paquete, el cual es determinado por el nodo origen.

Con la finalidad de detectar paquetes de solicitud de ruta duplicados cada nodo mantiene una lista con un par de parámetros referentes a las solicitudes de ruta recibidas recientemente: dirección de nodo origen y el identificador de solicitud del paquete.

Cuando algún nodo recibe un paquete de solicitud de ruta lo procesa de acuerdo a los siguientes pasos: 1.-Comparará el par (identificador de solicitud y dirección del nodo origen) del paquete con los pares almacenados en su lista. Si alguna entrada en su lista es igual a la del paquete recibido entonces lo descartará. 2.-Si el paquete ya tiene enlistado en su registro de ruta la dirección del nodo que lo está procesando entonces lo descartará. 3.-Si la dirección destino del paquete coincide con la suya, entonces la ruta almacenada en el paquete es desde el origen al destino deseado. La ruta se copia en un paquete de respuesta de ruta y se envía al nodo origen utilizando la ruta correspondiente contenida en la caché del nodo. Si no existe alguna ruta en la caché del nodo, entonces se utiliza la ruta almacenada en el registro de ruta del paquete procesado. 4.-Si la dirección destino del paquete no coincide con la suya entonces almacena su dirección en el registro de ruta del paquete y lo retransmite.

DSR tiene un proceso de mantenimiento de rutas que comienza cuando se detectan cambios en alguna ruta fuente. Esto se da cuando algún nodo listado en la ruta del paquete ya no está disponible, la disponibilidad de los nodos puede ser detectada de dos formas (acuses de recibo implícitos y explícitos). Si en algún punto de la ruta se detecta que un nodo ya no está disponible, entonces se envía un paquete de error de ruta al nodo origen. Cuando un nodo recibe un paquete de error de ruta elimina de su caché la entrada correspondiente a esta. Todas las rutas que pasan por el nodo que ya no está disponible serán truncadas al punto desde donde se detectó el cambio.

### 3.1.2.2 AODV Ad-Hoc On Demand Distance Vector

AODV [9] Es un algoritmo de enrutamiento por vector de distancia. Usa el mecanismo de descubrimiento de rutas utilizado en DSR [8]. Y con el objetivo de mantener la información de enrutamiento mas reciente y evitar bucles en la red toma el concepto de los números de secuencia de DSDV [14].

El procedimiento de descubrimiento de ruta es iniciado cuando un nodo necesita comunicarse a un destino del cual la información de su ruta es desconocida o alguna vez tuvo pero ya ha expirado. Cada nodo mantiene dos contadores: número de secuencia y un identificador de broadcast. El descubrimiento de rutas comienza cuando el nodo origen hace una inundación con un paquete de solicitud de ruta. Dicho paquete será retransmitido hasta que alcance su destino, o bien, encuentre a un nodo con una ruta reciente hacia él. En cualquiera de los dos casos anteriores se envía un paquete de respuesta de ruta al nodo origen. Si el nodo origen no recibe una respuesta puede retransmitir la solicitud o asumir que dicha ruta no existe.

Cada paquete de solicitud de ruta contiene la dirección del nodo origen, número de secuencia del nodo origen, un identificador de broadcast, dirección del nodo destino, número de secuencia del destino y un contador de saltos.

Si un nodo recibe una solicitud de ruta, comparará la dirección de origen y el identificador de broadcast del paquete recibido con los que ha recibido anteriormente, y si ya la ha recibido, la descartará. Si no la había recibido

y no tiene una ruta hacia el destino entonces incrementará el valor del contador de saltos y la retransmitirá. Si el nodo tiene una ruta hacia el destino comprará el número de secuencia del destino contenido en el paquete con el número de secuencia del nodo destino contenido en su tabla, el nodo transmitirá una respuesta de ruta solo si el número de secuencia en su entrada es mayor o igual que el contenido en el paquete, si es menor entonces aumentará en uno el valor del contador de saltos y retransmitirá el paquete. Si el nodo es el destino entonces transmitirá una respuesta de ruta al nodo origen.

Conforme un paquete de solicitud de ruta recorre la red, automáticamente cada nodo forma una tabla de enrutamiento inversa hacia el nodo origen. Esta ruta inversa tiene la finalidad de ser utilizada como ruta del paquete de respuesta de ruta, así como mantener las rutas más recientes desde el nodo que procesa la solicitud, hacia el origen de ésta. Las entradas de esta tabla contienen la siguiente información: dirección del nodo del que recibió la solicitud de ruta, dirección del nodo origen, dirección del nodo destino, identificador de broadcast, tiempo de expiración de la ruta en reversa, número de secuencia del nodo origen.

AODV comienza el proceso de mantenimiento de rutas, cuando alguna ruta activa sufre algún cambio. Es posible detectar fallas en los enlaces por medio de mensajes hola, o bien, por medio de acuses de recibo de capa de enlace. Si un nodo origen se mueve durante una sesión activa deberá reiniciar el proceso de descubrimiento de rutas. Si un nodo ha detectado una falla en el enlace de un nodo intermedio o destino en una ruta activa, propagará una respuesta de ruta con un número de secuencia nuevo y con una distancia infinita al destino. Una vez que el nodo origen recibe esta notificación y si aún requiere esta ruta puede volver a comenzar el proceso de descubrimiento enviando una solicitud de ruta con un número de secuencia del nodo destino mayor al último que fue conocido, asegurando que ningún nodo con la ruta anterior marcada como válida responda a esta solicitud.

### 3.1.2.3 AOMDV Ad-Hoc On Demand Multipath Distance Vector

AOMDV [15], es una extensión de AODV [9]. Con la finalidad de reducir el número de veces que se requiere el descubrimiento de rutas ante el cambio de una ruta activa, AOMDV obtiene múltiples rutas disjuntas libres de

ciclos. Con lo que se consigue que el proceso de descubrimiento de rutas solo se tenga que ejecutar cuando todas las rutas hacia un destino no estén disponibles.

Con el proceso de descubrimiento de rutas de AODV un nodo puede tener conocimiento de múltiples rutas hacia un destino. Por ejemplo cuando un nodo inunda la red con un mensaje de solicitud de ruta, el nodo destino tendrá conocimiento de diversas rutas hacia el origen. Sin embargo, el uso de dichas rutas sin ningún tipo de control ocasionaría ciclos. Para evitar ciclos, para cada ruta se toma el primer valor conocido del número de saltos hacia un destino. Dicho número de saltos se toma como un valor máximo, solo se aceptarán otras rutas hacia dicho destino, si su número de saltos es menor que el máximo. El valor máximo se vuelve a establecer cuando se da una ruta más reciente, es decir, se restablece cuando llega información de una ruta con un número de secuencia más reciente.

## **3.2 ENRUTAMIENTO MULTICAST**

En el enrutamiento multicast, los destinos multicast están compuestos por un subconjunto dinámico de los nodos que componen la red. Bajo el modelo multicast IP, la membresía a los destinos o grupos multicast es anónima en el sentido de que ningún nodo en la red posee información acerca de la identidad de los nodos que en determinado momento están suscritos a un grupo multicast. Los algoritmos de enrutamiento tienen la responsabilidad de establecer una estructura de enrutamiento que conecte a las fuentes con los nodos que en determinado momento componen al grupo multicast.

### **3.2.1 Iniciado por el receptor**

#### **3.2.1.1 MAODV Multicast Operation of the Adhoc OnDemand Distance Vector**

MAODV [17], es una extensión de AODV [9] que ofrece enrutamiento multicast. Para conectar a los miembros de un grupo forma árboles. También designa líderes o núcleos para cada grupo, que se encargan del mantenimiento y distribución de tráfico de control en los árboles. Su principio de funcionamiento se basa en envío de paquetes de solicitud de ruta y respuesta de ruta.

Se agregan 2 banderas al paquete de solicitud y respuesta de ruta de AODV [9]: *j\_flag*, bandera de unión y *r\_flag*, bandera de reparación (serán explicadas posteriormente). También se agrega un nuevo mensaje, llamado Activación Multicast (Multicast Activation MACT). Este mensaje contiene las banderas *P\_flag*, *Gl\_flag* (serán explicadas posteriormente), dirección origen, número secuencia del origen, dirección destino.

En esta extensión cada nodo debe mantener una segunda tabla llamada tabla de rutas multicast. Esta tabla contiene la dirección multicast del grupo al que pertenece, dirección del líder del grupo, el número de secuencia del grupo, número de saltos para alcanzar al líder, siguientes saltos para alcanzarlo y el tiempo de vida que tienen las entradas. Se añaden nuevas entradas a esta tabla después de que el nodo se une a algún grupo. Cuando un nodo es oficialmente añadido, es decir, su enlace ha sido añadido al árbol multicast, existe una bandera llamada Habilitado la cual lo indicará.

Con el objetivo de tener información de todos los líderes, cada nodo debe mantener una tercera tabla, llamada tabla de solicitud. Se le añaden nuevas entradas a esta tabla cuando se recibe un mensaje de solicitud de unión a un grupo y no se tienen ninguna información de él. Esta tabla contiene la dirección del grupo multicast solicitado y la dirección del nodo solicitante. Cada vez que un nodo requiere unirse a un grupo, revisará esta tabla y en caso de contar con una entrada para ese grupo enviará un mensaje unicast al líder (que fue el primer nodo solicitante), si no existe una entrada inundará la red.

El primer nodo que se une a un grupo es quien se vuelve líder. Un nodo puede ser líder de uno o más grupos. El líder periódicamente envía mensajes “hola”, que alcanzan a todos los nodos de la red. En estos mensajes publica la dirección del grupo, un nuevo número de secuencia y un campo de conteo de saltos, que se incrementa a cada retransmisión del mensaje y que indicará a cada nodo a qué distancia está del líder. Estos mensajes le sirven a los nodos para actualizar sus tablas de solicitud cuando no tienen una entrada

para el grupo publicado. Los nodos miembros del grupo publicado utilizarán esta información para mantener su distancia al líder actualizada.

Un nodo envía una solicitud de ruta cuando quiere unirse a un grupo o quiere enviarle un mensaje y no tiene información de él. Si busca unirse a un grupo habilita la bandera *j-flag*, de cualquier otra forma la deja deshabilitada. Si no tiene información actual almacenada del líder del grupo entonces inundará la red con la solicitud. Si cuenta con información actual entonces la enviará de forma unicast hacia el líder.

Solo los miembros del grupo deseado pueden responder a una solicitud con *j-flag* habilitada. Una solicitud con *j-flag* deshabilitada puede ser respondida por cualquier nodo con una ruta reciente hacia el grupo. Si un nodo recibe una solicitud con *j-flag* habilitada y no es miembro del grupo deseado, o si recibe una solicitud con *j-flag* deshabilitada y no tiene una ruta más reciente que la listada en el paquete, entonces lo retransmitirá a sus vecinos.

Si un nodo envía una solicitud con *j-flag* habilitado para un grupo del que no tiene información y no recibe ninguna respuesta, significa que aún no hay miembros en el grupo, entonces el asumirá el papel de líder. Si cuenta con información significa que la solicitud será enviada de forma unicast, pero si no recibe ninguna respuesta inundará la red con dicha solicitud.

Un miembro de un grupo puede responder a una solicitud con *j-flag* habilitado, solo si el número de secuencia del grupo que tiene almacenado es al menos tan reciente como el listado en la solicitud. El paquete de respuesta contiene la dirección del líder del grupo, el último número de secuencia conocido del grupo, y un campo denominado *Mgroup-Hop*. Este último campo es inicializado en 0, y se incrementa en 1 cada vez que el paquete es retransmitido. Así que cuando la respuesta llegue al origen de la solicitud, indicará la distancia que existe entre el miembro del grupo que respondió y él. Con el objetivo de establecer un camino, los nodos intermedios que reciben la respuesta actualizan sus tablas.

Cuando se envía un paquete de datos a un grupo multicast es recibido por algún nodo en el árbol. El nodo que lo recibe almacena la dirección fuente e identificador del mensaje. Posteriormente el paquete es retransmitido por todo el árbol. Si un nodo recibe el mensaje igualmente almacenará dirección fuente e identificador. Si no es miembro del grupo entonces solo retransmitirá el mensaje, si es miembro del grupo, lo procesará y retransmitirá. Si se recibe un mensaje que cuyo par, dirección origen e identificador, coinciden

con los almacenados, entonces descartará el mensaje.

Un mensaje MACT indica a algún nodo miembro de un grupo que se unirá un nuevo miembro, por lo tanto el árbol se expandirá. Cuando un nodo envía un paquete de solicitud de ruta a un grupo multicast puede recibir varias respuestas. El nodo origen recibe respuestas solo por un tiempo predeterminado y únicamente conserva la de mayor número de secuencia y menor distancia reportada. Una vez seleccionada la ruta, sabrá quién es el miembro del grupo más cercano a él. Actualizará su tabla multicast donde identificará el nodo que representa al siguiente salto para alcanzar al miembro del grupo identificado como más cercano, al cual le enviará un mensaje unicast MACT. Si el siguiente salto es un miembro del grupo, no retransmitirá el mensaje. Si no es miembro del grupo, entonces lo retransmitirá al siguiente mejor salto definido de acuerdo a lo anterior. Este proceso continua hasta que se alcanza al nodo que genero la respuesta. Una vez que un miembro recibe un mensaje MACT considerará la ruta para alcanzar al nuevo miembro como activa.

En cualquier momento un nodo miembro de un grupo puede cambiar el estado de su membresía. Si el nodo no es una hoja, dejará de pertenecer al grupo pero deberá seguir siendo parte del árbol. Si el nodo es una hoja, enviará un mensaje MACT al nodo que representa el siguiente salto en el árbol. Este mensaje tendrá habilitada la bandera *P\_flag*. Una vez que lo envía borrará la información referente al grupo de su tabla de rutas multicast. Si el siguiente salto es un miembro del grupo entonces eliminará la información del nodo que envió el MACT de su tabla de rutas multicast. Si el siguiente no es miembro del grupo, entonces quedará como una hoja y dado que no es necesario que siga formando parte del árbol, igualmente enviará un MACT y borrará la información del grupo de su tabla.

Se detecta una falla de un enlace si dentro de un predeterminado tiempo no se han escuchado ni los mensajes hola, ni ningún otro tipo de transmisiones de algún vecino. El nodo que detecta la falla es el encargado de repararla. Este nodo enviará un mensaje de solicitud de ruta con *j\_flag* habilitada y con el campo *Mgroup\_Hop* con una distancia igual a la última conocida para alcanzar al líder. Los únicos nodos que pueden responder a esta solicitud, es el líder y aquellos que tienen una ruta reciente y que están una distancia menor o igual que la publicada en la solicitud. Si después de una serie de intentos no se ha recibido una respuesta, se puede asumir que se requiere de un nuevo líder. Si el nodo que está enviando las solicitudes es miembro del grupo, entonces él se vuelve líder. Si no es parte del grupo, y solo tiene un siguiente salto hacia el grupo multicast, entonces dejará de ser parte del

árbol (como se describió anteriormente, enviando un MACT). Si el nodo que recibe el MACT no es miembro del grupo igualmente se eliminará de árbol, este proceso continúa hasta alcanzar a un miembro, el cual asumirá el papel de líder. Si el nodo que detecta la falla no es parte del grupo y tiene más de un siguiente salto, no podrá dejar de ser parte del árbol, así que enviará un MACT con *Gl\_flag* habilitada al primero de sus siguientes saltos. Si el nodo que recibe el MACT no es miembro del grupo, entonces de manera similar enviará un MACT. Este proceso continúa hasta encontrar un miembro, el cual será el nuevo líder. Después de cambio de líder, el nuevo transmitirá un mensaje hola con la bandera *U\_flag* habilitada, indicando a los miembros del grupo que él es nuevo líder.

Puede suceder el caso en que la red se parta quedando de cada lado un líder. En caso de que las particiones se reconecten los miembros estarían recibiendo mensajes hola del mismo grupo multicast pero originados por distintos líderes. Si un nodo miembro se encuentra en esta situación y su líder tiene menor dirección que las reportadas en los mensajes hola de otros líderes, entonces puede comenzar la reconexión del árbol. Este pedirá permiso a su líder de reconstruir el árbol, enviándole un mensaje de solicitud de ruta con *r\_flag* habilitada. El líder solo otorgará permiso de reconstruir el árbol a un solo nodo, enviándole una respuesta de ruta. Después de que un nodo recibe el permiso para reconstruir, enviará un mensaje de solicitud de ruta hacia el otro líder. Este mensaje tendrá *r\_flag* habilitada y el último número de secuencia conocido para la partición del nodo que envía. Cuando el otro líder recibe la solicitud, comparará el número de secuencia de las dos particiones e incrementará en uno el mayor. Enviará ese nuevo número de secuencia como respuesta al nodo origen, y se volverá líder de las particiones reconectadas. Posteriormente enviará un mensaje hola con *U\_flag* habilitado, indicando a los miembros que él es el nuevo líder.

### 3.2.1.2 CAMP The Core-Assisted Mesh Protocol

CAMP [19], proporciona enrutamiento multicast y con el objetivo de mantener una mayor conectividad entre los miembros de un grupo, en lugar de árboles establece mallas. Consiste en el mantenimiento de dichas mallas, así como el envío de paquetes a través de ellas, garantizando que no se formarán bucles. También asegura que los caminos más cortos desde los destinos

hacia las fuentes formen parte de la malla del grupo. Con el objetivo de reducir el flujo de tráfico de control generado cuando un nodo requiere volverse miembro de un grupo, se establecen nodos núcleos para cada grupo. No es necesaria la existencia de núcleos para su funcionamiento. En CAMP existen 2 tipos de miembros. Un miembro simplex es aquel que puede enviar mensajes al grupo, pero no recibir mensajes dirigidos hacia el grupo. Un miembro dúplex es aquel que puede enviar y recibir mensajes del grupo al que pertenece. CAMP asume la disponibilidad de la información de un algoritmo de enrutamiento unicast, es decir, asume la disponibilidad de las distancias correctas y los siguientes saltos a los destinos conocidos.

Cuando un nodo requiere unirse a un grupo y alguno de sus vecinos es miembro dúplex, entonces envía un mensaje de actualización para sus vecinos anunciando su membresía. Cada vez que un nodo recibe un mensaje con información referente a cambios de membresía, enviará un mensaje de actualización a sus vecinos con dicha información. Si ninguno de sus vecinos es miembro dúplex, pero cuenta con una ruta unicast a algún núcleo del grupo, entonces transmitirá una solicitud de unión unicast hacia el núcleo identificado. Si los núcleos no son alcanzables y ninguno de sus vecinos es miembro dúplex, entonces inundará la red con un mensaje de búsqueda de malla. Cada vez que un nodo recibe el mensaje, anexará su dirección. La inundación alcanzará a algún miembro dúplex o algún núcleo del grupo, el cual responderá. Una vez que el nodo origen recibe la respuesta, podrá enviar una solicitud de unión unicast por la ruta recibida. Cuando el nodo que genero la solicitud recibe la respuesta, sabrá que ya es parte de grupo.

Un nodo puede dejar de ser miembro del grupo multicast, si no forma parte de los caminos más cortos entre otros miembros. Antes de dejar un grupo, un nodo deberá enviar un mensaje de salida a sus vecinos. Cuando un nodo recibe un mensaje que reporte la salida del grupo de un nodo, transmitirá un mensaje de actualización a sus vecinos con dicho reporte.

Cada vez que un nodo escucha que alguno de sus vecinos envía un mensaje dirigido hacia un grupo del cual no es miembro, se unirá a ese grupo en modo simplex. El envío y respuesta de una solicitud de unión simplex, es igual al dúplex, descrita anteriormente. Con el uso de miembros simplex se intenta contener el tráfico en regiones cercanas a los miembros dúplex del grupo.

Se utilizan los mensajes llamados latidos para asegurar que la malla contiene los caminos más cortos hacia todos los miembros del grupo. Cada vez

que se recibe un mensaje multicast se almacena información acerca del origen del mensaje, y del nodo vecino que lo retransmitió. Periódicamente se está revisando la información almacenada. Si un miembro recibe un mensaje transmitido por un vecino que no es el siguiente salto para alcanzar al origen (de acuerdo con la información recabada del uso de algún algoritmo unicast), entonces transmitirá un latido al nodo que representa el siguiente salto para alcanzar el origen. Si el siguiente salto no es miembro de la malla entonces generará un mensaje que forzará a este nodo y a los demás integrantes del camino hacia el origen que formen parte de la malla.

En caso de que una malla multicast se parta, y ya que no es necesario el uso de núcleos para un grupo, el protocolo podría seguir operando. Cada nodo que forma parte del grupo almacena y conserva la información de todos los núcleos del grupo, aún y cuando ya no estén disponibles. Con esta información es posible volver a unir particiones que vuelven a estar físicamente conectadas. Cuando un nodo pierde conectividad con todos los núcleos de su grupo habilitará la bandera de recuerdo. Si se vuelve a contar con una ruta unicast hacia alguno de los núcleos, y la bandera de recuerdo está habilitada, revisará si el siguiente salto para alcanzar al núcleo está dentro de la malla, si no lo está, entonces enviará una solicitud de unión al núcleo disponible. Para asegurar que dos o más componentes de una malla con núcleos se unirán, cada núcleo se encuentra periódicamente enviando mensajes a los otros núcleos del grupo. Estos mensajes fuerzan a nodos intermedios entre núcleos que no forman parte del grupo a que se unan a la malla.

Cuando un nodo tiene que enviar un paquete de datos multicast, simplemente lo retransmite a sus vecinos. Un nodo acepta un paquete de datos multicast solo si es miembro del grupo al que va dirigido. Un nodo que acepta un paquete de datos multicast lo retransmite solo si es parte de la ruta más corta para alcanzar a algún miembro del grupo. Cabe mencionar que al igual que otros protocolos, en CAMP cada nodo debe mantener un número de secuencia, el cual se incrementa cada vez que se genera un nuevo mensaje. Con esto se busca la obtención de rutas actuales.

### **3.2.1.3 PUMA Protocol for Unified Multicasting through Announcements**

PUMA [20], establece y mantiene una malla por cada grupo multicast. Su funcionamiento no requiere de las rutas obtenidas por un algoritmo unicast, ni de la preasignación de núcleos para un grupo.

Con el fin de designar núcleos para cada grupo y de informar a cada nodo en la red de al menos un siguiente salto hacia el núcleo de cada grupo, se hace uso de un algoritmo de árbol de expansión mínima [21]. Con este algoritmo se consigue que todos los nodos tengan una ruta hacia todos los núcleos en un tiempo finito.

Cada nodo receptor miembro de algún grupo, está conectado al núcleo a través del camino más corto que los une. Todos los nodos intermedios en los caminos más cortos entre el núcleo y los receptores forman una malla.

Cada vez que un nodo que no forma parte de un grupo requiere enviar un paquete multicast, lo dirige por el camino más corto que conoce hacia el núcleo del grupo. Una vez que el paquete alcanza la malla, se inunda dentro de ella. Con la finalidad de identificar y desechar paquetes duplicados, cada nodo mantiene el identificador de cada paquete recibido.

El funcionamiento de PUMA requiere el uso de anuncios multicast. Estos contienen el número de secuencia, la dirección del grupo, la dirección del núcleo, la distancia al núcleo, una bandera de miembro de malla. Con esta información los nodos pueden elegir núcleos, determinar las rutas hacia algún grupo desde un nodo no miembro, notificar su entrada o salida de una malla y dar mantenimiento a las mallas.

Un nodo que se considera núcleo periódicamente transmite anuncios multicast para su grupo. Cada vez que un nodo recibe un anuncio, establece o actualiza una entrada en su lista de conectividad. Esta lista contiene la información del anuncio, junto con el tiempo y el vecino por el cual fue recibido. Con esta lista los nodos son capaces de establecer mallas y de enviar mensajes a un grupo multicast.

Un nodo genera sus anuncios multicast basado en la mejor entrada de su lista de conectividad. Si se cuenta con distintas entradas hacia un mismo núcleo, se considera mejor la del número de secuencia más reciente. Si se da el caso en el que dichas entradas tengan el mismo número de secuencia, se considerará mejor la de menor distancia. Si dichas entradas tienen números de secuencia y distancias iguales, se considerará mejor la primera que fue

recibida. En el caso que un nodo tenga distintas entradas actuales para un mismo grupo pero con distintos núcleos, se considerará la mejor la de mayor dirección de núcleo.

Cuando un nodo requiere enviar un paquete de datos multicast, lo envía al vecino del cual recibió el mejor anuncio. Si el enlace a dicho vecino no está disponible, entonces lo enviará al vecino del cual recibió el segundo mejor anuncio. Por lo tanto un nodo tiene un número de rutas hacia el núcleo igual al número de entradas en su tabla de conectividad, igual al número de nodos vecinos.

Un núcleo genera anuncios cada 3 segundos. Cada vez que un nodo recibe un anuncio con un número de secuencia más reciente espera un corto periodo de tiempo predeterminado, el que aprovecha para recibir otros anuncios, para posteriormente generar el suyo.

Si existen múltiples grupos, entonces los nodos envían periódicamente (intervalo de anuncio multicast) un broadcast en el que agrupan todos los anuncios con números de secuencia recientes que han recibido. Todos los anuncios referentes a cambios en las membresías de un grupo, o de nuevos grupos, son retransmitidos inmediatamente.

El proceso mediante el cual se establece y se da mantenimiento a mallas se da de la siguiente manera. Inicialmente solo los nodos miembros de un grupo pertenecen a la malla. Cuando cualquiera de estos nodos genera sus anuncios habilitan la bandera de miembro.

Un nodo que no es miembro del grupo es parte de la malla si tiene al menos una malla hija en su lista de conectividad. Un vecino en una tabla de conectividad es una malla hija si cumple con las siguientes condiciones: a) su bandera de miembro está habilitada, b) su distancia hacia el núcleo es mayor que la distancia que hay entre el nodo al que pertenece la tabla y el núcleo, y c) el anuncio multicast correspondiente a esta estrada en la lista ha sido recibida en un tiempo igual a 2 intervalos de anuncios multicast.

Cuando un nodo requiere enviar un mensaje multicast, revisará si ha recibido algún anuncio de ese grupo. Si recientemente ha recibido anuncios, entonces adoptará como núcleo al especificado en dichos anuncios. Si no ha recibido anuncios, entonces él asumirá el papel de núcleo.

Un nodo detecta la ausencia de un núcleo para su grupo si no ha recibi-

do anuncios actuales de él en un periodo de tiempo igual a 3 intervalos de anuncios multicast

## 3.2.2 Iniciado por el transmisor

### 3.2.2.1 ODMRP On Demand Multicast Routing Protocol

ODMRP [18], utiliza el concepto de grupo de envío, donde por cada grupo multicast un conjunto de nodos forman una malla, por la cual se envían los mensajes a los integrantes del grupo. El uso de mallas en lugar de árboles, permite tener redundancia en las rutas, lo cual es sumamente útil ante cambios dinámicos de topología. Con el uso de árboles se requeriría su reconstrucción ante cualquier cambio de la topología. Su principio de funcionamiento se basa en envío de paquetes de solicitud y replica de unión (join request). Las membresías al grupo y el mantenimiento de las rutas multicast son establecidas y actualizadas bajo demanda por el transmisor.

Cada nodo en la red debe mantener 4 tablas. La tabla de miembro, donde cada receptor almacena el identificador del nodo origen, y el tiempo en el que fue recibido cada join-request. La tabla de enrutamiento que se actualiza con cada join-request recibido y no repetido, donde se almacena la dirección del nodo origen y la del siguiente salto para alcanzarlo. La tabla de grupo de envío, donde se almacena la dirección del grupo multicast para el cual es miembro del grupo de envío. La tabla de unión, que toma de la tabla de enrutamiento la información del siguiente salto para alcanzar el origen de un join-request. Todas las entradas de las tablas anteriores tienen un tiempo de caducidad. Después de un determinado tiempo ya no serán válidas (soft-state). Cada nodo mantiene un número de secuencia que incrementa cada vez que genera un nuevo join-request. También deben mantener una caché de mensajes, donde se almacena la dirección del nodo origen y el número de secuencia de los join-request recibidos. Cada vez que se recibe un join-request, se comparará el par, dirección origen y número de secuencia, con los almacenados. Si se encuentra que el par ya está almacenado, entonces se descartará el mensaje.

Mientras que un nodo requiera enviar información a un grupo multicast, inundará periódicamente la red con un join-request. Cuando un nodo recibe un join-request no repetido, almacenará la dirección del nodo origen y dirección del siguiente salto para alcanzarlo, posteriormente lo retransmitirá. Cuando el join-request alcanza a algún nodo miembro del grupo, crea o actualiza una entrada para el nodo origen del paquete en su tabla de miembro.

Si algún nodo tiene entradas válidas en su tabla de miembro, entonces periódicamente transmitirá su tabla de unión a todos sus vecinos. Cuando un nodo recibe una tabla de unión, chequeará si algunas de las entradas coinciden con su dirección. Si encuentra su propia dirección, entonces sabrá que es parte del camino hacia el origen (será parte del grupo de envío) y habilitará su bandera *F\_flag*. Este proceso continua hasta que en algún momento el nodo origen recibirá una tabla de unión donde encuentre listada su dirección. Con este proceso se construyen las mallas por donde fluirán mensajes desde el origen hacia un grupo multicast, y entonces ya podrá haber flujo de datos. Cuando un nodo recibe un paquete de datos dirigido hacia un grupo multicast, solo lo retransmitirá si tiene la bandera *F\_flag* habilitada y no es un mensaje que ya ha recibido anteriormente.

### 3.3 ENRUTAMIENTO GEOCAST

El enrutamiento geocast es similar al multicast en el sentido de que los destinos están compuestos por un subconjunto dinámico de los nodos que componen la red. Sin embargo, a diferencia de la membresía multicast donde los nodos solicitan explícitamente ser parte del grupo o dejar de ser parte del grupo, la membresía geocast está relacionada con la posición física de los nodos. Los paquetes de datos geocast son enviados a todos aquellos nodos que en un instante dado se encuentren dentro de una región geográfica dada. Como puede observarse, un prerrequisito para el enrutamiento geocast es que los nodos conozcan su localización geográfica. Por lo anterior, y como puede verse en las siguientes secciones, los algoritmos geocast suelen utilizar esta información para eficientar el proceso de establecimiento de las rutas.

#### 3.3.1 LBM Geocasting in Mobile Ad Hoc Networks: Location-Based Multicast

LBM [22], hace uso de inundaciones para enviar paquetes hacia los nodos dentro de una determinada región geográfica. Haciendo uso de la información de las posiciones de cada nodo, logra reducir el número de transmisiones en cada inundación.

Si un nodo requiere enviar paquetes a una región geográfica, primeramente definirá una zona de retransmisión. Los nodos dentro de la región deseada siempre serán parte de dicha zona. Solo los nodos dentro de dicha zona retransmitirán los paquetes. La manera en la que se establece que un nodo pertenece a determinada zona de retransmisión esta dada por el siguiente algoritmo.

Se establece como zona de retransmisión a todos los nodos dentro del área rectangular de menor tamaño posible, que cubre al nodo fuente y la región que se desea alcanzar. Entonces cada vez que un nodo desea enviar información para los nodos de una región geográfica, incluirá en los paquetes las coordenadas de las 4 esquinas del rectángulo. Un nodo que recibe estos paquetes, los retransmitirá solo si está dentro del área.

### **3.3.2 Coverage-based Flooding Scheme for Geocasting in Mobile Ad hoc Networks**

Coverage-based Flooding [23], se enfoca en mejorar los mecanismos de entrega de paquetes dentro de una región geográfica por medio de inundaciones eficientes. Para conseguirlo parte las regiones en grids, y hace uso de información de cobertura. Usando esta información, se pretende de reducir el número de nodos que retransmiten un mensaje dentro de una región. Solo retransmitirán los nodos que pueden alcanzar a los que aún no han recibido el mensaje.

Cada región se parte en un arreglo bidimensional de grids, donde un grid es un cuadrado de tamaño *longitud\_grid* x *longitud\_grid*. El valor de *longitud\_grid* depende de los radios de transmisión de los nodos dentro de la región.

En lugar de que todos los nodos participen en una inundación, solo participarán los nodos que tienen un mayor radio de transmisión y que estén dentro del radio de los que aún no están cubiertos. Por ejemplo, si dos nodos

reciben un paquete al mismo tiempo, el de mayor rango de transmisión será el que primero retransmitirá (si es que hay algún nodo no cubierto dentro de su rango de transmisión), por lo tanto el otro nodo solo retransmitirá si existen nodos dentro de su rango de transmisión que aún no han sido cubiertos.

Para determinar si un paquete debe ser retransmitido, cada paquete es transmitido con un mapa que indica que regiones en el área ya han sido cubiertas. El mapa es una matriz que representa a los grids dentro de una región y cuyas entradas pueden ser 1 o 0, cubierto o no cubierto. Inicialmente los elementos de la matriz están en 0. Cada vez que un nodo transmite debe actualizar la matriz de acuerdo a su rango de transmisión.

Cada nodo necesita saber su área de cobertura para así poder compararla con el mapa incluido en un paquete recibido y determinar si lo retransmite. El área de cobertura son los grids que se encuentran dentro del rango de transmisión de un nodo, suponiendo que éste se encuentra justamente al centro de un grid. Cada nodo debe mantener una matriz que contiene la información acerca de su cobertura, la cual solo se calcula antes de iniciar una transmisión.

### 3.3.3 Delivery-Guaranteed Geocast in MANETs using ZHLS

Hacer llegar un paquete de datos a un nodo dentro de una región geocast para que posteriormente se encargue de su distribución por medio de alguna técnica de inundación, no implica que todos los nodos dentro de dicha región recibirán el mensaje. Por ejemplo supongamos una red que cuenta con una región geográfica en la hay 2 conjuntos de nodos, los nodos dentro de los conjuntos se alcanzan los unos a los otros, sin embargo, los conjuntos están separados a una distancia tal que no puede haber comunicación entre ambos. Si se hace llegar un paquete a un nodo dentro de la región, no le será posible diseminar el paquete a todos los nodos dentro de esta. Delivery-Guaranteed [24] hace uso de ZHLS (Zone Based Hierarchical link state) [25] para garantizar la entrega de paquetes geocast a todos los nodos dentro de una región geográfica.

ZHLS divide la red en zonas. Una zona es un conjunto de nodos que están dentro de una región geográfica. Un nodo solo puede pertenecer a una sola

zona. Cada nodo debe mantener 2 tablas. La tabla a nivel de nodo indica las conexiones dentro de las zonas. La tabla a nivel de zona indica como están conectadas las zonas. Cada nodo envía un broadcast con una solicitud de enlace. Todos sus vecinos responderán con un paquete que contiene su identificador y el de su zona. Si recibe respuestas de nodos que no pertenecen a su zona, entonces será designado como gateway. Después de haber recibido respuestas, el nodo generará un paquete de estado de enlace (Link State Packet LSP). Un LSP contiene los identificadores de sus vecinos que están dentro y fuera de su zona. El LSP es transmitido a todos los nodos dentro de la zona. Una vez que un nodo recibe todos los LSP's de los otros nodos en su zona se consigue que los nodos conozcan la topología dentro de su zona, y las zonas que puede alcanzar por algún miembro gateway. Posteriormente los nodos gateway generarán e inundarán la red con un LSP de zona que contiene la información referente a las zonas vecinas a las suyas (las que se alcanzan por un nodo gateway dentro de su región).

En Delivery-Guaranteed cuando un nodo requiere enviar un paquete geocast identifica las zonas que abarca la región destino. Posteriormente solicitará a los nodos gateway de cada zona involucrada que le envíen sus LSP de zona, con lo que calculará el número de componentes no conexos dentro de la región geocast. Entonces determinará a los nodos gateway más cercanos a él que están dentro de las zonas que pueden alcanzar a cada uno de los componentes no conexos. Dichos nodos gateways diseminarán el paquete geocast para todos los nodos del componente conexo en el que se encuentran. En caso de presentarse cambios en las zonas involucradas, los nodos gateway retransmitirán un LSP con la nueva información y el nodo origen repetirá el proceso descrito anteriormente.

### 3.4 ENRUTAMIENTO UNIFICADO

El enrutamiento unificado fue propuesto originalmente en [13] con el objetivo de desarrollar algoritmos de enrutamiento capaces de soportar diferentes tipos de flujos de datos. La principal ventaja del enrutamiento unificado es que elimina la necesidad de tener dos o más algoritmos de enrutamiento ejecutándose concurrentemente, que como ya se mencionó, es sumamente ineficiente en términos de la utilización de los recursos de la red como puede ser el ancho de banda, el espacio en las colas de datos o la batería.

### 3.4.1 An Interest-Driven Approach to Integrated Unicast and Multicast Routing in MANETs

Este algoritmo [13] da soporte a flujos unicast y multicast. Establece y da mantenimiento una malla por cada grupo multicast, y por cada destino unicast con al menos un nodo fuente activo.

Un nodo que se vuelve activo (que requiere transmitir datos para un destino), inundará la red con un paquete de control que contendrá su primer paquete de datos. Cuando un nodo recibe dicho paquete de control, primeramente verificará si él es el destino. Si no lo es, y si no la había recibido anteriormente entonces lo retransmitirá. Por otro lado, si el nodo es el destino, entonces se considerará como destino unicast activo o núcleo del grupo multicast, y comenzará a transmitir periódicamente mensajes de control que tienen la finalidad de establecer una malla de interés para el destino. Dicha malla contiene el nodo destino (para el caso de unicast), una malla que conecta a todos los miembros del grupo (para el caso de multicast), y todos los nodos intermedios entre ellos.

Un nodo se considera miembro de la malla multicast de un grupo si es receptor para ese grupo, o si tiene al menos un hijo en la malla multicast. Un nodo considera a uno de sus vecinos como hijo en la malla, si la distancia que tiene al núcleo es menor a la distancia que hay entre ese vecino y el núcleo.

Cada vez que se presenta un cambio en la información de enrutamiento de un nodo, es necesario la transmisión de tráfico de control que informe de dichos cambios a sus vecinos, por ejemplo, un nodo transmite un paquete de control cada vez que su distancia al destino unicast, o núcleo multicast cambia.

A través del intercambio de tráfico de control, los nodos pueden saber a que distancia están del destino y que distancia existe entre sus vecinos y el destino. Esto es útil cuando se recibe un paquete de datos, ya que el receptor sabe si está más cerca del destino de lo que está el nodo transmisor, y si es así, retransmitirá el paquete, y formará parte de la malla de interés. Por lo tanto, los paquetes de datos son solo transmitidos por nodos que se encuentran en las rutas más cortas entre la fuente y el destino. Para el caso de multicast, cuando los datos alcanzan a algún miembro de la malla multicast simplemente son inundados dentro de ella.

### 3.4.2 AIR Automatic Incremental Routing

AIR [26] da soporte a flujos unicast y multicast. Los nodos corren un algoritmo distribuido que les asignará una etiqueta. Las etiquetas son asignadas de tal forma que enrutar hacia destinos unicast o multicast es automático e incremental. Automático significa que las rutas de cualquier nodo hacia cualquier destino están implícitas en las etiquetas. Incremental significa que los nodos transmisores no requieren saber las rutas completas hacia sus destinos.

La base del funcionamiento de AIR es el establecimiento distribuido de un grafo acíclico etiquetado (Labeled Directed Acyclic Graph LDAG), cuya raíz es un nodo que se escoge de tal forma que a cada nodo se le asigne una etiqueta que denote su posición respecto a esta raíz, que las etiquetas de una fuente y un destino definan una o múltiples rutas válidas entre dos nodos, y que la movilidad de los nodos, la falla de enlaces y la adición de nuevos nodos en la red tengan un impacto muy limitado en las etiquetas que ya han sido asignadas.

Lo anterior se consigue organizando al LDAG como un árbol  $k$ -ario, donde  $k$  es el grado del LDAG, y donde cada hijo tiene una etiqueta que es igual a la concatenación de la etiqueta de su padre con un sufijo. Este sufijo es un valor no repetido entre los hijos del mismo padre, que puede tomar  $k$  diferentes valores. Por lo tanto las etiquetas indican a un nodo que otros están en el camino hacia la raíz, y también la estructura de las etiquetas de sus descendientes.

Se usa el intercambio de mensajes hola entre vecinos para establecer y dar mantenimiento al LDAG. Los mensajes hola son transmitidos por todos los nodos periódicamente y cuando se presentan cambios en la topología. Contienen la siguiente información: el identificador del LDAG (identificador del nodo raíz), el último número de secuencia creado por el nodo raíz, el identificador, etiqueta y número de secuencia del nodo que envía, la lista de identificadores y etiquetas de los nodos en 1-vecindario y 2-vecindario, y la lista de información del grupo (group information list GIL). La GIL describe el estado de un nodo respecto a grupos multicast. Cada una de sus entradas contienen la siguiente información: el identificador y etiqueta de un grupo multicast, la acción que realizará (solicitud de unión, respuesta, salida del grupo, o indicar que es miembro), el identificador y etiqueta del nodo seleccionado como siguiente salto hacia el núcleo del grupo, y el identificador del

nodo al cual se le está destinando una respuesta.

Se establece al nodo raíz a través del intercambio de mensajes hola. Si un nodo aún no sido etiquetado, por medio de los mensajes hola recibidos de sus vecinos determinará si alguno de ellos está etiquetado. Si ninguno de ellos lo está y su tiempo de espera para etiquetarse ya expiró, entonces el nodo se elige a sí mismo como raíz y posteriormente enviará mensajes hola a sus vecinos con la finalidad de etiquetarlos. Por otro lado, si alguno de sus vecinos ya está etiquetado, entonces comparará su identificador con el identificador de la raíz que publica su vecino. Si el publicado es menor, entonces lo tomará como raíz y enviará un hola solicitando que lo etiquete. Si el publicado es mayor, entonces se elegirá a sí mismo como raíz y etiquetará a sus vecinos.

Con la finalidad de descubrir rutas hacia destinos y evitar el uso de inundaciones, los nodos construyen y mantienen una tabla hash distribuida (distributed hash table DHT). Para que un destino haga pública su presencia primeramente utilizará una función hash que toma como entrada su identificador (por ejemplo: dirección ip o MAC) y que regresa una etiqueta. El nodo que mejor coincida con la etiqueta obtenida será el nodo ancla para ese destino. Entonces el destino enviará un mensaje unicast a su nodo ancla que contendrá el mapeo (identificador y etiqueta obtenida), y el nodo ancla almacenará esta información. Para que un nodo pueda enviar datos a un destino se debe suscribir a él. El nodo fuente tendrá que utilizar la misma función hash, pero ahora usará como entrada el identificador del destino. Entonces obtendrá una etiqueta que corresponde al nodo ancla para ese destino. Posteriormente el nodo fuente enviará una solicitud de suscripción a ese nodo ancla. Los nodos anclas transmiten directamente solicitudes y datos hacia los destinos usando el mapeo que tienen almacenado. Las rutas entre los nodos etiquetados se escogen en base a la información de su 2-vecindario. El nodo fuente enviará el paquete dirigido al nodo que tenga la etiqueta que mejor coincida con la del destino.

El enrutamiento multicast es del tipo iniciado por el receptor y establecer árboles para los grupos se hace de una manera muy similar al establecimiento de las rutas unicast. La etiqueta obtenida de la función hash que utilizó como entrada el identificador de un grupo, corresponderá a un nodo ancla que fungirá como núcleo de ese grupo. Si un nodo requiere unirse a un grupo primeramente determinará si alguno de sus vecinos es miembro, si lo es, entonces le transmitirá una solicitud de unión, si no lo es, entonces obtendrá la etiqueta del nodo ancla para el grupo haciendo uso de la función hash, para posteriormente dirigir una solicitud de unión para dicho nodo. Las sollicitu-

des pueden ser respondidas por cualquier nodo que forme parte del árbol. Conforme la respuesta avanza los nodos retransmisores se vuelven parte del árbol multicast.

# CAPÍTULO 4

## PROPUESTA

En este capítulo presentamos nuestra propuesta de enrutamiento unificado para tráfico multicast y geocast, así como una serie de teoremas y lemas donde demostramos que en las tablas de enrutamiento de nuestro algoritmo no se presentan ciclos.

### 4.1 DESCRIPCIÓN GENERAL

El algoritmo establece y da mantenimiento a una malla de enrutamiento por cada destino activo (los nodos que conforman un grupo multicast, o los que están dentro de una región geocast, son un destino activo si existe al menos un nodo fuente de tráfico para dicho grupo multicast o región geocast). El primer nodo fuente que se vuelve activo para un destino envía su primer paquete de datos contenido en un paquete de control de solicitud de activación malla (MR), el cual es inundado en toda la red. Si al nodo fuente le interesa transmitir más de un paquete de datos, entonces los nodos destino (nodos miembros del grupo multicast o región geocast) establecerán y darán mantenimiento a una malla de enrutamiento que contendrá nodos fuente y destino. Al recibir el MR, los nodos destino realizarán una elección distribuida de un nodo núcleo, la cual se hace a través del intercambio de anuncios dentro de la malla (MA). Mientras existan fuentes de tráfico el nodo elegido como núcleo continuará generando y enviando MA's. Cuando dejan de existir fuentes activas el núcleo deja de transmitir MA's, lo que causa la eliminación de la información de enrutamiento para dicho destino.

Con la finalidad de limitar la diseminación de tráfico de control en solo aquellas porciones de la red que lo necesitan, se forma una región de interés. Esta región es un componente conexo de la red que contiene a los nodos destino, las fuentes que tienen interés en este destino, y los nodos intermedios ne-

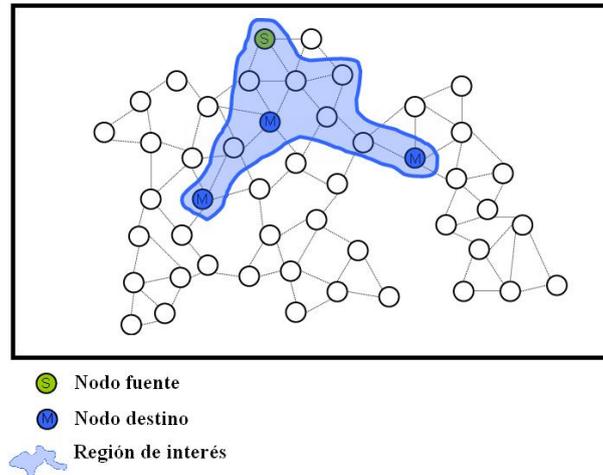


Figura 4: La región de interés (área sombreada) contiene a los nodos relevantes para el flujo de datos.

cesarios para conectarlos (Figura 4). La frecuencia de transmisión de MA's dentro de la región de interés es mucho mayor que la frecuencia con la que se transmiten al exterior.

Para hacer posible la unificación de tráfico multicast y geocast, el destino de un paquete es tratado como una malla. Un destino  $D$  contiene a los nodos miembro del grupo multicast o región geocast, así como a los nodos necesarios para mantener conectados a dichos miembros. Un destino  $D$  permanece activo mientras existan fuentes interesadas en él. Los nodos núcleo envían MA's con un nuevo número secuencial cada periodo MA, dejarán de transmitirlos cuando no hayan recibido datos por más de 2 periodos MA consecutivos. Toda la información de enrutamiento es borrada si no se reciben ni datos ni MA's durante cuatro periodos MA consecutivos.

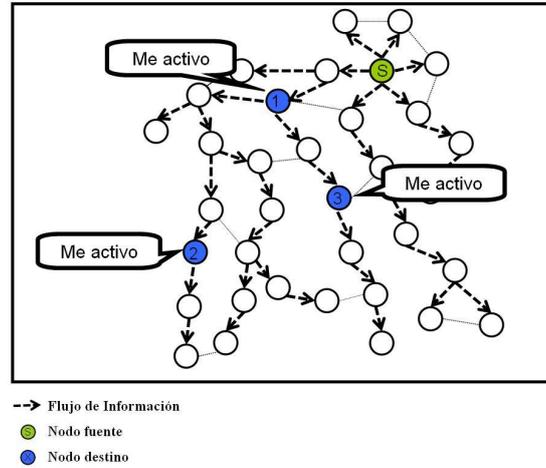


Figura 5: El nodo fuente  $S$  activa la malla con un  $MR$ , conforme este fluye (flechas punteadas) activa a los nodos destino.

## 4.2 ACTIVACIÓN Y DESACTIVACIÓN DE MALLAS

Debido a que se solo se mantiene la información de enrutamiento para aquellos destinos en los que hay interés, es necesario activar y desactivar las estructuras de enrutamiento (mallas) usadas para dar soporte a flujos multicast y geocast. Una malla es activada con un  $MR$ , que hace que los nodos destino cambien su estado de inactivo a activo, e inicien el proceso de establecimiento y mantenimiento de mallas (Figura 5). Una solicitud de activación de malla  $MR_S^D$  generada por la fuente  $S$  para el destino  $D$  y transmitida por el nodo  $B$  es una 7-tupla de la siguiente forma:

$$(type, horizon, persistent, id^S, d_S^B, id^D, sn^S)$$

donde  $type$  es el tipo de mensaje,  $horizon$  es el numero máximo de veces que el  $MR$  será retransmitido,  $persistent \in \{verdadero, falso\}$  es la bandera que indica la persistencia de interés,  $id^S$  es el identificador de la fuente,  $d_S^B$  es la distancia de  $B$  a la fuente  $S$ ,  $id^D$  es el identificador del destino, y  $sn^S$  es el identificador del mensaje. El primer  $MR$  enviado por una fuente contiene un paquete de datos.

Cuando un nodo recibe un MR, busca una entrada en una caché de datos que guarda pares de la forma (id de la fuente, id del paquete). Si el par está en la caché, o el valor del campo *horizon* del MR es alcanzado, entonces el MR es desechado. Si el par no está en la caché, entonces lo almacena en ella. Posteriormente determina si es destino para ese mensaje. Si lo es, entonces se considera núcleo para el grupo multicast o región geocast, y debe comenzar a publicar su presencia estableciendo una malla con el uso de MA's. Si el MR no presenta persistencia en el interés, entonces el destino solo necesita procesar el paquete de datos contenido en el MR.

Los nodos también almacenan sus distancias hacia la fuente del MR, las cuales son obtenidas de campo  $d_S^B$ , y son usadas para enrutar los MA's hacia las fuentes y así poder incluirlas en la malla.

El proceso de activación y desactivación de mallas también incluye la elección de un núcleo para cada destino. Los nodos destino participan en una elección distribuida que informa a todos los nodos en el mismo componente conexo de la red acerca del destino activo, la identidad del núcleo y uno o más nodos siguiente salto hacia el núcleo.

Un nodo receptor para un grupo multicast o región geocast, se considera "receptor inactivo" hasta la recepción de un MR, un MA, o un paquete de datos dirigido hacia el destino para el cual es receptor. Cuando un nodo receptor inactivo recibe un MA de su grupo o región, no participa en la elección de núcleo, ya que el núcleo para ese destino ya ha sido seleccionado, o al menos el proceso ya ha comenzado. En este caso, el nodo acepta al núcleo publicado en el MA, y cambia su estado a "receptor activo". Si un nodo receptor inactivo recibe un paquete de datos para su grupo o región, entonces asume que no ha recibido un MR, y que el grupo pudo haber sido activado ya. Por lo tanto, retrasa su participación en la elección de núcleo y envía un MA que no propone a ningún núcleo, el cual es interpretado por los nodos vecinos que lo reciben como una solicitud de información actual del grupo o región al que pertenece. El nodo espera por un corto período de tiempo (por ejemplo, un segundo) para recolectar MA's de sus vecinos. Si recibe MA's actuales para su grupo o región, entonces adopta como núcleo al publicado en esos MA's. Si durante ese periodo de tiempo no recibe MA's, entonces se considera núcleo para su grupo o región y participa en la elección distribuida. Por último, si un receptor activo recibe un MA, permanece en estado activo.

### 4.3 ESTABLECIMIENTO Y MANTENIMIENTO DE LAS MALLAS

Las mallas se establecen y se les da mantenimiento a través del intercambio anuncios dentro de la malla. Un  $(MA_D^{*B})$  transmitido por el nodo  $B$  para el destino  $D$  es un 9-tupla de la forma:

$$(id^{*B}, core_D^{*B}, sn_D^{*B}, d_D^{*B}, mm_D^{*B}, next_D^{*B}, dc_D^{*B}, cc_D^{*B}, position_D^{*B})$$

donde  $id^{*B}$  es el identificador de  $B$ ,  $core_D^{*B}$  es el identificador del núcleo del destino  $D$  conocido por  $B$ ,  $sn_D^{*B}$  es el número de secuencia mayor conocido por  $B$  para el destino  $D$ ,  $d_D^{*B}$  es la distancia en saltos de  $B$  al núcleo de  $D$ ,  $mm_D^{*B}$  es una bandera que indica si  $B$  es miembro de la malla, un nodo receptor, ambos, o un nodo regular,  $next_D^{*B}$  es el identificador del nodo siguiente salto hacia  $D$  preferido por  $B$ . Los últimos tres elementos son utilizados solo cuando el destino  $D$  es geocast.  $dc_D^{*B}$  es la distancia euclidiana del núcleo de  $D$  al centro de la región geocast de  $D$ . Para calcularla se asume que cada nodo conoce su posición geográfica (por ejemplo, están equipados con un GPS).  $cc_D^{*B}$  es el número total de regiones geocast en las que  $D$  está dentro, este elemento es usado solo si  $B$  conoce más de una región geocast.  $position_D^{*B}$  es la posición de la región geocast del destino  $D$ .

Para un destino  $D$ , los nodos mantienen una lista  $L_D$ , en donde almacenan ordenadamente los MA's del destino  $D$  recibidos recientemente. Con la finalidad de diferenciar de un MA que acaba de ser recibido, un MA recibido del vecino  $B$  que ya está almacenado en  $L_D$  es denotado por  $MA_D^B$  (sin el \*).

A cada MA almacenado en  $L_D$  se le añade una estampa de tiempo ( $ts$ ) obtenida del reloj local. Los MA's son ordenados usando la relación de orden total  $\prec$  que se define a continuación:

$$MA_D^B \prec MA_D^A \iff (sn_D^B < sn_D^A) \vee (sn_D^B = sn_D^A \wedge d_D^B > d_D^A) \vee (sn_D^B = sn_D^A \wedge d_D^B = d_D^A \wedge id^B < id^A) \quad (1)$$

Además de  $L_D$ , un nodo  $x$  también almacena el id destino ( $core_D^x$ ), el número de secuencia mayor conocido para el destino ( $sn_D^x$ ), su distancia actual al

núcleo del destino ( $d_D^x$ ), su distancia factible al núcleo del destino ( $fd_D^x$ ), el identificador del nodo que prefiere como siguiente salto hacia el núcleo del destino ( $next_D^x$ ), y la bandera referente al estado de su membresía ( $mm_D^x$ ). Si  $D$  es un destino geocast, almacena la distancia euclidiana del núcleo de  $D$  al centro de la región geocast ( $dc_D^x$ ), la posición de la región geocast del destino  $D$  ( $position_D^x$ ), la posición de la región geocast que está al interior de  $D$ , y que está al interior del mayor número de regiones geocast ( $interior_D^x$ ), un contador que indica el número total de regiones geocast en las que  $D$  está dentro ( $cc_D^x$ ), un contador que indica el número total de regiones geocast en las que  $interior_D^x$  está dentro ( $cc\_interior_D^x$ ). Los tres elementos anteriores son utilizados solo si  $x$  conoce más de una región geocast. El estado inicial de la información de enrutamiento es el siguiente:  $L_D \leftarrow \emptyset$ ,  $core_D^x \leftarrow next_D^x \leftarrow nil$ ,  $cc\_interior_D^x \leftarrow cc_D^x \leftarrow sn_D^x \leftarrow 0$ ,  $dc_D^x \leftarrow d_D^x \leftarrow fd_D^x \leftarrow \infty$ ,  $interior_D^x \leftarrow position_D^x$ , y  $mm_D^x \leftarrow REG$  (nodo regular).

## 4.4 PROCESAMIENTO DE ANUNCIOS DENTRO DE LA MALLA

Cuando el nodo  $x$  recibe el  $MA_D^B$  del vecino  $B$  para el destino  $D$ , actualiza su información de enrutamiento usando las siguientes fórmulas.

El nodo  $x$  acepta el MA si contiene un número de secuencia mayor o igual que el número que tiene almacenado, o si es a primera vez que recibe un MA de  $B$ . En cualquier otro caso el MA se desecha (Ec. 2).

$$L_D \leftarrow \begin{cases} L_D \cup \{MA_D^B\} & \text{si } MA_D^B \notin L_D \\ L_D - \{MA_D^B\} \cup \{MA_D^{*B}\} & \text{si } sn_D^x \leq sn_D^B \\ L_D & \text{en cualquier otro caso} \end{cases} \quad (2)$$

La distancia factible de  $x$  al núcleo ( $fd_D^x$ ) es una función que no incrementa conforme al tiempo, que puede ser restablecida solamente por un cambio de núcleo, o por un nuevo número de secuencia (Ec. 3). Las distancias factibles son usadas para seleccionar un conjunto factible de nodos siguiente salto hacia el núcleo.

$$fd_D^x \leftarrow \begin{cases} d_D^{*B} & \text{si } sn_D^{*B} > sn_D^x \\ \min\{fd_D^x, d_D^{*B}\} & \text{si } sn_D^{*B} = sn_D^x \\ fd_D^x & \text{en cualquier otro caso} \end{cases} \quad (3)$$

El número de secuencia para el núcleo de  $D$  que almacena  $x$  ( $sn_D^x$ ) es una función que incrementa conforme al tiempo, y solo puede ser restablecida por un cambio de núcleo (Ec. 4). Se usan de números de secuencia que consisten de una estampa de tiempo tomada del reloj del núcleo, y de un contador sin signo y monótonamente creciente. Cuando el contador alcanza su valor máximo, los nodos usan una estampa nueva y restablecen el contador a cero.

$$sn_D^x \leftarrow \max\{sn_D^x, sn_D^{*B}\} \quad (4)$$

La distancia al núcleo de  $D$  desde  $x$  ( $d_D^x$ ) se calcula usando la Ecuación 5, y la relación  $\prec$  definida en la Ecuación 1. Por definición, el núcleo de un grupo tiene distancia 0 a sí mismo, y su distancia factible siempre es 0. Se asume que cada costo de enlace ( $lc$ ) es un real positivo.

$$d_D^x \leftarrow \begin{cases} d_D^i + lc_i^x : \max\{i\} & \text{si tal } i \text{ existe} \\ \infty & \text{en cualquier otro caso} \end{cases} \quad (5)$$

Para calcular el siguiente salto al núcleo de  $D$  ( $next_D^x$ ) también se usa la relación  $\prec$  definida en la Ecuación 1, los valores actuales de distancia factible, y el número de secuencia:

$$next_D^x \leftarrow \begin{cases} id^i : \max\{i\} & \text{si tal } i \text{ existe} \\ nil & \text{en cualquier otro caso} \end{cases} \quad (6)$$

Donde  $F_D^x = \{i : i \in L_D \wedge fd_D^x = d_D^i \wedge sn_D^i = sn_D^x\}$  es el conjunto de vecinos factibles de  $x$  para el destino  $D$ .

Por otro lado, si un nodo  $x$  recibe un MA que publica un núcleo multicast de tal forma que ( $core_D^{*B} > core_D^x$ ), o un núcleo geocast (donde  $x$  conoce solamente una región geocast, la elección de núcleos geocast en escenarios con múltiples regiones se abordan en la Sección 4.7) de tal forma que ( $dc_D^{*B} < dc_D^x$ )  $\vee$  ( $dc_D^{*B} = dc_D^x \wedge core_D^{*B} > core_D^x$ ) entonces  $L_D \leftarrow \{MA_D^{*B}\}$ ,  $core_D^x \leftarrow core_D^{*B}$ ,  $dc_D^x \leftarrow dc_D^{*B}$  (solo para geocast), y los otros parámetros toman los siguientes valores:  $fd_D^x \leftarrow d_D^{*B}$ ,  $d_D^x \leftarrow d_D^{*B} + lc_B^x$ ,  $sn_D^x \leftarrow sn_D^{*B}$ , y  $next_D^x \leftarrow id^B$ .

La bandera de membresía  $mm_D^x \in \{RM, MM, RCV, REG\}$  indica si  $x$  es un nodo regular (REG), un receptor del grupo (RCV), un miembro de la malla (MM), o ambos, es decir, un receptor del grupo y un miembro de la malla (RM). Un nodo  $x$  es miembro de la malla si y solo si:

$$\begin{aligned} \exists y \in L_D : \quad & mm_D^y \neq REG \wedge d_D^y > d_D^x \wedge \\ & next_D^y \leq id^x \wedge ts_D^y + MA\_PERIOD \geq ct \end{aligned} \quad (7)$$

donde  $ts_D^y$  es la estampa de tiempo asignada a  $y$  cuando se almacenó en  $L_D$ ,  $ct$  es el valor actual del reloj de  $x$ , y  $MA\_PERIOD$  es el valor del periodo MA.

## 4.5 TRANSMISIÓN DE ANUNCIOS DENTRO DE LA MALLA

Los nodos transmiten MA's para informar a otros nodos de las actualizaciones en su estado de enrutamiento para un destino. Estas actualizaciones pueden ser originadas por un evento interno como un cambio en el estado de su membresía (un nodo que se une o deja un grupo multicast o una región geocast) que modifica el valor de  $mm_D^x$ , y en el caso del núcleo, la generación de un nuevo número de secuencia; o bien, por un evento externo como la recepción de un MR generado por una fuente que acaba de volverse activa, o la recepción de un  $MA_D^{*B}$  de un vecino  $B$ . Por lo tanto, cuando el núcleo genera un nuevo MA con un número de secuencia mayor, este es diseminado a lo largo de la red publicando el nuevo número de secuencia (Ec. 4) y estableciendo los siguientes saltos hacia el núcleo ( $core_D$ , Ec. 6). La malla compuesta de los siguientes saltos desde una fuente dada hasta el  $core_D$  es la malla de ruteo de esa fuente.

Un MA transmitido por un nodo  $R$  miembro del grupo multicast o región geocast, fuerza al siguiente salto de  $R$  ( $n = next_D^R$ ) a actualizar el estado de su membresía de acuerdo a la Ecuación 7. Si el valor de  $mm_D^n$  cambia, entonces  $n$  transmitirá un nuevo MA para publicar su nuevo estado. De esta forma los nodos en el camino  $p = R, n, n_1, \dots, n_k, core$  con  $next_D^R = n$ ,  $next_D^n = n_1, \dots$ ,  $next_D^{n_k} = core_D$  son forzados a ser miembros

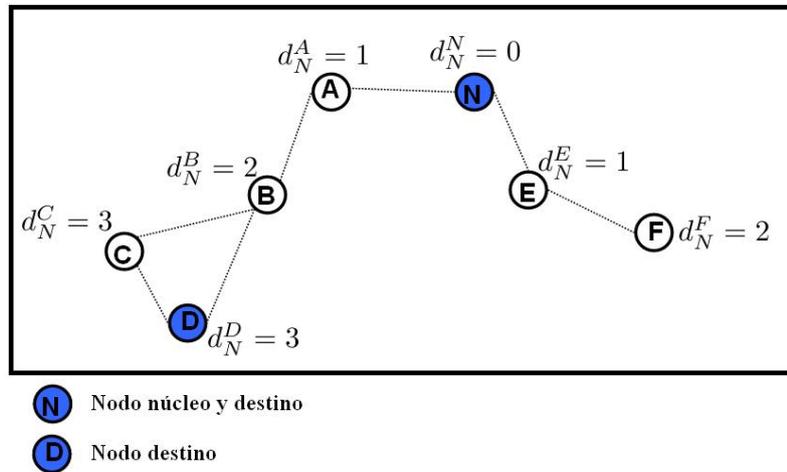


Figura 6: El nodo  $B$  se volverá miembro ya que su distancia al núcleo  $N$  es menor que la del nodo  $D$  a  $N$ . Posteriormente el nodo  $A$  se volverá miembro ya que su distancia a  $N$  es menor que la de  $B$  a  $N$ .

(Figura 6), creando un componente conexo que contiene a todos los receptores miembros, a ese componente conexo es a lo que se le ha llamado destino.

Con la finalidad de aumentar la confiabilidad de enrutamiento, los nodos pueden forzar a más de un siguiente salto (si existe) a ser miembro de la malla o a enrutar paquetes hacia el destino. Por ejemplo, para forzar a dos siguientes saltos a unirse a la malla, la Ecuación 6 tiene que ser modificada de tal forma que regrese el segundo máximo  $i \in L_D : fd_D^x = d_D^i \wedge sn_D^i = sn_D^x$ .

Para reducir el número de paquetes de control que se transmiten y disminuir el uso del ancho de banda, los MA's para distintos destinos son oportunamente agrupados y enviados. Cuando un evento de enrutamiento es detectado (cambio en el estado de la membresía, distancia al destino, o cambio de siguiente salto) los nodos esperan un corto periodo de tiempo (por ejemplo, 50 ms) antes de transmitir el MA que informa a otros nodos de los cambios en su estado. Cualquier otro cambio en el estado de enrutamiento que ocurra durante este periodo de tiempo será publicado en el siguiente grupo de MA's que será transmitido. Por lo tanto, cuando el grupo de MA's es transmitido puede incluir anuncios para distintos destinos multicast y geocast con actualizaciones recientes de sus correspondientes estados de enrutamiento.

## 4.6 REGIONES DE INTERÉS

Una región de interés de un destino  $D$  es un componente conexo de la red, que contiene a aquellos nodos relevantes para diseminación de información de los flujos con destino  $D$ . Dicho componente conexo está conformado por los nodos que son parte del destino, los nodos fuente, y los nodos en las rutas entre las fuentes y el destino. Debido a su interés en el destino, todos los nodos dentro de este componente conexo participan proactivamente en el intercambio de tráfico de control necesario para mantener la información de enrutamiento para ese destino.

Con la finalidad de que los receptores se unan a los grupos de la misma forma que el enrutamiento iniciado por el receptor y también permitir a nodos no miembros enviar datos a los destinos, el tráfico de control no es diseminado solo al interior de la región de interés. En lugar de esto, todos los nodos en la red reciben información acerca de la existencia de un núcleo para un destino que ha sido activado con la recepción de MR's, es decir, todos los nodos reciben MA's que publican información acerca de los destinos activos. Sin embargo, la frecuencia con la que se envían MA's al exterior de una región de interés es mucho menor. Esta frecuencia disminuye exponencialmente con respecto a la distancia en saltos que existe desde la frontera de la región de interés hasta un nodo externo.

---

### Algoritmo 1: Transmisión de MA's

---

```

1 if rc  $\vee$  sd  $\vee$  mm  $\vee$  pn then
2 else
3   if  $r \bmod R = 0$  then
4      $r++$ ;
5   else
6      $r++$ ;
7     return false;
8 return true;

```

---

Las regiones de interés son establecidas con los paquetes de datos que fluyen desde las fuentes hasta los destinos. El Algoritmo 1 se usa para decidir si un nodo tiene que transmitir un MA para el destino  $D$ . Regresa verdadero si

el nodo es un receptor (rc), un transmisor o fuente (sd), un miembro de la malla (mm), o si es ruta hacia el destino (pn). De acuerdo con la Ecuación 8, un nodo es ruta hacia el destino, si ha transmitido un paquete proveniente de cualquier fuente y con destino  $D$  durante el último periodo MA. Si no es así, entonces checa el valor  $r \bmod R$  y regresa verdadero si es igual a 0, con cualquier otro valor regresa falso. El valor  $r \bmod R$  es usado para reducir la frecuencia con la que un nodo al exterior de la región de interés transmite MA's. El valor de  $r$  es inicialmente 0.

También se ha definido una malla 1-extendida como la unión de los nodos dentro de la región de interés con todos aquellos nodos localizados a un salto al exterior de dicha región. El objetivo de la malla 1-extendida es proveer mayor redundancia ante los cambios dinámicos de la topología. Los nodos localizados al interior de la malla 1-extendida transmiten MA's con la misma frecuencia con la que los nodos al interior de la región de interés los transmiten.

En la Figura 7 se presenta el ejemplo de un destino multicast con su correspondiente región de interés y malla 1-extendida. Los nodos con etiqueta  $p$ ,  $p'$  y  $p''$  son parte de la región de interés, debido a que forman parte de las rutas más cortas entre la fuente  $s$  y el núcleo, y además han retransmitido datos recientemente. Los nodos como  $w$  y  $x$  son parte de la malla 1-extendida, y pueden ser útiles en caso de que  $R_1$  se mueva y quede fuera del rango de transmisión del miembro de la malla  $MM_1$ . Nodos como  $y$  reciben MA's periódicamente, sin embargo usan el Algoritmo 1 para decidir si tienen que transmitir su propio MA. Por ejemplo, si  $R$  es igual a 2,  $y$  enviaría sus MA's a la mitad de la frecuencia usada al interior de la región, mientras que los nodos localizados a un salto de  $y$ , como es el caso de  $z$ , enviarían sus MA's a un cuarto de la frecuencia usada al interior de la región de interés.

Una fuente multicast  $S$  que comienza a generar tráfico y está ubicada al exterior de la región de interés de un destino  $D$ , puede aprovechar el estado que se establece con la diseminación de los MA's para adquirir rutas hacia dicho destino. Sin embargo si la fuente está muy alejada de la región de interés, la información con la que cuenta  $S$  acerca de  $D$  puede haber expirado. En este caso  $S$  tiene que transmitir un paquete de control de solicitud de activación de malla  $MR_S^D$ . Cuando el  $MR_S^D$  alcanza a un nodo  $x$  que es parte de la región,  $x$  tiene que responder con un MA. El estado establecido con el  $MR_S^D$  (ver 4.2) se usa para enrutar el MA de  $x$  hacia la fuente  $S$ . De esta forma la nueva fuente adquiere rutas y es incluida a la región de interés. El estado usado para enrutar MA's hacia la fuente caduca y es borrado después de un

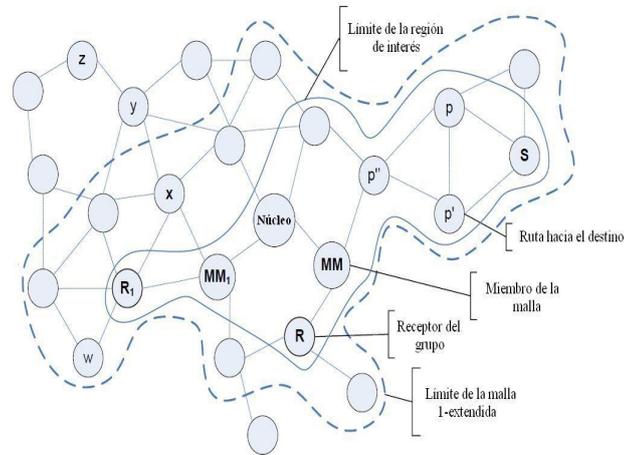


Figura 7: Ejemplo de una región de interés multicasting y su malla 1-extendida asociada.

periodo MA.

Los nodos localizados al interior del destino  $D$ , o no tan lejos de él, pueden unirse a  $D$  (volverse receptores del grupo multicasting o región geocast) simplemente transmitiendo un MA que publique el nuevo estado de su membresía  $mm_d^x$ . Por otro lado, un nodo  $r$  que se encuentra muy lejos de  $D$ , que requiere unirse a él, y que la información que conoce acerca de él ha expirado, tiene que transmitir un  $MA_D^r$  con  $core_D^r \neq r$  y  $d_D^r$  igual a la última distancia conocida al núcleo de  $D$ . Este MA es diseminado a lo más  $d_D^r + 1$  saltos, y establece un estado similar al establecido con la diseminación de un MR. Cuando un nodo miembro de  $D$  recibe el  $MA_D^r$  envía un MA hacia  $r$  para que pueda unirse a  $D$ .

Finalmente, cabe destacar que el uso de regiones de interés hace el problema de enrutamiento en MANET's tratable, ya que en lugar de que todos los nodos de la red participen, las regiones de interés restringen el número de nodos que participan a solo a un subconjunto. Lo anterior hace posible intercambiar tráfico de control (necesario para establecer y mantener las rutas fuentes-destino) sin interferir con las comunicaciones ni utilizar el ancho de banda en áreas fuera de la región de interés (Figura 8). Además con este enfoque es posible utilizar las ventajas del enrutamiento bajo demanda (ya que solo se activan las regiones de interés cuando algún nodo tiene que enviar datos), y también del enrutamiento proactivo (ya que se da mantenimiento

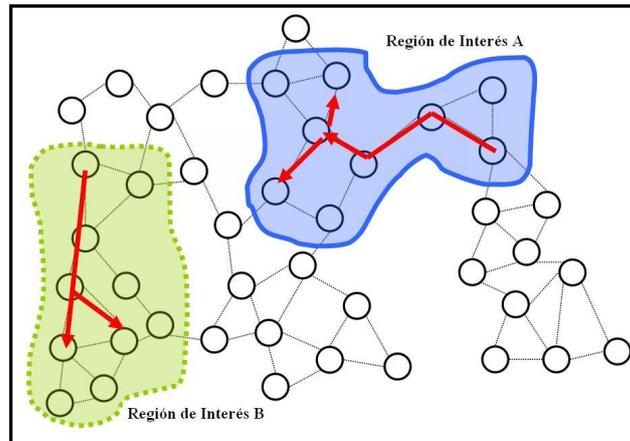


Figura 8: Los nodos relevantes para los flujos de datos son parte de la regiones de interés, pueden existir distintas regiones en la red.

periódicamente a las rutas dentro de la región de interés).

## 4.7 ENVÍO DE PAQUETES Y REPARACIONES LOCALES

Cuando una fuente requiere enviar datos, checa si dentro de los últimos tres periodos MA ha recibido un MA que publica el destino deseado. Si no, transmite un MR tal y como se describe en la Sección 4.2. Si ha recibido, entonces envía el paquete de datos de acuerdo con la información de su tabla de enrutamiento.

Cuando un nodo recibe un paquete de datos, busca su respectiva entrada en la caché de paquetes de datos, la cual almacena el identificador del nodo fuente y el número de secuencia del paquete. Si el par (identificador nodo fuente, número de secuencia) ya se encuentra almacenado, entonces el paquete es desechado. Si no está almacenado, entonces el nodo que recibe guarda el par en su caché y determina si tiene que retransmitir el paquete. En caso

de que el nodo sea receptor para el flujo, pasa el paquete a capas superiores. Un nodo  $x$  usa el siguiente predicado para decidir si tiene que retransmitir un paquete de datos con destino  $D$  recibido de un vecino  $y$ :

$$mm_D^x = RM \vee \exists y \in L_D : d_D^y > d_D^x \wedge next_D^y \leq id^x \quad (8)$$

El nodo  $x$  retransmite el paquete recibido del nodo  $y$  si  $x$  es parte de la malla destino, o si  $x$  fue seleccionado por  $y$  como su siguiente salto hacia el núcleo. De esta forma, los paquetes de datos viajan dirigidos hasta alcanzar su destino.

Los nodos retransmisores emplean la transmisión de paquetes de datos de los siguientes nodos en la ruta como acuses de recibo (ACK's) implícitos. Si un nodo no recibe tres ACK's consecutivos del nodo que eligió como siguiente salto, entonces borra a ese nodo de su lista  $L_D$ , y actualiza el valor de  $next_D^x$  usando la Ecuación 6, y el valor de  $d_D^x$  usando Ecuación 5.

Un cambio en cualquiera de esos dos valores fuerza al nodo  $x$  a transmitir un MA que publique su nuevo estado de enrutamiento (ver 4.5), con lo que fuerza a un nuevo nodo ( $next_D^x$ ) a enrutar datos hacia el destino. Si después de borrar a un siguiente salto de  $L_D$  el valor de  $next_D^x$  es igual a  $nil$ , entonces el valor actual de distancia factible  $fd_D^x$  es incluido en el MA (en lugar del nuevo valor de distancia  $d_D^x$ ). Un MA con  $next_D^x = nil$  y  $id^{*x} \neq core_D^x$  es interpretado como una *solicitud de vecindario*, que informa a otros nodos que  $x$  ya no tiene rutas para el destino  $D$ . Cuando un nodo  $z$  recibe una solicitud de vecindario de  $x$ ,  $z$  borra la entrada de  $x$  en su  $L_D$  y actualiza su estado de enrutamiento. Adicionalmente,  $z$  transmite un MA de respuesta a la solicitud de vecindario, si cumple con el siguiente predicado:

$$next_D^z \neq nil \wedge (sn_D^z > sn_D^{*x} \vee sn_D^z = sn_D^{*x} \wedge d_D^z \leq d_D^{*x}) \quad (9)$$

Esto es debido a que  $z$  es un siguiente salto factible para  $x$ , y puede ser usado para alcanzar el destino a través de una ruta libre de ciclos.

## 4.8 ELECCIÓN DE NÚCLEOS

Cuando un nodo miembro de un grupo multicast o región geocast recibe un MR y no ha recibido un MA del núcleo del destino en los últimos dos periodos MA, se considera a sí mismo como núcleo, y comienza la transmisión de MA's referentes al destino del MR. Los nodos actualizan su información y propagan los MA's en base al mejor anuncio que reciben de sus vecinos.

### 4.8.1 ELECCIÓN DE NÚCLEOS MULTICAST

Para el caso de multicast, un MA de un núcleo cuyo identificador es mayor es mejor que un MA de un núcleo con identificador menor.

Si un nodo recibe un MA de un núcleo con identificador mayor al núcleo actual, entonces adopta al nuevo núcleo, y transmite un MA que publica el cambio. Por otro lado, si recibe un MA con identificador menor al actual, checa si recientemente ha transmitido un MA que publique al núcleo actual, y si lo ha enviado, entonces simplemente ignora el MA. Si no lo ha enviado, entonces envía un MA con el núcleo actual, y fuerza al vecino con identificador de núcleo menor a adoptar al núcleo de identificador mayor. Con lo anterior se consigue que eventualmente cada componente conexo tenga un solo núcleo.

### 4.8.2 ELECCIÓN DE NÚCLEOS GEOCAST (AGREGACIÓN)

Si la red tiene una sola región geocast activa, un MA de un núcleo más cercano al centro de la región geocast, es mejor que un MA de un núcleo más alejado del centro de la región. Si ambos núcleos están a la misma distancia del centro de la región, entonces es mejor el MA del núcleo con identificador mayor.

Cuando existe más de una región geocast activa, es posible que haya regiones dentro de otra. Por ejemplo, en la Figura 9, la Región 1 contiene a

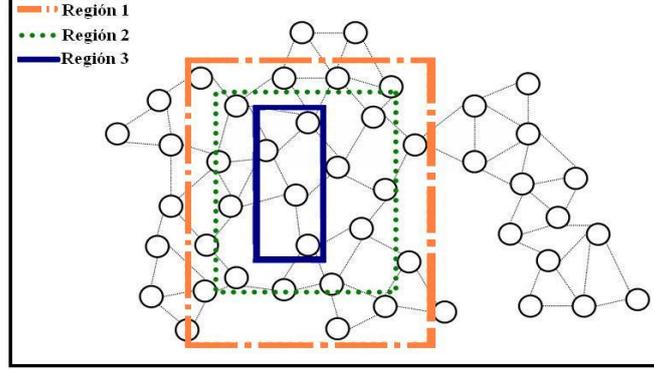


Figura 9: Ejemplo de regiones geocast contenidas en otras regiones.

la Región 2 y 3, y la Región 2 contiene a la Región 3. La elección de un núcleo por cada región implica la difusión de MA's para 3 regiones distintas. Sin embargo, la difusión de MA's para un solo grupo es suficiente para dar mantenimiento a las mallas de las tres regiones destino.

Con el objetivo de minimizar el intercambio de tráfico de control en regiones contenidas, se elige a un nodo núcleo encargado de diseminar los MA's para dichas regiones, de la siguiente forma.

Es necesario que los nodos conozcan dentro de cuantas regiones están los destinos activos que conocen. Entonces, si el nodo  $x$  recibe un  $MA_G^{B*}$  del vecino  $B$  para un destino  $G$ , y algún destino  $D$  en  $x$  cumple que  $position_D^x$  está dentro de  $position_G^{*B}$ , entonces  $x$  aumenta en uno su valor de  $cc_D^x$ .

Por otro lado, si el nodo  $x$  conoce más de una región, adoptará como núcleo al publicado en  $MA_G^{B*}$  si:

$$\begin{aligned}
\exists D \in x : \quad & is\_this\_region\_inside (position_G^{*B}, position_D^x) \wedge ( (cc\_interior_D^x < cc_G^{*B}) \\
& \vee (cc\_interior_D^x = cc_G^{*B} \wedge d(position_G^{*B}, position_D^x) < d(interior_D^x, position_D^x)) \\
& \vee (cc\_interior_D^x = cc_G^{*B} \wedge d(position_G^{*B}, position_D^x) = d(interior_D^x, position_D^x) \\
& \wedge dc(core_G^{*B}) < dc(core_D^x) ) \vee (cc\_interior_D^x = cc_G^{*B} \wedge d(position_G^{*B}, position_D^x) \\
& = d(interior_D^x, position_D^x) \wedge dc(core_G^{*B}) = dc(core_D^x) \wedge core_D^x < core_G^{*B} ) )
\end{aligned} \tag{10}$$

donde  $is\_this\_region\_inside (position_G^{*B}, position_D^x)$  es verdadero cuando  $position_G^{*B}$  está al interior de  $position_D^x$ , y falso en cualquier otro caso,  $d$

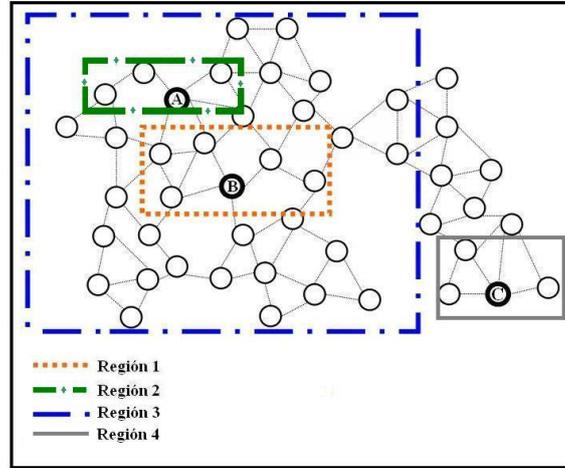


Figura 10: Ejemplo de escenario con múltiples regiones.

$(position_G^{*B}, position_D^x)$  es la distancia euclidiana que existe entre el centro de  $position_G^{*B}$  y el centro de  $position_D^x$ , y  $dc(core_D^x)$  es la distancia euclidiana del nodo  $x$  al centro de  $D$ .

Si algún destino  $D$  en  $x$  cumple con la Ecuación 10, actualiza su estado de enrutamiento de la siguiente forma:  $interior_D^x \leftarrow position_G^{*B}$ ,  $cc\_interior_D^x \leftarrow cc_G^{*B}$ ,  $L_D \leftarrow \{MA_G^{*B}\}$ ,  $core_D^x \leftarrow core_G^{*B}$ ,  $dc_D^x \leftarrow dc_G^{*B}$ ,  $fd_D^x \leftarrow d_G^{*B}$ ,  $d_D^x \leftarrow d_G^{*B} + lc_B^x$ ,  $sn_D^x \leftarrow sn_G^{*B}$ , y  $next_D^x \leftarrow id^G$ .

Por ejemplo, en la Figura 10 se muestra un escenario con 4 regiones geocast. La región 3 tiene dentro a las regiones 1 y 2, y ya que región 1 se encuentra más cerca del centro de la región 3 y la región 2 más alejada del centro de la región 3, un nodo dentro de la región 1 será seleccionada como núcleo para la región 1 y 3, y por lo tanto solo un núcleo diseminará MA's para ambas regiones (por ejemplo el nodo B transmite MA's para la región 1 y 3). Ya que ningún nodo en la región 2 fue seleccionado y la región 4 no está adentro de otra región, para cada una de estas regiones se elige como núcleo al nodo más cercano al centro, si los nodos más cercanos están a la misma distancia, se elegirá como núcleo al de mayor id (por ejemplo, el nodo A transmite MA's para la región 2, y el nodo C para la región 4).

Si la región 2 tuviera en su interior a una quinta región, un nodo dentro de esa quinta región sería seleccionado como núcleo para las regiones 2,5. Y ya que la región 5 estaría dentro de más regiones que la región 1, un nodo de la región 5 sería seleccionado como núcleo para las regiones 2, 3 y 5. Los

nodos las regiones 1 y 4 tendrían que elegir su propio núcleo.

## 4.9 RUTAS LIBRES DE CICLOS

En esta sección se demuestra que no se pueden formar ciclos en las tablas de enrutamiento. En las demostraciones se asume que la red es un componente conexo, y que los costos de los enlaces ( $lc$ ) son positivos y mayores a 0. Sea  $s_D^{n_i} = (id_D^{n_i}, core_D^{n_i}, sn_D^{n_i}, d_D^{n_i}, fd_D^{n_i}, mm_D^{n_i}, next_D^{n_i})$  el estado actual de enrutamiento almacenado en el nodo  $n_i$ , y sea  $\prec_s$  una relación de orden total definida de la misma manera que la relación de la Ecuación 1, pero sobre el estado de enrutamiento de los nodos.

*Teorema 1:* Cada camino de nodos siguiente salto  $p = \{n_0, n_1, \dots, n_k\}$  con  $next_D^{n_0} = n_1, next_D^{n_1} = n_2, \dots, next_D^{n_{k-1}} = n_k$  establecido usando las estructuras de datos descritas en la secciones anteriores es libre de ciclos.

*Demostración:* De las Ecuaciones 1, 2 ,3 ,4 ,5 y 6 se tiene que  $next_D^{n_i} = n_j \implies sn_D^{n_i} \prec_s sn_D^{n_j}$  y por lo tanto, para cada camino  $p = \{n_0, n_1, \dots, n_k\}$  también se tiene  $sn_D^{n_0} \prec_s sn_D^{n_1} \prec_s \dots \prec_s sn_D^{n_{k-1}} \prec_s sn_D^{n_k}$ . Y ahora, por contradicción se asume que se forma un ciclo en  $p$  cuando un nodo  $n_i$  selecciona a un nodo  $n_x$  como su siguiente salto. Entonces, se tendría que  $sn_D^{n_x} \prec_s sn_D^{n_{i-j}} \prec_s \dots \prec_s sn_D^{n_i} \prec_s sn_D^{n_x}$ , lo cual es una contradicción.

La demostración del Teorema 1 asume implícitamente que la distancia de los nodos al destino no puede ser incrementada por el cambio del número de secuencia. El Teorema 2 trata esta asunción permitiendo a los nodos eliminar a vecinos de su  $L_D$ , y actualizar  $d_D^x$  de acuerdo a la Ecuación 5.

*Teorema 2:* Considerando el caso del Teorema 1, sea  $p = \{n_0, n_1, \dots, n_k\}$  un camino de nodos siguiente salto con  $next_D^{n_0} = n_1, next_D^{n_1} = n_2, \dots, next_D^{n_{k-1}} = n_k$ , entonces cualquier cambio de un siguiente salto a lo largo del camino originado por una reparación local, como se describe en la sección 4.6, no genera ciclos.

*Demostración:* Se asume que se forma un ciclo cuando el nodo  $n_i$  selecciona a  $n_x$  (después de eliminar a  $n_y$  de su  $L_D$ , o después de recibir una actualización que descalifica a  $n_y$  como siguiente salto factible) como su siguiente salto. De

la Ecuación 6 se puede observar que para que ser seleccionado por  $n_y$ ,  $n_x$  tiene que ser un elemento del conjunto de siguientes saltos factibles de  $n_i$  para el destino  $D$ , por ejemplo, un elemento de  $F_D^{n_i} = \{n : fd_D^{n_i} = d_D^n \wedge sn_D^n = sn_D^{n_i}\}$ . Ahora, si  $n_x \in F_D^{n_i}$ , y ya que  $lc_{n_x}^{n_i} > 0$  se tiene que  $d_D^{n_x} = fd_D^{n_i} < d_D^{n_i}$ , por lo tanto  $sn_D^{n_i} \prec_s sn_D^{n_x}$ , o  $next_D^{n_i} = n_x = nil$ . En el primer caso se llega a la misma contradicción a la que llegó en el Teorema 1, por ejemplo,  $sn_D^{n_x} \prec_s \dots \prec_s sn_D^{n_i} \prec_s sn_D^{n_x}$ . En el segundo caso, se tendría un ciclo con  $nil$ , lo que también es una contradicción.

La demostración del Teorema 2 nos dice que para garantizar rutas libres de ciclos, los nodos tienen que ser muy cuidadosos al seleccionar un nuevo siguiente salto. Esto puede conducir a situaciones en las cuales los nodos tienen  $nil$  en el campo correspondiente al siguiente salto, aún y cuando tengan una ruta válida hacia el destino. Sin embargo, el algoritmo propuesto afronta este problema renovando periódicamente las estructuras de enrutamiento, lo que permite que los nodos encuentren nuevas rutas hacia el destino. Es importante enfatizar que gracias a la diseminación de tráfico de control basado en regiones de interés, la escalabilidad del algoritmo no se ve comprometida por la transmisión periódica de MA's, esto se confirma en los resultados experimentales que se presentan en el Capítulo 5.

*Corolario 1:* Los paquetes de datos se enrutan de fuentes a destinos a lo largo de rutas libres de ciclos.

*Demostración:* De la Ecuación 8 se observa que un nodo  $n_x$  localizado al exterior de la malla destino ( $mm_D^{n_x} \neq RM \wedge mm_D^{n_x} \neq MM$ ), retransmitirá un paquete de datos recibido del nodo  $n_y$  solo si  $next_D^{n_y} = n_x$ . Por lo tanto, los paquetes de datos viajan salto a salto siguiendo el camino de nodos siguiente salto hasta llegar al primer miembro de la malla. Y ya que los caminos de nodos siguiente salto son libres de ciclos (Teoremas 1 y 2), se llega a la conclusión deseada.

# CAPÍTULO 5

## ANÁLISIS EXPERIMENTAL

En este capítulo se presentan los resultados obtenidos al comparar el algoritmo propuesto "*Geo-PRIME*" con ODMRP para el caso de tráfico multicast, con LBM para el caso de tráfico geocast, y con ODMRP junto con LBM para el caso de tráfico multicast y geocast combinado. Se utilizaron ODMRP y LBM para los experimentos, ya que son ampliamente usados como base en el análisis cuantitativo del desempeño de algoritmos multicast y geocast. Se utilizó el porcentaje de paquetes entregados, el retardo de extremo a extremo, la sobrecarga de control, la sobrecarga total y la eficiencia como métricas de desempeño.

El porcentaje de paquetes entregados es una de las métricas más importantes en la evaluación del desempeño de un algoritmo de enrutamiento, ya que mide la efectividad del algoritmo para establecer y mantener rutas que conecten a la fuente con sus receptores. Para el caso de tráfico multicast y geocast, el porcentaje de paquetes entregados se calcula utilizando la siguiente fórmula:

$$\sum_{i=1}^{n_s} \frac{n_r(i)}{n_m(i)}$$

donde  $n_s$  es el número total de paquetes enviados,  $n_r(i)$  es el número de nodos que reciben el paquete  $i$ ,  $n_m(i)$  es el número de nodos que son miembros del grupo multicast o región geocast  $D$  al momento que el paquete  $i$  con destino  $D$  es enviado.

El retardo extremo a extremo es el promedio de tiempo que les toma a los paquetes de datos desplazarse desde el nodo fuente hasta llegar a sus destinos. Esta métrica está relacionada tanto con la longitud de los caminos que conectan a las fuentes con los receptores, como con los niveles de contención del medio inalámbrico y de congestión de las colas de paquetes. Se calcula de la siguiente manera:

$$\frac{1}{n_r} \sum_{i=1}^{n_r} t_r(i) - t_s(i)$$

donde  $n_r$  es el número total de paquetes recibidos,  $t_s(i)$  es el tiempo en el que el paquete  $i$  fue enviado, y  $t_r(i)$  es el tiempo en el que el paquete  $i$  fue

recibido por alguno de los nodos miembros del grupo multicast o geocast  $D$ .

La sobrecarga de control es el número total de paquetes de control que transmite un algoritmo de enrutamiento para establecer y mantener las rutas. La sobrecarga total es el total de bytes transmitidos (datos y control) a lo largo de todo el experimento. Estas dos últimas métricas se utilizan para evaluar la cantidad de recursos que los algoritmos consumen para proveer las rutas.

La eficiencia evalúa que tan costoso es para un algoritmo de enrutamiento hacer llegar los datos a sus destinos. Este costo es referente al número de bytes transmitidos, y se calcula dividiendo la cantidad total bytes de datos recibidos entre la sobrecarga total. Con esta métrica es posible notar que proporción de la cantidad total de bytes de control transmitidos más la cantidad total de bytes de datos retransmitidos a lo largo de las rutas fuente-destino (sobrecarga total) corresponde a bytes de datos entregados.

Para las pruebas se hace uso del protocolo MAC IEEE 802.11 para acceder al medio, y todos los paquetes de control se envían en modo broadcast. Los nodos usan el modelo de movilidad random waypoint, en el cual escogen una posición y velocidad aleatoria para desplazarse. Una vez que alcanzan el destino seleccionado, permanecen un tiempo de pausa en la misma posición y cuando termina este tiempo el proceso se repite.

Específicamente para los experimentos mostrados en este documento, inicialmente cada uno de los cien nodos selecciona una posición aleatoria dentro de un área de 1400m x 1400m, donde permanecen 10 segundos sin movimiento, al finalizar este tiempo de pausa, se desplazan a otra posición aleatoria, a una velocidad aleatoria dentro del intervalo  $[1,10]$  metros por segundo. Este proceso se repite durante los 200 segundos que dura cada uno de los experimentos realizados.

Los nodos fuentes de tráfico son designados al azar, al igual que los miembros de los grupos multicast. Los nodos dentro de una región geocast varían conforme al tiempo ya que las posiciones de los nodos son aleatorias y van cambiando durante todo el experimento.

Se hace uso de la aplicación CBR (Constant Bit Rate) para generar los datos a transmitir. CBR permite establecer la frecuencia de transmisión, el destino y el tamaño de los paquetes, y no tiene ninguna aplicación en particular en los nodos más que generar y recibir paquetes de datos. En todos los experimentos reportados en la presente tesis, cada fuente de datos transmite

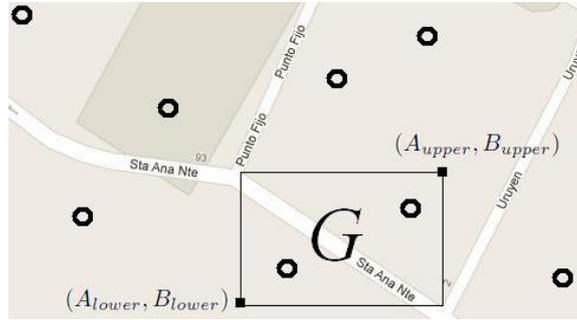


Figura 11: Los nodos dentro del rectángulo formado por  $(A_{upper}, B_{upper})$ ,  $(A_{lower}, B_{lower})$  forman parte de la región geocast  $G$ .

un máximo de 1000 paquetes a una frecuencia de 10 paquetes por segundo. Cada paquete generado tiene un tamaño de 256 bytes.

El formato del identificador del destino del paquete CBR depende del tipo de tráfico. Si el tráfico es multicast, el identificador del destino es simplemente la dirección del grupo multicast deseado. Si el tráfico es geocast, el identificador del destino está compuesto por una serie de coordenadas que definen al área que cubre a la región geográfica destino. Para nuestros experimentos, nos limitamos a regiones geográficas rectangulares, y por lo tanto, definimos al identificador del destino de un paquete CBR geocast como:

$$\{(A_{upper}, B_{upper}), (A_{lower}, B_{lower})\}$$

donde  $(A_{upper}, B_{upper})$  son las coordenadas de la esquina superior derecha del rectángulo que cubre la región geográfica deseada, y  $(A_{lower}, B_{lower})$  corresponden a las coordenadas de la esquina inferior derecha (Figura 11). En general, un destino geocast puede tener forma arbitraria, sin embargo, esto requiere codificar más información en los identificadores de grupo. Cabe destacar que ningún nodo conoce la consistencia de los grupos multicast o la identidad de los nodos que en un momento dado se encuentran dentro de una región geocast.

Se hace uso del simulador de eventos discretos ns-2 [28] versión 2.34, el cual provee simulaciones realistas de la capa física y es un estándar *de facto* para la evaluación de protocolos de comunicaciones. Para las simulaciones de ODMRP se hizo uso del código del "Proyecto Monarca" [29], el cual corre en la versión 2.1b de ns-2. Con la finalidad de que todos los algoritmos corran bajo las mismas condiciones, ODMRP tuvo que ser portado a la versión 2.34.

Tabla 1: Entorno de simulación

Número de nodos	100	Posición de los nodos	Aleatoria
Área de simulación	1400m x 1400m	Tiempo de simulación	150s
Protocolo MAC	802.11b	Tasa de transmisión	2000000bps
Modelo de movilidad	Random waypoint	Paquetes por fuente	1000
Pausa del nodo	10s	Vel. min.-max nodo	1-10m/s

Para el caso de LBM no existe algún código disponible, y por lo tanto el algoritmo presentado en [22] tuvo que ser desarrollado como parte de esta tesis.

Cada simulación fue ejecutada diez veces con diez semillas distintas. Con el objetivo de tener simulaciones válidas, los algoritmos multicast usan el mismo periodo de tiempo de tres segundos para actualizar sus estructuras de enrutamiento (periodo *join query* para ODMRP, y periodo MA para Geo-PRIME). El valor *horizon* del algoritmo propuesto se estableció con el mismo valor que usa ODMRP para TTL en sus paquetes *join query*, el cual representa el peor de los casos para propagación de MR's en Geo-PRIME. Finalmente, la Tabla 1 enlista los detalles del entorno de simulación.

## 5.1 DESEMPEÑO CON TRÁFICO MULTICAST

En esta sección se presentan los resultados obtenidos al comparar Geo-PRIME con ODMRP en el caso en que por la red fluye únicamente tráfico multicast.

### 5.1.1 INCREMENTANDO EL NÚMERO DE FUENTES

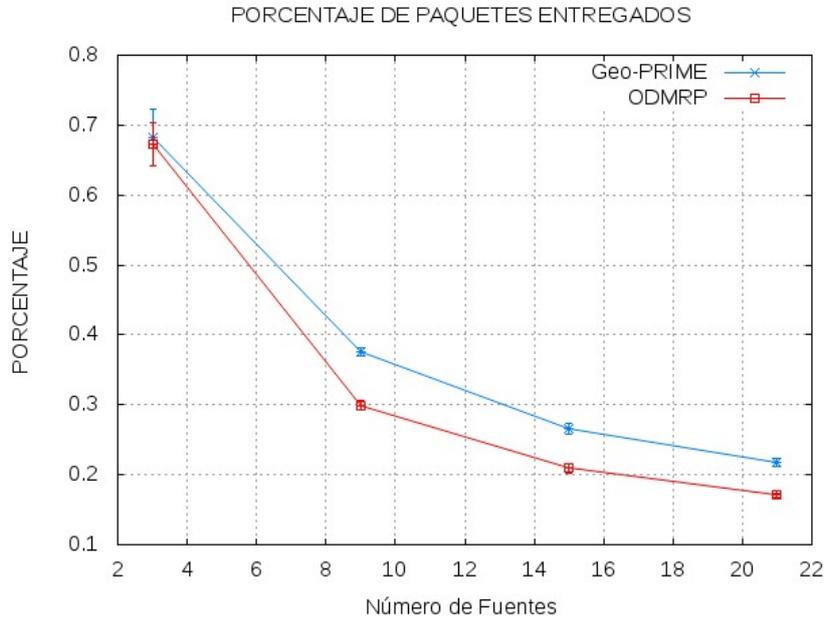


Figura 12: Desempeño al incrementar el número de fuentes. Porcentaje de paquetes entregados.

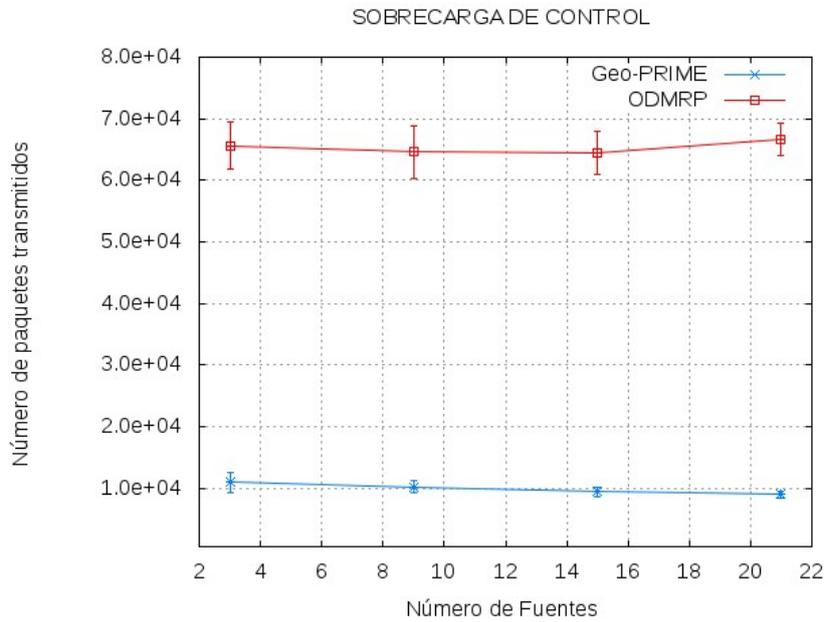


Figura 13: Desempeño al incrementar el número de fuentes. Sobrecarga de control.

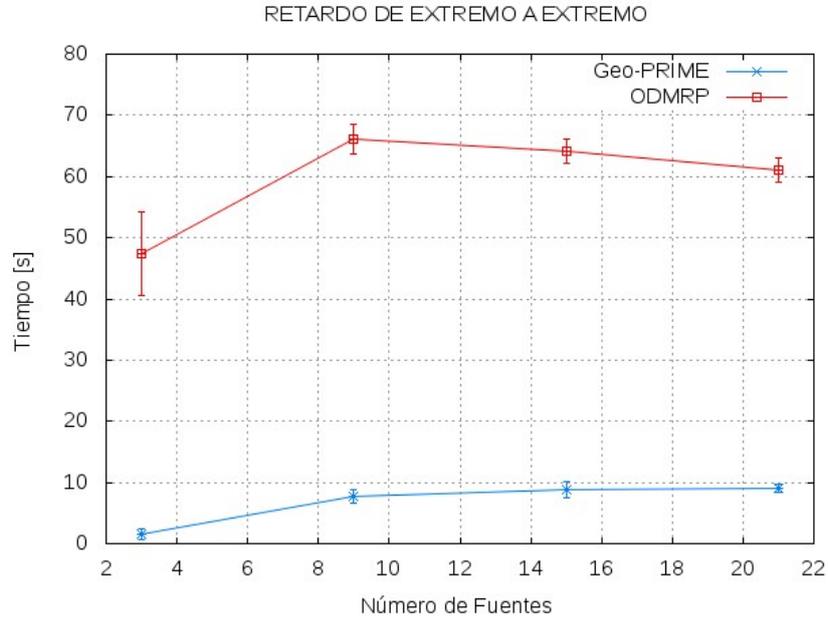


Figura 14: Desempeño al incrementar el número de fuentes. Retardo de extremo a extremo.

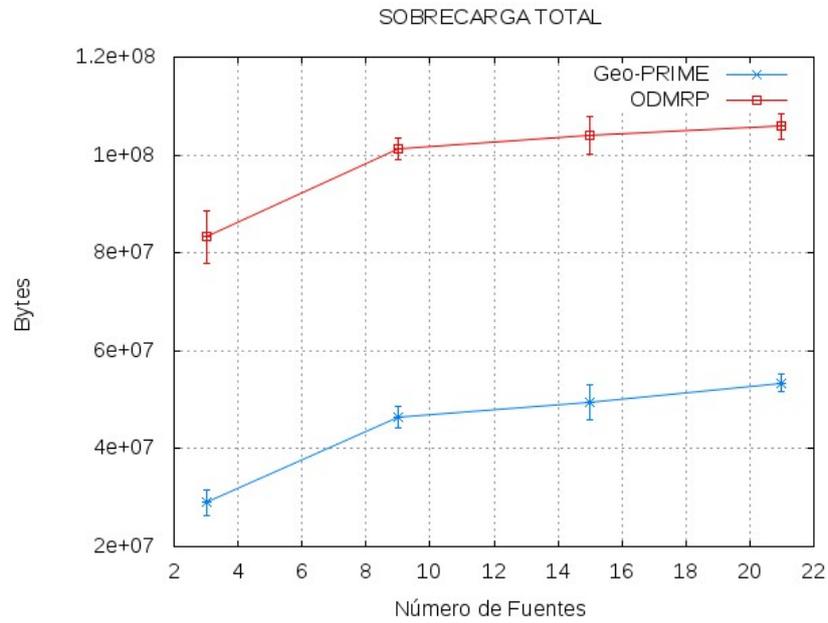


Figura 15: Desempeño al incrementar el número de fuentes. Sobrecarga total.

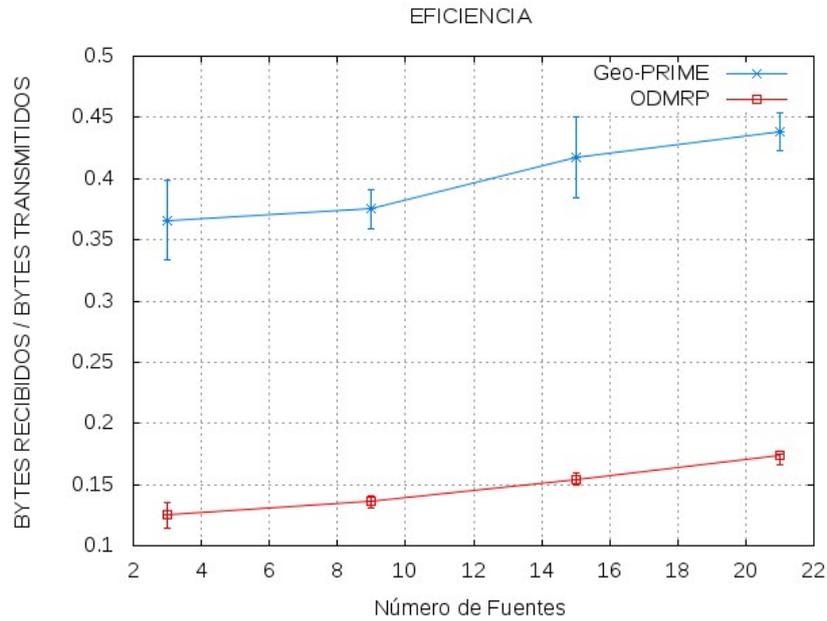


Figura 16: Desempeño al incrementar el número de fuentes. Eficiencia.

En el primer experimento, el escenario cuenta con un sólo grupo multicast que consta de 20 nodos, y se va incrementando el número de fuentes activas, es decir, el número de fuentes que envían datos hacia el grupo multicast. Para este experimento las fuentes no son miembros del grupo. Los resultados se presentan en las Figuras 12-16.

Como puede observarse en la Figura 13, el número de paquetes de control generados por Geo-PRIME es considerablemente menor que el generado por ODMRP. Esto es debido al uso de regiones de interés en Geo-PRIME, con las cuales se contiene el intercambio de tráfico de control solo a las porciones de la red donde es necesario, mientras que con ODMRP se inunda periódicamente la red completa con paquetes "Join Request" generados por cada fuente.

También se observa en la Figura 14 que el retardo de extremo a extremo en Geo-PRIME es mucho menor al de ODMRP. Este retardo está relacionado con la cantidad de paquetes de control que son intercambiados. Ya que el medio de transmisión tiene una capacidad limitada y además los paquetes de control tienen mayor prioridad que los paquetes de datos, en algoritmos como ODMRP (con un alto intercambio de tráfico de control) los paquetes

de datos tienen que ser almacenados dentro de las colas de transmisión hasta que los paquetes de control hayan sido transmitidos.

En la Figura 16 se observa que Geo-PRIME hace un uso más eficiente de los recursos de la red que ODMRP, esto se confirma en las Figuras 13 y 15 donde se muestran respectivamente el número de paquetes de control transmitidos y el total de bytes transmitidos en toda la red, los cuales son mucho menores con Geo-PRIME. Estos resultados son particularmente positivos si analizamos la Figura 12 donde se observa que el número de paquetes de datos entregados por Geo-PRIME es al menos igual al de ODMRP, y conforme el número de fuentes se incrementa, el número de paquetes de datos entregados por Geo-PRIME es mayor.

Los resultados anteriores demuestran la efectividad de las regiones de interés para lograr una mayor reutilización espacial del ancho de banda lo que redundará en retardos más bajos y en una mayor entrega de paquetes de datos.

### **5.1.2 INCREMENTANDO LA CARDINALIDAD DE LOS GRUPOS**

En este experimento se evalúa el desempeño de Geo-PRIME y ODMRP conforme se incrementa el número de nodos que pertenecen a los grupos multicast. Hay un total de dos grupos multicast y para cada uno de ellos hay tres fuentes de datos. Los resultados se muestran en las Figuras 17-21.

Al igual que en el experimento anterior, a partir de las Figuras 18, 20 y 21 podemos observar que el uso de Geo-PRIME tiene un menor costo que el de ODMRP en términos del número total de información transmitida, así como en el número de paquetes de control transmitidos.

Es notorio en la Figura 21 que conforme se aumenta el número de nodos por grupo la eficiencia crece. Esto es debido a que los nodos son posicionados aleatoriamente en los escenarios, y cuando los nodos destino son pocos, la mayor parte de los nodos que conforman el grupo de envío (para ODMRP) o región de interés (para Geo-PRIME) no son nodos destino, y por lo tanto solo retransmitirán los datos. Por otra parte, cuando el número de nodos destino

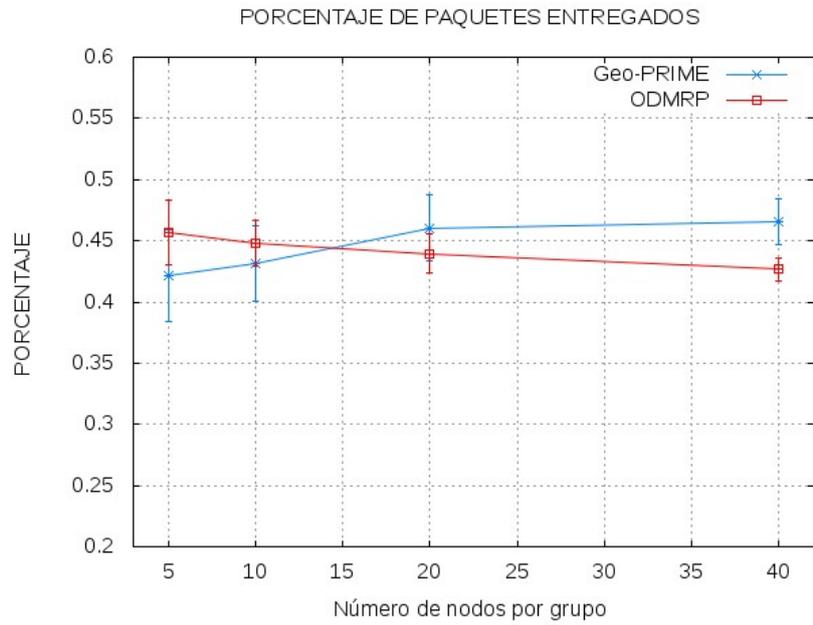


Figura 17: Desempeño al incrementar la cardinalidad de los grupos. Porcentaje de paquetes entregados.

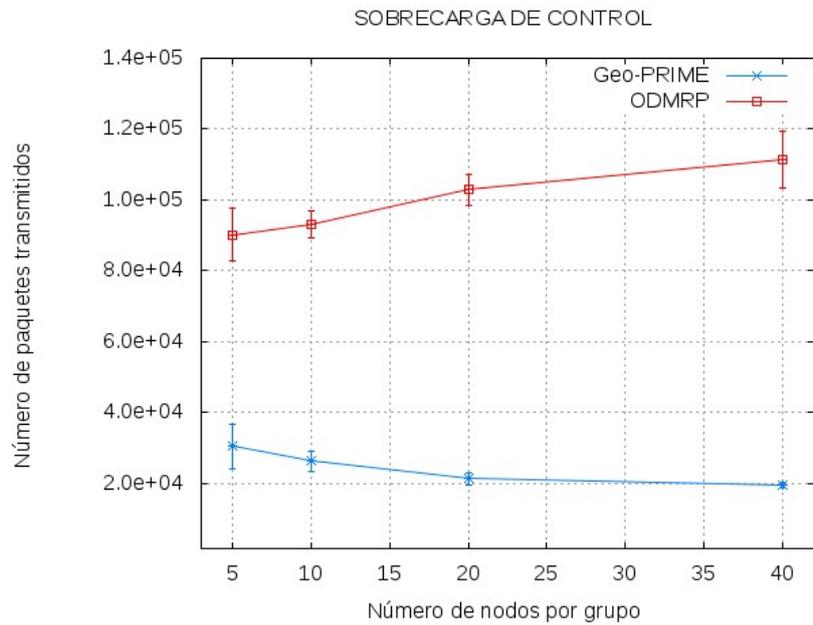


Figura 18: Desempeño al incrementar la cardinalidad de los grupos. Sobrecarga de control.

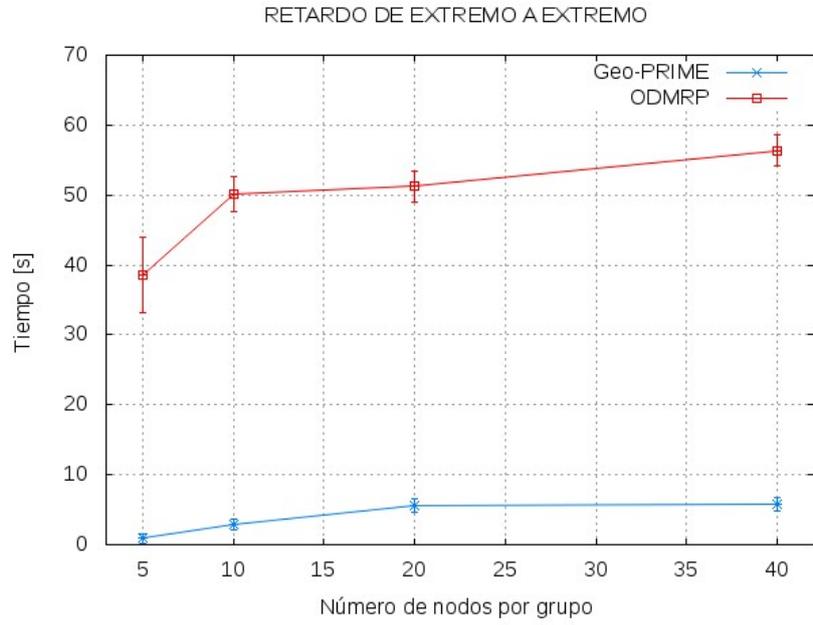


Figura 19: Desempeño al incrementar la cardinalidad de los grupos. Retardo de extremo a extremo.

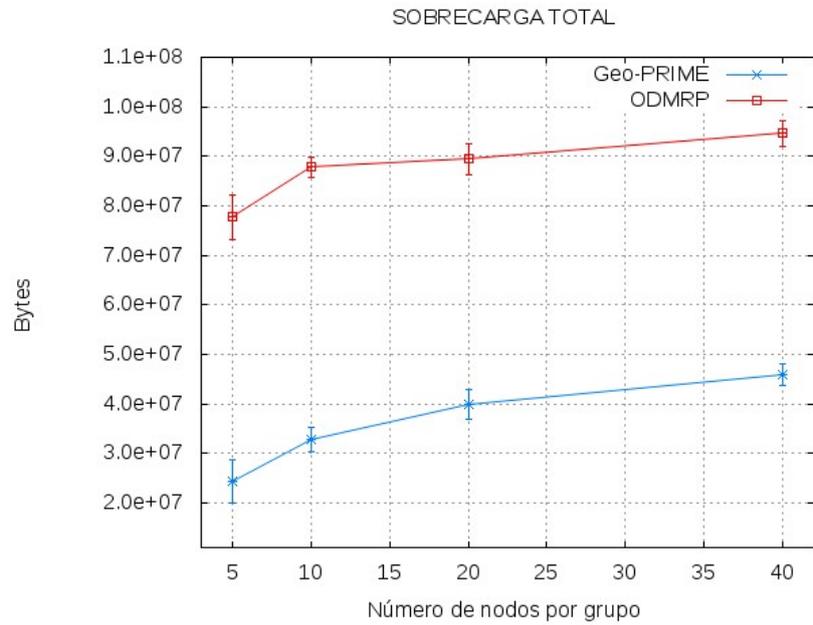


Figura 20: Desempeño al incrementar la cardinalidad de los grupos. Sobrecarga total.

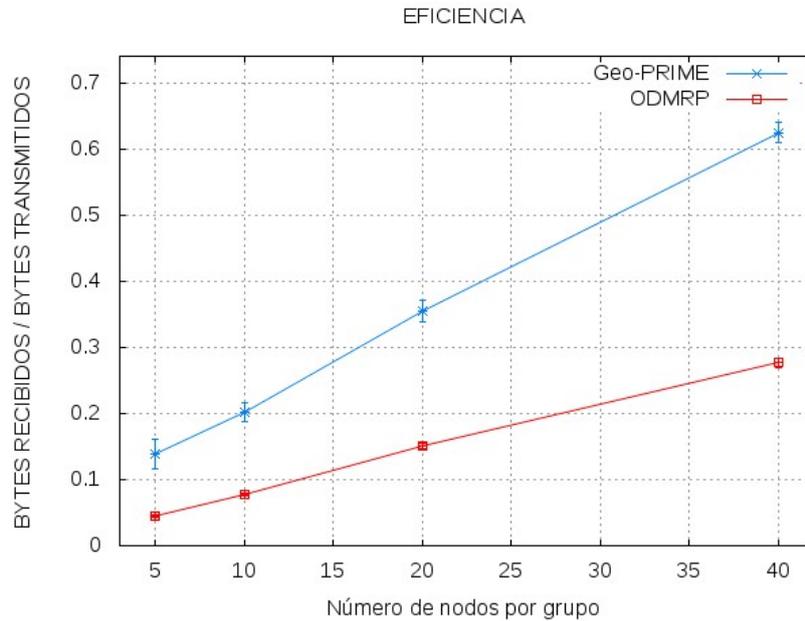


Figura 21: Desempeño al incrementar la cardinalidad de los grupos. Eficiencia.

aumenta, también aumenta el número de nodos destino que conforman el grupo de envío o región de interés, y estos nodos además de retransmitir los datos, también los aceptan, lo que ocasiona aumento de la eficiencia.

Cabe destacar que el número de paquetes de control transmitidos por Geo-PRIME se mantiene constante al incrementar el número de nodos miembro del grupo (Figura 18). Esto es debido a que se escoge a un nodo representante del grupo (núcleo) que se encarga de establecer un componente conexo que contiene a todos los miembros, lo que hace posible hacer llegar los paquetes simplemente dirigiéndolos hacia el núcleo del grupo deseado. Por lo tanto los nodos con interés en un grupo solo establecerán y darán mantenimiento a las rutas hacia el núcleo de dicho grupo, sin importar el incremento de nodos en el grupo.

Por otro lado, el concepto de grupo de envío (malla multicast) en ODMRP implica el establecimiento y mantenimiento de rutas desde las fuentes hacia cada uno de los miembros del grupo, lo que implica un incremento de tráfico de control cuando se incrementa el número de nodos miembro de un grupo (Figura 18).

Como puede observarse en la Figura 19, la baja sobrecarga de control también se ve reflejada en el retardo extremo a extremo que experimentan los paquetes enrutados con Geo-PRIME, que es hasta cinco veces más pequeño que el retardo experimentado por los paquetes enrutados por ODMRP.

También podemos observar en la Figura 17 que con grupos de pocos miembros (por ejemplo, de 5 a 15) ODMRP entrega más paquetes de datos que Geo-PRIME. Esto se presenta ya que el costo de formar el grupo de envío de ODMRP para grupos de dicha cardinalidad no supera la capacidad de la red, lo que permite a las fuentes tener rutas hacia cada uno de los miembros de los grupos. Sin embargo, conforme se incrementa el número de miembros, el costo de establecer y mantener rutas hacia cada uno de esos miembros se incrementa, es decir, la transmisión de paquetes de control aumenta, causando un mayor número de colisiones y un mayor almacenaje de paquetes de datos en las colas de transmisión de los nodos, lo que causa una disminución de la entrega de paquetes.

Inicialmente (para grupos multicast compuestos de 5 y 10 nodos), la entrega de paquetes de datos de Geo-PRIME es menor que la de ODMRP (Figura 17), esto es debido a que el núcleo tiene que establecer una malla que conecta a todos los miembros. Estos miembros son colocados y se desplazan hacia posiciones aleatorias, lo cual hace posible escenarios en los que los miembros estén tan alejados entre sí, que es necesario que la mayoría de los nodos de la red formen parte de la malla que conecta a estos miembros, lo que también causa un mayor intercambio de tráfico de control en los escenarios con menor número de miembros (Figura 18). Sin embargo, para grupos multicast de 20 ó más nodos, Geo-PRIME es capaz de entregar más paquetes que ODMRP.

### 5.1.3 INCREMENTANDO EL NÚMERO DE GRUPOS

En este experimento se evalúa el desempeño de los algoritmos conforme se va incrementando el número de grupos multicast que coexisten en la red. Cada grupo consta de 15 nodos miembros y por cada grupo hay tres fuentes de tráfico. Los resultados se muestran en las Figuras 22-26.

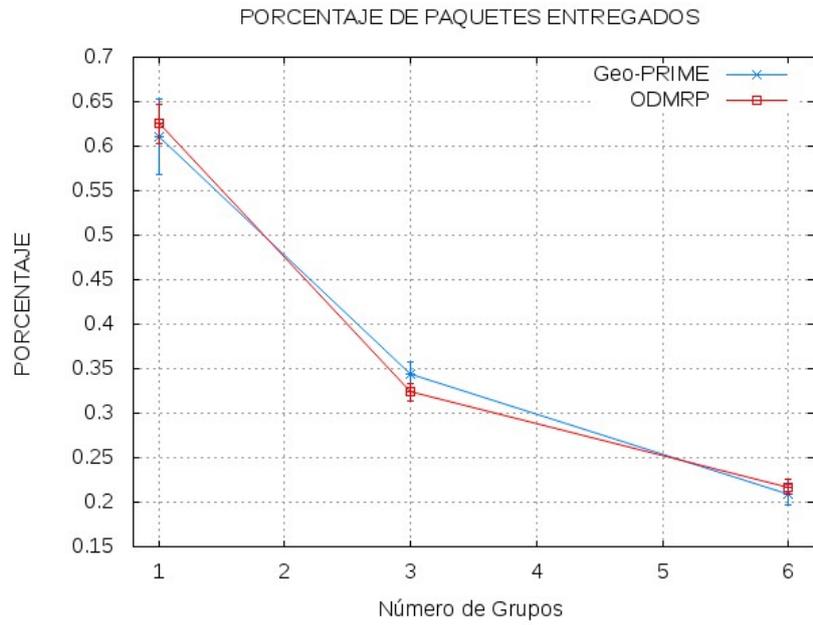


Figura 22: Desempeño al incrementar el número de grupos multicast. Porcentaje de paquetes entregados.

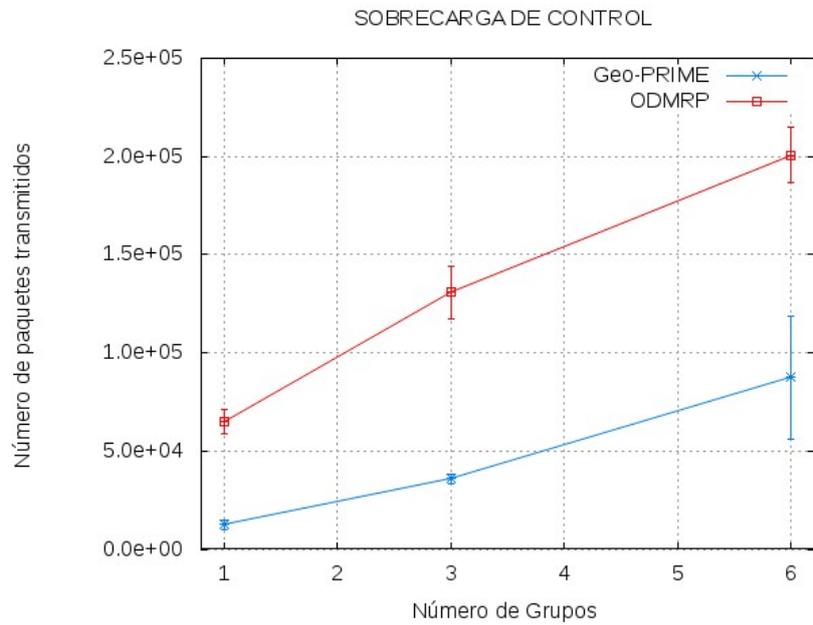


Figura 23: Desempeño al incrementar el número de grupos multicast. Sobrecarga de control.

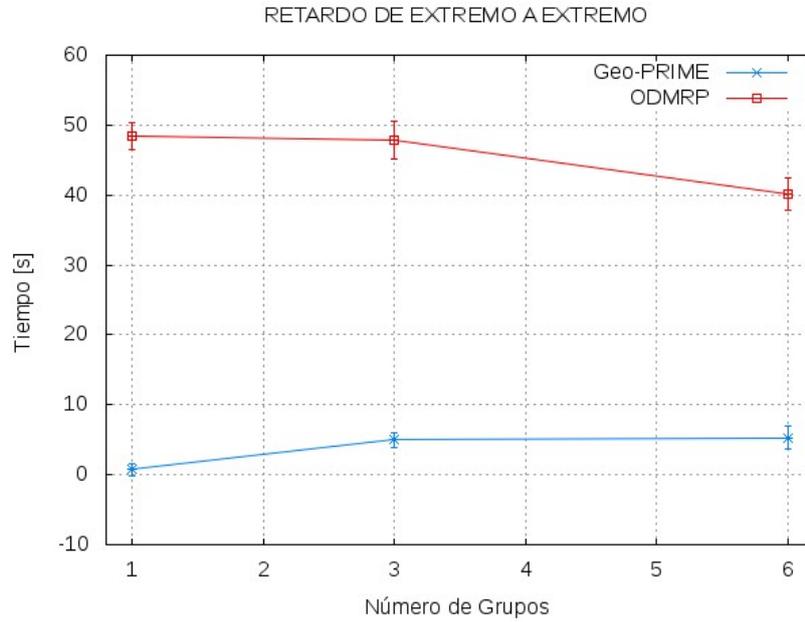


Figura 24: Desempeño al incrementar el número de grupos multicast. Retardo de extremo a extremo.

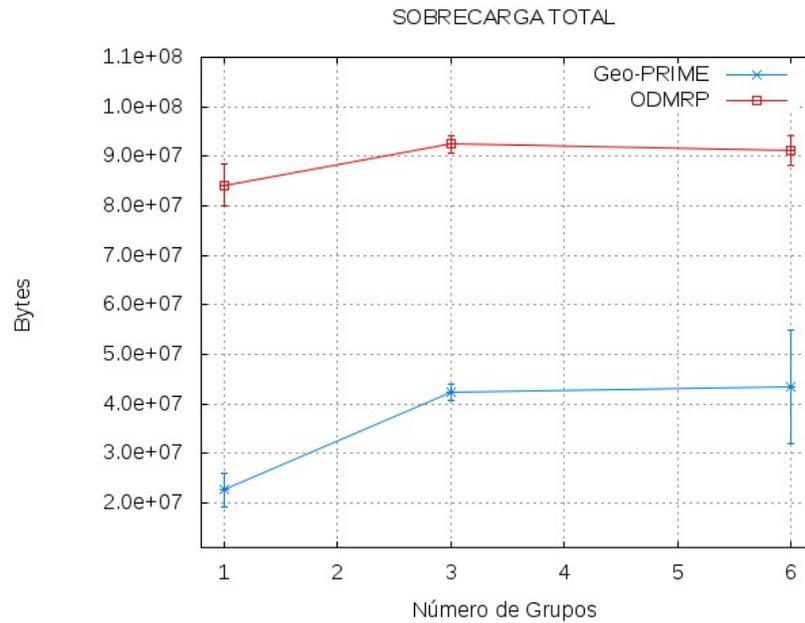


Figura 25: Desempeño al incrementar el número de grupos multicast. Sobrecarga total.

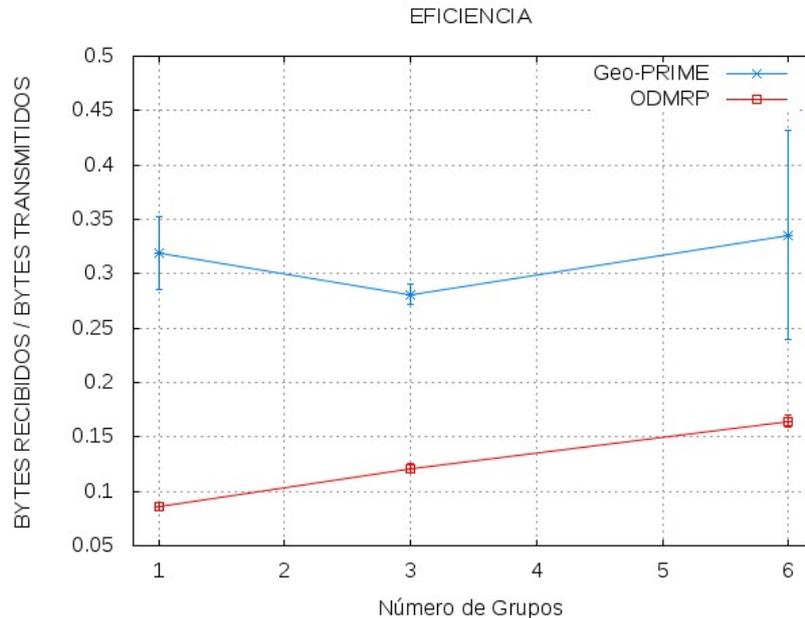


Figura 26: Desempeño al incrementar el número de grupos multicast. Eficiencia.

En la Figura 22 se observa que el porcentaje de entrega de paquetes de ambos es muy similar, sin embargo el costo de usar Geo-PRIME es menor (Figuras 23-26).

A pesar de que en Geo-PRIME por cada grupo que se agrega la transmisión de tráfico de control aumenta (ya que por cada grupo se designa un núcleo, y cada núcleo disemina un *MA* para su grupo), se observa en las Figuras 23 que con Geo-PRIME se transmite un número menor de paquetes de control, y que se obtiene una mejor utilización del ancho de banda al transmitir menor cantidad de bytes (Figuras 25 y 26).

A partir de la Figura 24 podemos observar que con ODMRP el retardo de extremo a extremo para más de 3 grupos disminuye. Lo anterior, aún y cuando parezca contra intuitivo, es común cuando la red se satura (por el alto nivel de transmisiones) debido a que la mayoría de los paquetes que consiguen llegar a sus destinos, son aquellos que recorren caminos de unos pocos saltos desde el origen a algún nodo destino. Por lo tanto el retardo de extremo a extremo tiende a disminuir, ya que el tiempo necesario para hacer llegar un paquete a un vecino cercano suele ser más pequeño que el tiempo

que le toma a un paquete recorrer un camino más largo.

En la Figura 26 se observa disminución de la eficiencia de Geo-PRIME cuando el número de grupos es 3, lo que refleja el impacto que tiene el uso de regiones de interés cuando se tienen que formar más de una, y por lo tanto aumenta el número de rutas por la que los datos fluyen. Sin embargo, el costo que pagamos por esto lo vale, ya que como se muestra en esta Figura la eficiencia de Geo-PRIME siempre se mantiene por arriba de la de ODMRP, y además como se mencionó anteriormente la sobrecarga de control y la sobrecarga total de Geo-PRIME siempre se mantiene muy por debajo de la de ODMRP.

## 5.2 DESEMPEÑO CON TRÁFICO GEOCAST

En esta sección se presentan los resultados obtenidos al comparar Geo-PRIME con LBM.

Con LBM los nodos toman la decisión de enrutamiento en base a su posición geográfica. Todos aquellos nodos al interior del área formada por el rectángulo más pequeño que contiene al nodo transmisor y a los nodos de la región geocast destino, retransmitirán los datos.

### 5.2.1 INCREMENTANDO EL NÚMERO DE FUENTES

En estos experimentos evaluamos el desempeño de los algoritmos de enrutamiento geocast conforme incrementamos el número de fuentes activas. El escenario está compuesto por una sola región geocast destino, la cual cubre un área del 15 % del área total de simulación. La posición de esta región es diferente para cada una de las simulaciones y es seleccionada aleatoriamente. Los resultados se muestran en las Figuras 27-30.

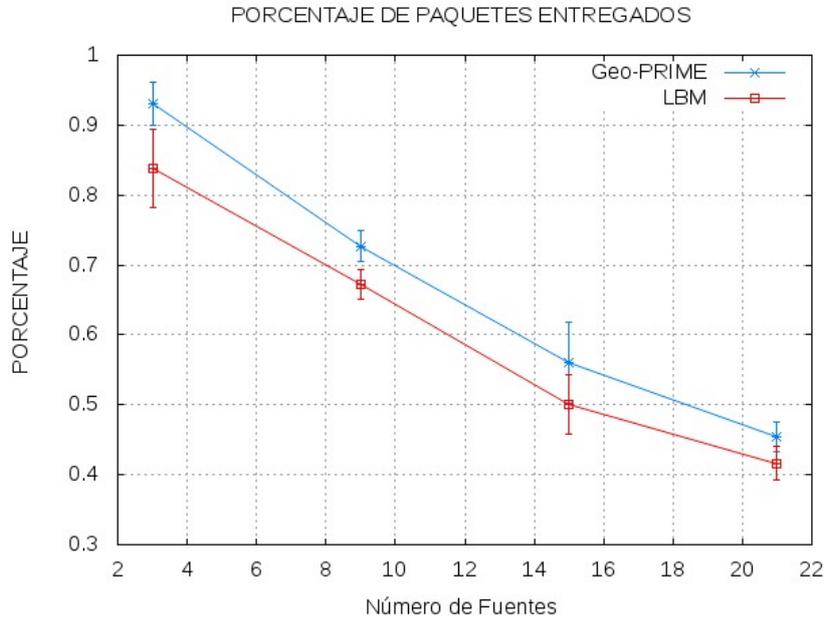


Figura 27: Desempeño al incrementar el número de fuentes. Porcentaje de paquetes entregados.

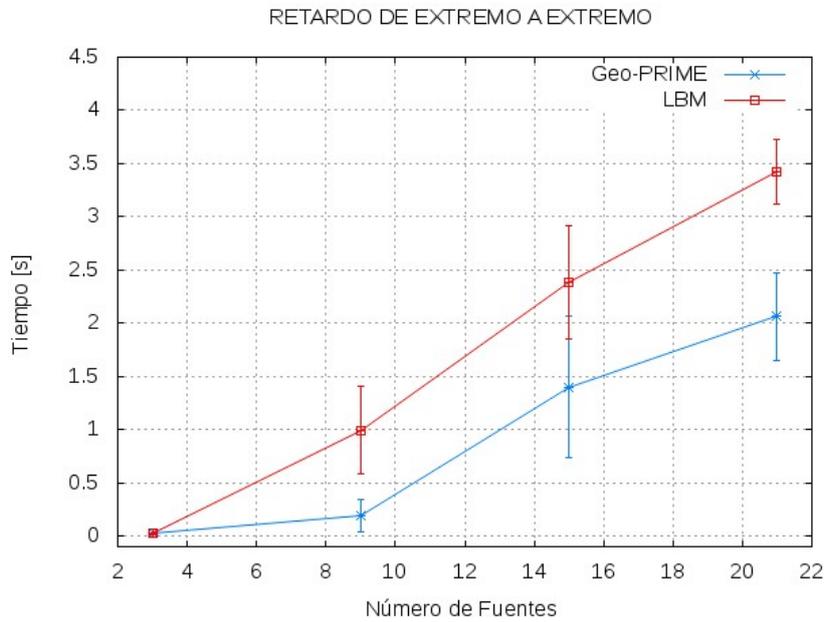


Figura 28: Desempeño al incrementar el número de fuentes. Retardo de extremo a extremo.

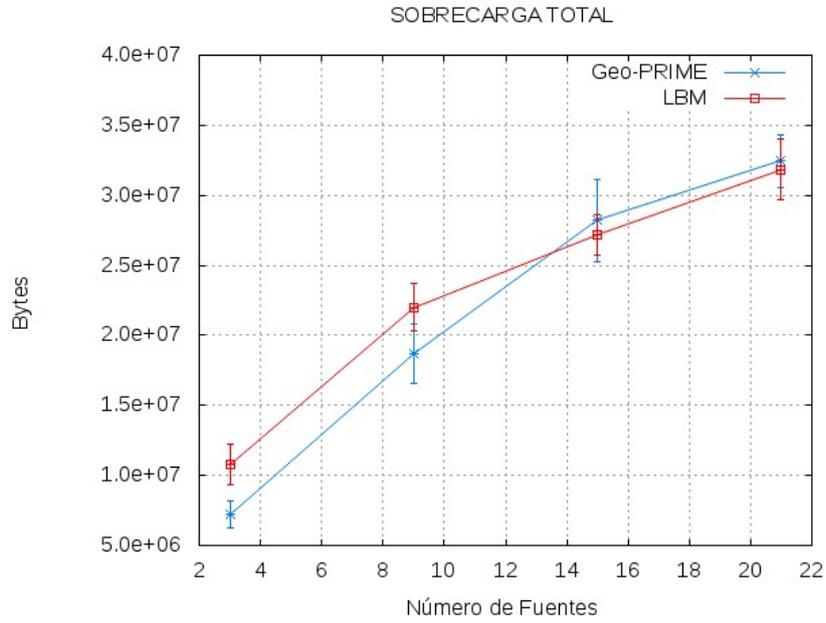


Figura 29: Desempeño al incrementar el número de fuentes. Sobrecarga total.

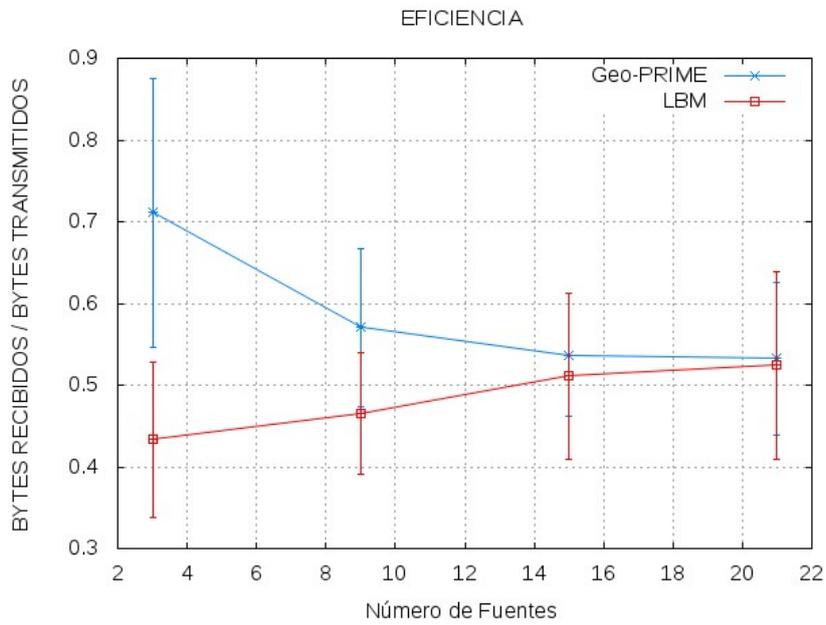


Figura 30: Desempeño al incrementar el número de fuentes. Eficiencia.

En las Figuras podemos observar que el desempeño de Geo-PRIME es superior al de LBM, debido a que consistentemente entrega un mayor número de paquetes (Figura 27), con menor retardo (Figura 28) e induciendo menor o similar sobrecarga total (Figura 29).

Es notorio en la Figura 29 que para ambos algoritmos el número de bytes transmitidos aumenta con respecto al incremento número de fuentes. Esto es debido a que ambos algoritmos tienen que establecer regiones en las cuales se diseminan los paquetes de datos que fluyen de fuentes a receptores. En el caso de LBM estas regiones son establecidas tomando en cuenta únicamente información geográfica, por lo que el tráfico de control es nulo. Por su parte, Geo-PRIME utiliza información topológica para establecer las rutas más cortas entre las fuentes y los destinos geocast. Los resultados demuestran que el trabajo extra que realiza Geo-PRIME para calcular rutas de fuentes a destinos es efectivo, ya que la sobrecarga de control se ve compensada por la reducción en la cantidad de bytes transmitidos.

La principal desventaja de usar únicamente información geográfica es que se pueden dar casos donde la región calculada por LBM no incluya a los caminos que conectan a las fuentes con los receptores. Por ejemplo, en el escenario de la Figura 31, el nodo  $S$  trata de enviar datos a los nodos en la región geocast  $D$ , con LBM no sería posible la entrega de los datos, ya que entre los nodos del grupo de envío (los nodos al interior del rectángulo de línea punteada) no hay rutas de  $S$  a la región geocast destino. Sin embargo con GEO-PRIME sería posible, ya que entre los nodos que conforman la región de interés (nodos rellenos) si existen rutas hacia el destino.

En la Figura 30 se observa que inicialmente la eficiencia de Geo-PRIME es mayor a la de LBM. Esto es debido, de nuevo, a que Geo-PRIME utiliza información topológica para establecer las rutas, y por lo tanto el número de nodos que retransmiten los datos es menor al de LBM. También se observa que conforme se incrementa el número de fuentes la eficiencia de Geo-PRIME disminuye al nivel de LBM. Esto es debido a que cada vez que se añade una fuente de tráfico, se debe añadir a la región de interés una ruta desde la fuente hasta la malla destino, con lo que se consigue que un mayor número de nodos intermedios retransmitan los datos, lo que disminuye la eficiencia.

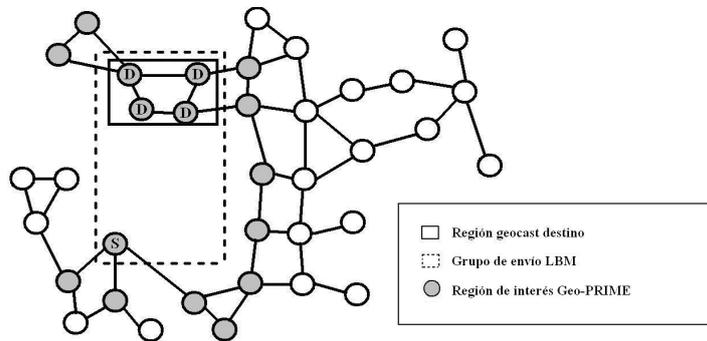


Figura 31: Grupo de envío LBM, y región de interés Geo-PRIME

### 5.2.2 INCREMENTANDO EL NÚMERO DE REGIONES GEOCAST

Para esta serie de experimentos se seleccionaron seis regiones geocast de diferente área y posición dentro de un escenario de simulación de 1400m x 1400m. Las dimensiones y posiciones de las diferentes regiones se muestran en la Figura 32. Se aumenta del número de regiones geocast siguiendo la numeración de la Figura 32 y los resultados se muestran en las Figuras 33-36.

A pesar de que en Geo-PRIME existe el tráfico de control y en LBM no, y dado que la prioridad de los paquetes de control es mayor a la de datos, y por lo tanto el intercambio de tráfico de control puede causar retrasos en la transmisión de los datos, podemos observar en la Figura 34 que el retardo de extremo a extremo es menor con Geo-PRIME. Esto es debido a que el número de paquetes retransmitidos con LBM es mayor (Figura 35), lo que hace posible que los nodos superen su capacidad de transmisión, y cuando esto sucede y aún existen más paquetes que transmitir, estos paquetes son almacenados en las colas, generando retrasos.

En Geo-PRIME se usa el concepto de regiones de interés. Estas regiones contienen únicamente a las rutas más cortas entre las fuentes y el destino, por lo tanto, los datos son solo transmitidos a través de las rutas más cortas. Por otro lado, una vez que los datos alcanzan el destino, estos no son inundados, por ejemplo, un nodo en el destino retransmite los datos solo si sabe

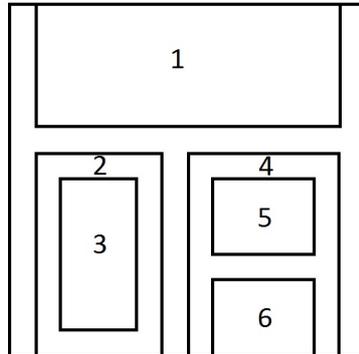


Figura 32: Escenario con múltiples regiones geocast.

de un miembro del grupo que es su vecino, y además si la distancia de este vecino al núcleo de la región geocast es mayor que la de él al núcleo. Esto no sucede con LBM, ya que solo se escoge un área y todos los nodos en esa área retransmiten los datos. Es por lo anterior que en las Figuras 35 y 36 se observa que Geo-PRIME transmite un número menor de bytes y que tiene una mayor eficiencia.

Aunque en este experimento el uso de Geo-PRIME tiene un menor costo que el uso de LBM (Figura 36), podemos ver en la Figura 33 que LBM entrega un número ligeramente mayor de paquetes, lo que se debe a que el número de rutas por las que se transmite el paquete en LBM es mayor.

### 5.3 DESEMPEÑO CON TRÁFICO MULTICAST Y GEOCAST COMBINADO

En esta sección se presentan los resultados obtenidos al comparar Geo-PRIME con ODMRP y LBM.

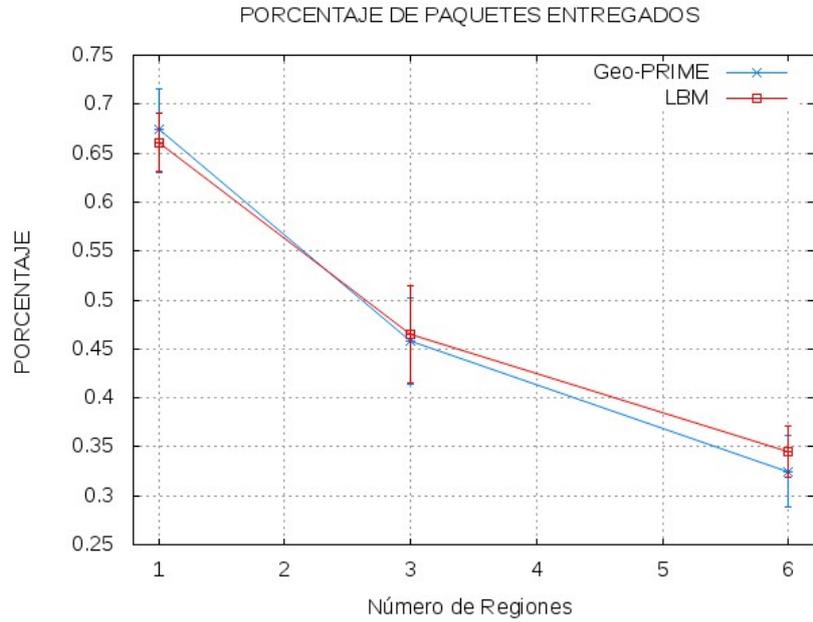


Figura 33: Desempeño al incrementar el número de regiones geocast. Porcentaje de paquetes entregados.

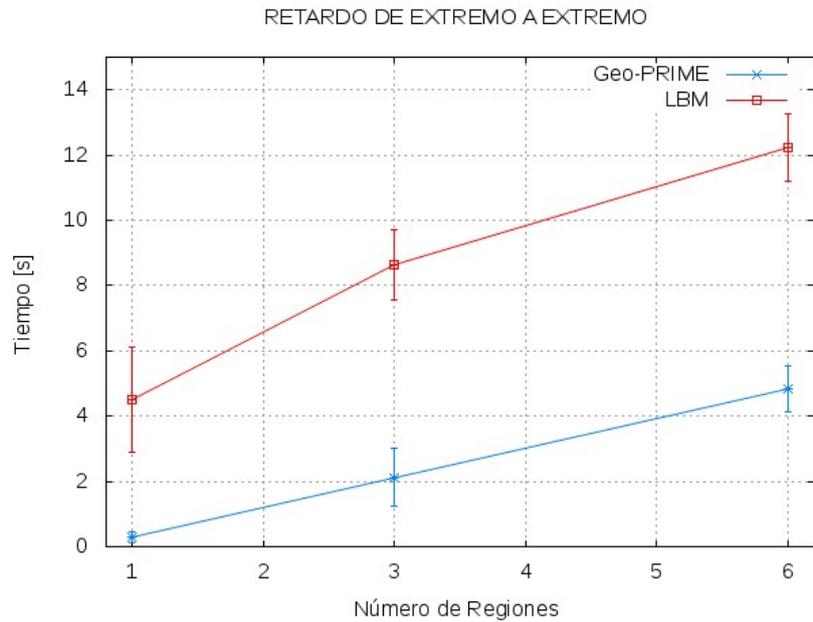


Figura 34: Desempeño al incrementar el número de regiones geocast. Retardo de extremo a extremo.

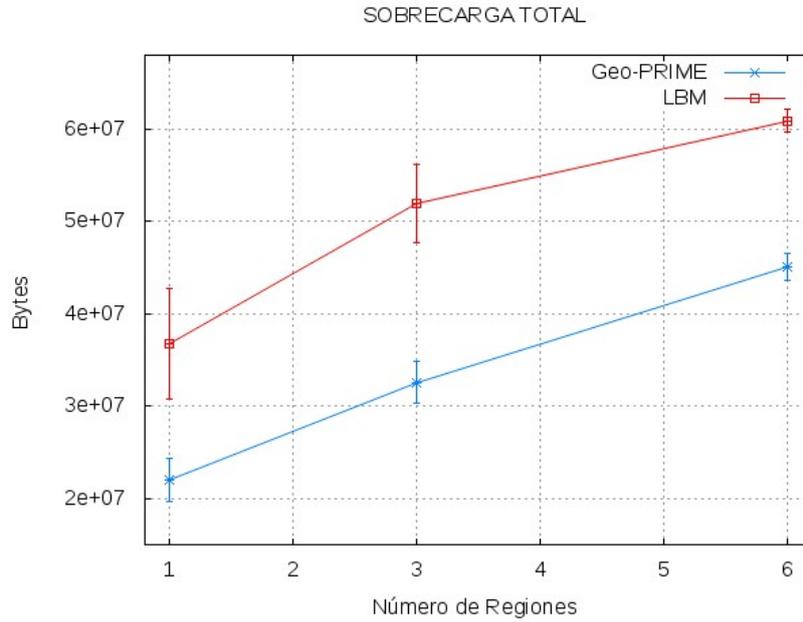


Figura 35: Desempeño al incrementar el número de regiones geocast. Sobre-carga total.

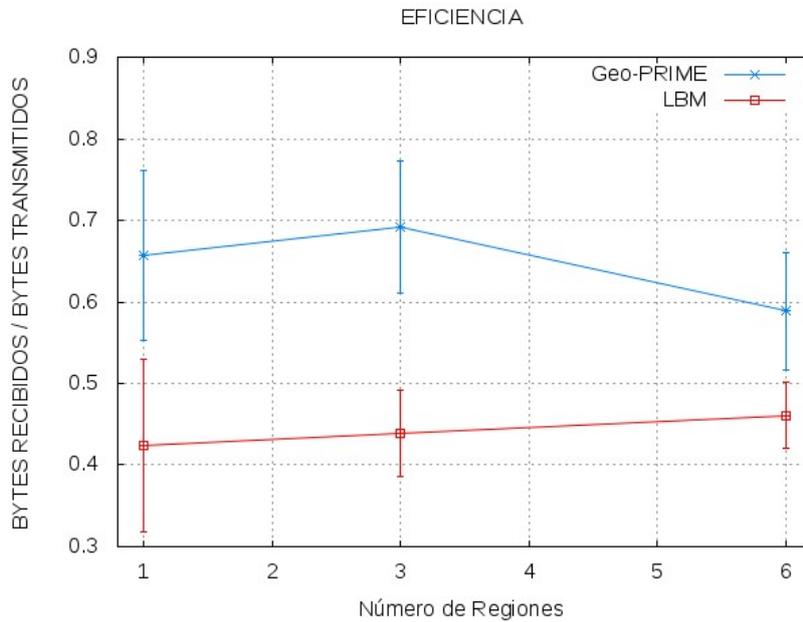


Figura 36: Desempeño al incrementar el número de regiones geocast. Eficiencia.

### 5.3.1 INCREMENTANDO EL NÚMERO DE FUENTES

Para el experimento final se tiene un escenario en el que existe tráfico combinado. Se hace uso del escenario de la Figura 32, y se le añade un grupo multicast con 20 nodos miembro. Se va incrementando el número de fuentes de tráfico para cada grupo, los resultados se muestran en las Figuras 37-40.

Aunque es posible hacer que los nodos de una red corran ODMRP y LBM al mismo tiempo, estos algoritmos no fueron diseñados para operar en paralelo con otros algoritmos de enrutamiento, por lo tanto ambos operan independientemente uno del otro, lo que implica que requieren y hacen uso distinto de los recursos de la red. Esto se ve reflejado en el alto costo que implica tener tráfico combinado en una red con ODMRP y LBM (Figura 40).

Además, se observa en la Figura 38, que conforme el número de fuentes aumenta el tráfico de control generado por con ODMRP también se incrementa, mientras que el de Geo-PRIME tiende a ser constante.

También se observa en la Figura 41 que Geo-PRIME tiene una mayor eficiencia, lo que indica que requiere de un menor número de recursos (transmisión de bytes) para hacer llegar los datos a su destino.

Los resultados muestran que Geo-PRIME es más eficiente para dar soporte a flujos multicast y geocast que el uso combinado de ODMRP y LBM, ya que Geo-PRIME entrega un porcentaje de paquetes de datos similar o mayor que el de ODMRP y LBM (Figura 37), con un número menor de bytes transmitidos (Figura 40), con mayor eficiencia (Figura 41), en un tiempo menor (Figura 39).

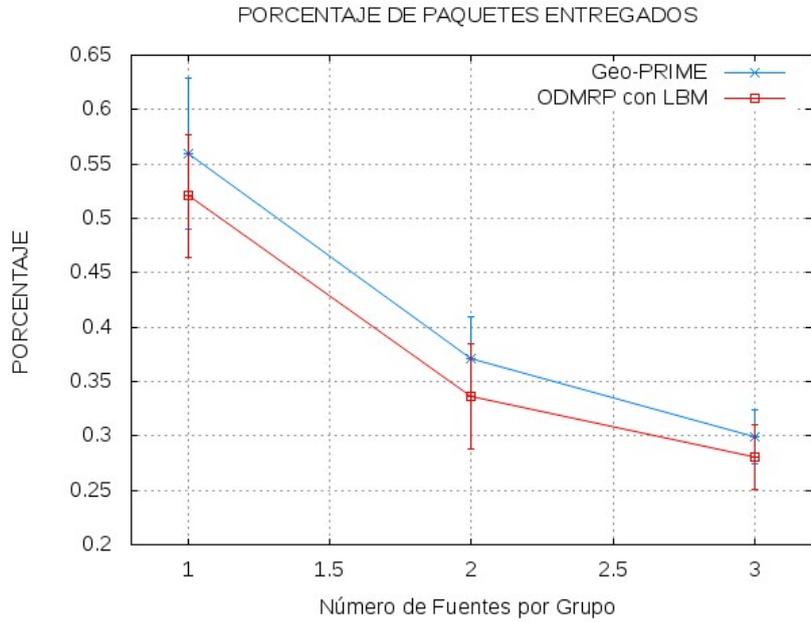


Figura 37: Desempeño con tráfico multicast y geocast combinado. Porcentaje de paquetes entregados.

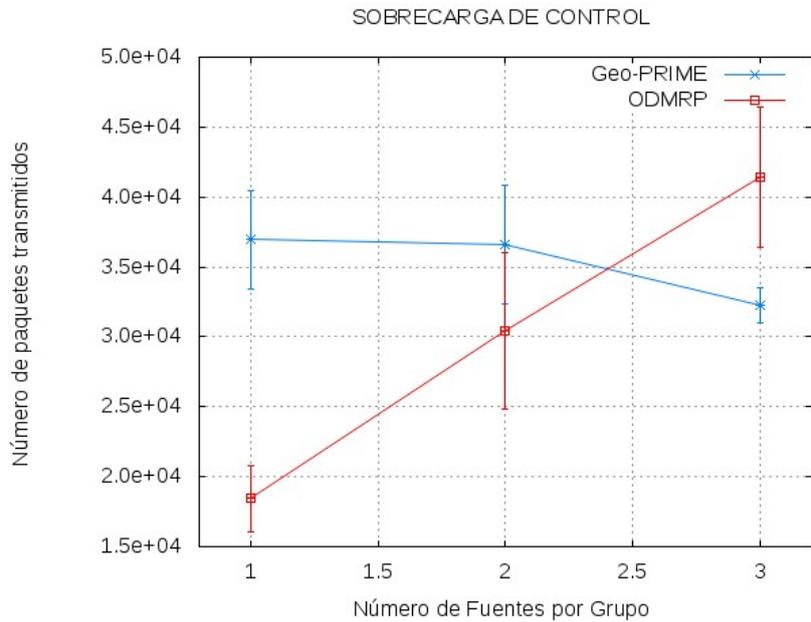


Figura 38: Desempeño con tráfico multicast y geocast combinado. Sobrecarga de control.

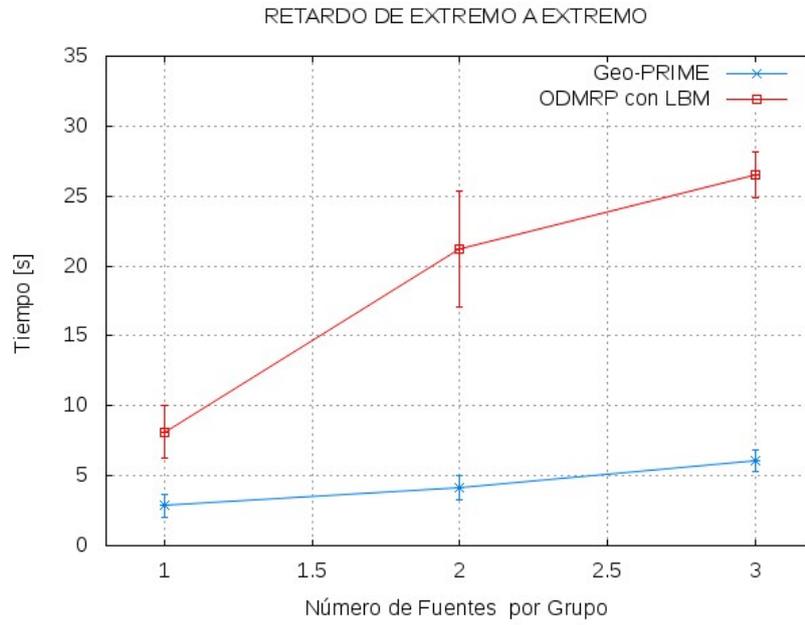


Figura 39: Desempeño con tráfico multicast y geocast combinado. Retardo de extremo a extremo.

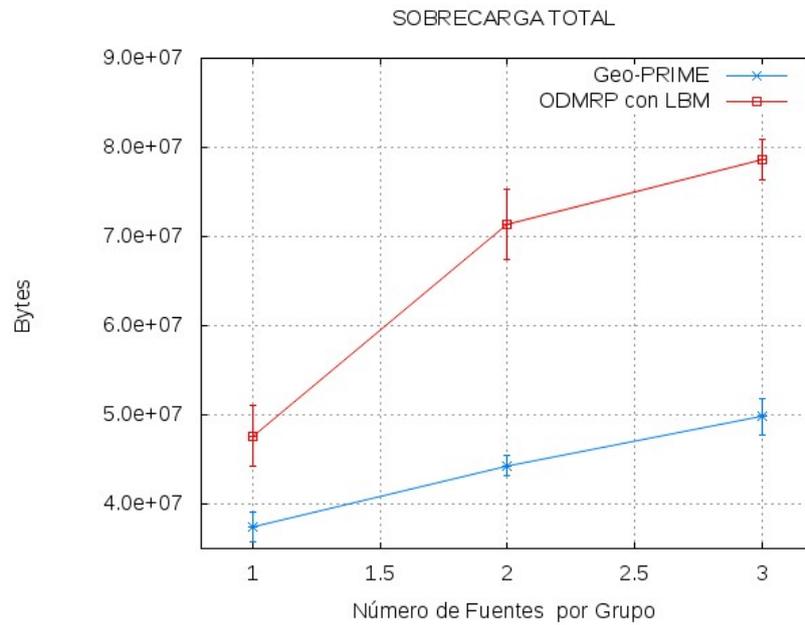


Figura 40: Desempeño con tráfico multicast y geocast combinado. Sobrecarga total.

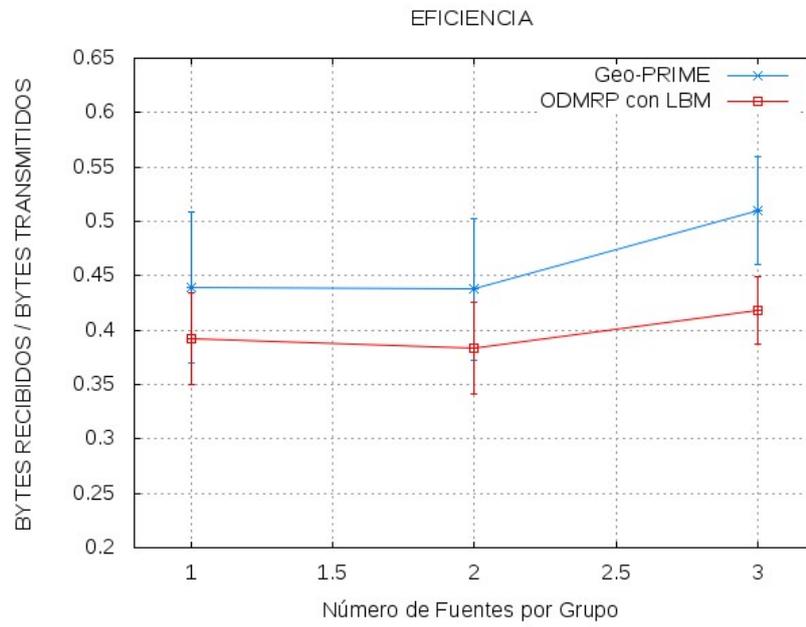


Figura 41: Desempeño con tráfico multicast y geocast combinado. Eficiencia.

# CAPÍTULO 6

## CONCLUSIONES

En esta tesis se ha presentado Geo-PRIME, el primer algoritmo multicast y geocast unificado para MANET's, que con el uso de la misma señalización de control consigue enrutar flujos de datos multicast y geocast.

Geo-PRIME está basado en un nuevo tipo de enrutamiento que hemos denominado *basado en interés*. En este tipo de enrutamiento sólo si existen nodos que manifiestan tener interés en transmitir datos para algún destino, los nodos receptores de ese destino (miembros del grupo multicast o región geocast) anunciarán su presencia y formarán una malla dentro de la que se dará mantenimiento a las rutas para ese destino. Esta malla únicamente contiene a los nodos fuente, destino, y los nodos intermedios que los conectan por medio de caminos más cortos, y se desactiva cuando dejan de existir flujos de datos para el destino para el cual se formó la malla. A esta malla se le llama región de interés.

En otras palabras, la región de interés para un destino se activa bajo demanda, es decir, sólo cuando algún nodo requiere enviar datos para ese destino. Por otra parte, los nodos dentro de la región de interés dan mantenimiento proactivo (por medio del intercambio periódico de tráfico de control) a las rutas hacia ese destino.

Los resultados obtenidos en base a una extensa serie de experimentos basados en simulaciones detalladas muestran que Geo-PRIME provee de un desempeño igual o superior al de protocolos especializados en enrutamiento geocast y multicast.

## 6.1 ALCANCES Y LIMITACIONES

Se han realizado una serie de experimentos que prueban el desempeño de Geo-PRIME y lo comparan con los algoritmos que representan el estado del arte para enrutamiento multicast (ODMRP) y geocast (LBM). Los resultados muestran que es posible dar soporte a flujos de datos multicast y geocast unificando algoritmos, ya que el promedio de entrega de paquetes de Geo-PRIME es similar o mayor al de ODMRP y LBM.

Estos resultados también muestran que el tráfico de control generado por Geo-PRIME, el cual es necesario para establecer y mantener las regiones de interés, es significativamente menor que el que ODMRP genera para establecer y dar mantenimiento a la malla multicast. También se puede observar que Geo-PRIME hace uso más eficiente del ancho de banda, ya que su eficiencia se mantiene por arriba de la de ODMRP, y tanto el número total de bytes transmitidos por Geo-PRIME, así como el tiempo de entrega de paquetes, es considerablemente menor al de ODMRP.

Para el caso de tráfico geocast no fue posible realizar una comparación del tráfico de control, ya que LBM incluye su información de señalización en el encabezado de los paquetes de datos. Sin embargo, se calculó la eficiencia y se contabilizó el total de bytes transmitidos, y los resultados muestran que Geo-PRIME tiene una mayor eficiencia y transmite un número menor o similar de bytes que LBM. Por otro lado, también se observa que el tiempo que le toma a Geo-PRIME entregar los datos a los destinos se mantiene por debajo que el de LBM. Lo anterior es un reflejo de que Geo-PRIME genera menos paquetes totales, que en el caso de LBM tienden a saturar las colas en los nodos generando retardos altos.

Para el caso de tráfico multicast y geocast combinado los resultados muestran que la unificación de algoritmos en redes cuyas aplicaciones requieren comunicaciones multicast y geocast es preferible, ya que de esta forma se reduce la cantidad total de bytes transmitidos y el tiempo de entrega de paquetes.

Por otro lado, es importante mencionar las limitaciones de la propuesta. En primer lugar, es importante ofrecer soporte a comunicaciones punto a punto (unicast). Geo-PRIME es capaz de enrutar flujos de datos unicast, ya que enruta hacia un destino, y este destino puede ser uno o un grupo de nodos. Inicialmente con Geo-PRIME se contemplaba el soporte a flujos de datos

unicast, multicast y geocast, sin embargo, no fue posible realizar pruebas de desempeño sin diseñar y codificar una extensión para que el simulador ns-2 soporte este tipo de comunicaciones. Es por lo anterior que solo se presenta como enrutamiento multicast y geocast.

Además en esta propuesta se hace la suposición de que todos los nodos conocen su posición geográfica, es decir, cuentan con algún dispositivo (por ejemplo, un GPS) con el que pueden actualizar la información referente a su posición geográfica. Aunque ya es común que los celulares cuenten con un GPS integrado, no todos cuentan con uno, o bien, para el caso de las laptops, es poco común que cuenten con GPS. Por lo tanto, esta versión de Geo-PRIME limita la entrega de datos geocast a nodos que tengan un dispositivo que provea su posición geográfica.

## 6.2 LECCIONES APRENDIDAS

En esta sección se muestra un conjunto de lecciones aprendidas que se han obtenido en base al estudio del estado del arte, y de los experimentos realizados.

La primera de ellas es acerca del impacto que tiene el tráfico de control. Cuando un nodo transmite un paquete de control utiliza el medio de transmisión, lo que implica que ningún otro nodo dentro del rango de transmisión puede transmitir, y como se mencionó anteriormente los paquetes de control tienen mayor prioridad de envío que los paquetes de datos, lo que tiene como consecuencia retraso y pérdida de paquetes de datos. Lo anterior se agrava cuando un paquete de control se inunda, ya que todos los nodos tienen que retransmitir el mensaje. Además, de la teoría de MANET's [27], se sabe que la inundación disminuye considerablemente la capacidad de la red (el total de bytes que pueden ser transmitidos).

Por otro lado, el presente trabajo muestra que con el uso de regiones de interés es posible enrutar datos fuente-destino sin que todos los nodos conozcan las rutas hacia todos los destinos posibles. Esto ocasiona que los nodos que no tienen interés en un destino, o que no forman parte de la ruta hacia un destino activo, no tengan que usar sus recursos a menos de que sea necesario. El uso de regiones de interés también hace posible la existencia de diversos componentes conexos que no se conocen entre sí, y dentro de los cuales existe

flujo de información.

## 6.3 CONTRIBUCIÓN

En esta sección se muestran las principales contribuciones del presente trabajo.

Primero, se ha presentado el primer algoritmo unificado que ofrece soporte a aplicaciones que requieren comunicaciones multicast y geocast. Lo que evita la ejecución independiente de dos algoritmos.

También se propuso un nuevo esquema de enrutamiento geocast. En el cual se hace uso del mismo tráfico de control para establecer y dar mantenimiento a las rutas en regiones geocast que se encuentran contenidas entre sí, lo que disminuye el intercambio de tráfico de control y por lo tanto los problemas asociados a ello. A este esquema se le ha llamado agregación.

Además, ya que no existe una versión de uso libre de LBM, se codificó el algoritmo en C++, y actualmente está disponible para uso libre en el simulador ns-2. También, el código de ODMRP que solo corría en versiones antiguas de ns-2, ha sido portado y se encuentra disponible para ser utilizado en las versiones más recientes de ns-2. Finalmente, se codificó una extensión para ns-2 que hace posible que un nodo ejecute dos algoritmos de enrutamiento al mismo tiempo (también disponible).

## 6.4 TRABAJO FUTURO

Con el objetivo de poder medir el desempeño de Geo-PRIME en escenarios con tráfico unicast, multicast y geocast combinado, será necesario realizar el diseño e implementación de una extensión del simulador ns-2 que permita a cada uno de los nodos simultáneamente correr los algoritmos AODV, ODMRP y LBM (AODV es el algoritmo más representativo del estado del arte del enrutamiento unicast).

También será necesario proponer nuevos esquemas que permitan a los nodos sin GPS aprovechar el intercambio de tráfico de control requerido para establecer y dar mantenimiento a las regiones de interés, para calcular su posición geográfica en base a la posición de los dispositivos que sí pueden conocerla, para así poder entregar datos geocast incluso a los nodos que no cuenten con GPS.

Finalmente, para mostrar el verdadero desempeño del algoritmo propuesto (implementado en ns-2), será necesario realizar su implementación en dispositivos reales.

---

## REFERENCIAS

- [1] C. Hedrick. Routing Information Protocol. Internet Request For Comments RFC 1058, Junio 1988.
- [2] R. Albrightson and J.J. Garcia-Luna-Aceves and J. Boyle, “EIGRP A fast routing protocol based on distance-vectors“, en: Proc. of Networld '94, Las Vegas, NV, Mayo 1994.
- [3] J. Moy. OSPF version 2. Internet Request For Comments RFC 2328, Abril 1998.
- [4] Richard Bellman, “On a routing problem“, Quarterly of Applied Mathematics, Vol. 16, Num. 1, pp. 87-90, 1958.
- [5] E.W. Dijkstra, “A note on two problems in connection with graphs“, Numer. Math., pp. 269–271, 1959.
- [6] P. Gupta and P. R. Kumar, “The Capacity of Wireless Networks“, IEEE Transactions on Information Theory, vol. 46, no. 2, pp. 388–404, Marzo 2000.
- [7] S.R. Das, C.E. Perkins and E. M. Royer, “Performance Comparison of Two On-demand Routing Protocols for Ad Hoc Networks“, In Proceedings of IEEE INFOCOM 2000, pp. 3-12, Tel Aviv, Israel, Marzo 2000.
- [8] T. Clausen, P. Jacquet. “Optimized Link State Routing Protocol (OLSR)“, IEEE RFC 3626. Octubre 2003.
- [9] Charles E. Perkins and Elizabeth M. Royer. “Ad hoc On-Demand Distance Vector Routing“, Proceedings of the 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications, pp. 90-100, New Orleans, LA, Febrero 1999.
- [10] S.J. Lee, M. Gerla, and Chian, “On-demand multicast routing protocol“, in Proceedings of WCNC, Septiembre 1999.
- [11] Andrew S. Tanenbaum, “Computer Networks“, Fourth Edition, Prentice Hall.
- [12] S. Murthy and J.J. Garcia-Luna-Aceves, “An Efficient Routing Protocol for Wireless Networks“, ACM Mobile Networks and Applications Journal, Special issue on Routing in Mobile Communication Networks, pp. 3-4, 1996.
- [13] R. Menchaca-Mendez and J.J. Garcia-Luna-Aceves, “An Interest-Driven Approach to Integrated Unicast and Multicast Routing in MANETs“, The 16th IEEE International Conference on Network Protocols (ICNP 08), 19-22, Orlando, Florida, 2008.
- [14] C. E. Perkins and P. Bhagwat, “Highly Dynamic Destination Sequenced Distance-Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers“, Comp.

Commun. Rev., pp. 234–44, Oct. 1994.

[15] M. Marina and S. Das, “On-demand Multipath Distance Vector Routing in Ad Hoc Networks“, Proceedings of the International Conference on Network Protocols, pp. 14 – 23, November 2001.

[16] G. Pei, M. Gerla and T-W Chen, “Fisheye State Routing in Mobile Ad Hoc Networks“, ICDCS Workshop on Wireless Networks and Mobile Computing, 2000.

[17] E.M. Royer and C.E. Perkins, “Multicast Operation of the Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing Protocol“, Proceedings of ACM/IEEE MOBICOM’99, Seattle, WA, Aug. 1999.

[18] S.J. Lee, M. Gerla, and Chian, “On-demand multicast routing protocol“, in Proceedings of WCNC, September 1999.

[19] J.J. Garcia-Luna-Aceves and E.L. Madruga, “The Core-Assisted Mesh Protocol“, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 17, no. 8, pp. 1380-1394, August 1999.

[20] R. Vaishampayan and J.J. Garcia-Luna-Aceves, “Protocol for unified multicasting through announcements (puma)“, in Proceedings of the 1st IEEE International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems (MASS), Octubre 2004.

[21] R. Perlman, “An algorithm for distributed computation of a spanning tree in an extended lan“, in ACM Special Interest Group on Data Communication (SIGCOMM), pp. 44–53, 1985.

[22] Y. Ko and N. Vaidya. Geocasting in Mobile Ad Hoc Networks: “Location-Based Multicast Algorithms“, in Proc. 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications (WMCSA), 1999.

[23] L. Hughes and A. Maghsoudlou, “An efficient coverage-based flooding scheme for geocasting in mobile ad hoc networks“, in Proceedings 20th International Conference on Advanced Information Networking and Applications (AINA), 2006.

[24] Wang-Cheol Song, Hanan Lutfiyya, “Delivery-Guaranteed Geocast in MANETs by using ZHLS“, ICCIT 2009, Seoul, Nov. 2009.

[25] M. Joa-Ng, I-T. Lu, “A Peer-to-Peer Two-level Link State Routing Protocol for Mobile Ad hoc Networks“, IEEE Journal on Selected Areas in Communication, Vol. 17, Issue 8, pp. 1415-1425, 1999.

[26] J.J. Garcia-Luna-Aceves and D. Sampath, “Scalable Integrated Routing Using Prefix Labels and Distributed Hash Tables for MANETs“, Proc. IEEE MASS 2009: The 6th IEEE International Conference on Mobile Ad Hoc and Sensor Systems, Macau SAR, P.R.C, Octubre 2009.

[27] Z. Wang, H. R. Sadjadpour and J. J. Garcia-Luna-Aceves, “A Unifying Perspective on the Capacity of Wireless Ad Hoc Networks“, INFOCOM

2008: The 27th Conference on Computer Communication, Phoenix, AZ, Abr. 2008.

[28] “The network simulator“, <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>

[29] “The Monarch Project“, <http://www.monarch.cs.rice.edu>