



Casa abierta al tiempo

UNIVERSIDAD AUTÓNOMA METROPOLITANA

División de Ciencias Básicas e Ingeniería

**Protocolo de encaminamiento con diseño
intercapa para redes ad hoc inalámbricas**

Idónea comunicación de resultados presentada por
Israel Hernández Merchand

Para obtener el grado de
**Maestro en Ciencias (Ciencias y Tecnologías de la
Información)**

Asesor: Dr. Miguel López Guerrero

Jurado Calificador:

Presidente: Dr. Javier Gómez Castellanos

Secretario: Dr. Víctor Manuel Ramos Ramos

Vocal: Dr. Michael Pascoe Chalke

Vocal: Dr. Miguel López Guerrero

Defendida públicamente en la UAM-Iztapalapa el 11 de Febrero de 2011 a las 10:00 hrs.



UNIVERSITY OF CALIFORNIA

Division of Agriculture

Report of the Director of the Division of Agriculture
for the year ending June 30, 1911

Published by the University of California Press

San Francisco, California
1911

Copyright, 1911, by the University of California Press

Agradecimientos

Con la culminación de este proyecto quiero agradecer profundamente al Dr. Miguel López Guerrero, mi asesor, quien siempre estuvo presente para orientarme, aconsejarme y corregirme en la realización del este proyecto. Su valiosa ayuda ha colaborado en gran medida a ver realizada una de las metas importantes en mi vida. Agradezco también que sea parte del jurado para la defensa de este trabajo.

Agradezco al Dr. Javier Gómez Castellanos, al Dr. Victor Manuel Ramos Ramos, al Dr. Michael Pascoe Chalke por hacerme el honor de formar parte del jurado revisor y calificador para la defensa pública de este trabajo. Sus comentarios y sugerencias han sido muy valiosos.

Agradezco a la Universidad Autónoma Metropolitana por ser mi casa de estudio y por darme la oportunidad de desarrollarme académicamente desde la licenciatura y hasta ahora. Extiendo mi gratitud a cada uno los profesores de la maestría por sus valiosas enseñanzas y a la Comisión de la Maestría en Ciencias y Tecnologías de la Información por el apoyo otorgado para la realización de una estancia de investigación en España.

Quiero expresar mi agradecimiento a todos mis compañeros de la maestría quienes en todo momento tuvieron sabios consejos y palabras de aliento para llevar a buen fin este proyecto. Mi más profundo agradecimiento a mis amigos Sandra Méndez Luna, María Esther Sosa Rodríguez, Israel de Olmos Ramírez y Pablo Damián Hernández Durán, con quienes he pasado muy buenos momentos, y

Resumen

quienes han estado ahí para apoyarme de sobremanera. A Pablo le agradezco su enorme ayuda hacia mi proyecto de investigación.

A mis padres les doy las gracias por la oportunidad de existir, por su ejemplo de superación, por su comprensión y confianza en los momentos difíciles, por su amor y amistad incondicional, porque sin su apoyo no hubiera sido posible ser lo que ahora soy. A mi hermana, quien es una gran amiga y consejera le doy las gracias. Con cariño, admiración y respeto.

Por último, agradezco al Consejo Nacional de Ciencia y Tecnología por el apoyo económico que me otorgó para la realización de esta maestría, sin el cual hubiera sido muy difícil llegar a buen término.

Resumen

En este trabajo se propone y se evalúa un protocolo de encaminamiento para redes ad hoc que operen bajo el estándar IEEE 802.11. Este protocolo tiene el propósito de mejorar el desempeño de redes que requieren encaminamiento del tipo reactivo.

El objetivo principal de esta propuesta es reducir la cantidad de mensajes de señalización que se generan en el proceso de búsqueda de rutas a través de nodos que retransmitan estos mensajes. La propuesta se basa en un diseño intercapa entre la capa de control de acceso al medio (MAC) y la capa de red. Para esto, se utiliza información de la ventana de contienda (que se genera en la capa MAC). Ésta se interpreta en la capa de red como una medida de la congestión que presenta un nodo. De esta forma, es posible identificar los nodos que presentan bajo nivel de ocupación y elegirlos para que retransmitan mensajes de solicitudes de ruta. La elección de estos nodos se realiza utilizando un umbral de decisión.

Los resultados encontrados en la evaluación de desempeño del protocolo propuesto muestran que la cantidad de mensajes de señalización generados en el proceso de inundación (es decir, en la búsqueda de rutas) disminuyen considerablemente con respecto al estudio de un caso (AODV), manteniendo el mismo desempeño respecto a la cantidad de datos entregados al nodo destino.

La evaluación del desempeño a nivel de la capa MAC mostró que la cantidad de colisiones que se presentan en los nodos disminuye hasta un 50% con respecto al protocolo AODV. También, se evaluó la efectividad del protocolo propuesto para encontrar rutas y se observó que la cantidad de rutas halladas

Resumen

entre un nodo fuente y nodo destino es menor a la que presenta el protocolo AODV. No obstante, la cantidad de paquetes de datos recibidos en el nodo destino no disminuye en gran medida con respecto al protocolo AODV, ya que con el uso del umbral de decisión, la red es capaz de optimizar sus recursos sin necesidad de comprometer la entrega de paquetes de datos entre nodos.

A manera de conclusión y como trabajo a futuro se ha determinado que el uso de diferentes umbrales de decisión podría ayudar a una mejora del protocolo propuesto. Además, los diferentes umbrales de decisión se podrían adaptar a las condiciones de tráfico presentes en la red de forma dinámica.

Contenido

1	Introducción.....	1
1.1	Metas del proyecto	3
1.2	Justificación de las metas	3
1.3	Método de investigación	4
1.4	Contribución.....	4
1.5	Estructura del documento	5
2	Marco teórico.....	7
2.1	Arquitecturas de las redes de datos.....	7
2.1.1	Capa física.....	9
2.1.2	Capa de control de acceso al medio (MAC).....	11
2.1.3	Capa de red	14
2.2	Clasificación de las redes inalámbricas	15
2.2.1	Redes con infraestructura.....	15
2.2.2	Redes sin infraestructura.....	16
2.2.3	Redes en malla (<i>mesh</i>)	17
2.3	Redes ad hoc	18
2.4	Encaminamiento.....	19
2.4.1	Protocolos de encaminamiento proactivo.....	22
2.4.2	Protocolos de encaminamiento reactivo	24
2.5	Diseño intercapa.....	25
2.5.1	Métodos y diseño intercapa	26

2.5.2	Diseño intercapa y redes ad hoc	29
2.5.3	Diseño intercapa y el problema de encaminamiento en redes ad hoc	31
3	Descripción y evaluación del protocolo propuesto.....	35
3.1	Problemática.....	35
3.2	Descripción del protocolo propuesto	36
3.2.1	Proceso de inundación en la búsqueda de rutas.....	37
3.2.2	Información de capa MAC en el protocolo de encaminamiento.....	38
3.2.3	Indicador de congestión	40
3.2.4	Umbrales de decisión.....	43
3.2.5	Criterio de decisión local para la retransmisión de mensajes de solicitud de ruta 47	
3.3	Evaluación de desempeño.....	49
3.3.1	Modelos de simulación	49
3.3.2	Evaluación del protocolo a nivel de la capa de aplicación.....	51
3.3.3	Evaluación del protocolo a nivel de la capa de red	54
3.3.4	Evaluación del protocolo a nivel de la capa MAC	61
3.4	Posibles mejoras al protocolo propuesto	63
4	Conclusiones y sugerencias para trabajo futuro.....	67
	Referencias	69
	Lista de figuras	71
	Apéndice A: Simulador de eventos discretos OMNeT++.....	73

[Faint, illegible text covering the majority of the page, possibly bleed-through from the reverse side.]

Capítulo 1

Introducción

Recientemente las redes de comunicación inalámbricas han tomado gran auge, esto es a causa de las comodidades y facilidades de conexión que se ofrecen a los usuarios. Por ejemplo, las redes inalámbricas otorgan a los nodos la capacidad de moverse. Sin embargo, esta tecnología sigue enfrentando algunos problemas, uno de ellos es el encaminamiento de los paquetes de datos desde un nodo fuente hacia un nodo destino. Éste es el problema que será abordado en este trabajo.

Un tipo de redes inalámbricas son las redes del tipo ad hoc, éstas redes tienen la característica principal de que no requieren una infraestructura para su funcionamiento. Aquí la interconexión de nodos se realiza de forma inalámbrica utilizando las tarjetas de red de cada uno de los nodos, por lo tanto no existe un nodo central que administre las funciones de red. Las redes ad hoc comenzaron a utilizarse para fines militares, sin embargo, actualmente con tecnologías como Bluetooth y WiFi su popularidad se ha extendido, permitiendo que cualquier persona pueda tener dentro de un dispositivo móvil (como un teléfono celular, una PDA o una computadora portátil) una tarjeta de red que le permita comunicarse con otros dispositivos sin la necesidad de utilizar infraestructura (dispositivos de encaminamiento, servidores, conmutadores, etc.) previamente requerida en el área.

Un aspecto muy importante que se debe tomar en cuenta cuando se trabaja con transmisiones inalámbricas es que éstas son más vulnerables a las condiciones físicas del canal de transmisión (el espacio libre). Algunos de los problemas debidos a la utilización del canal inalámbrico son: interferencia provocada por las diferentes señales de radiofrecuencia que están presentes en el ambiente, conectividad intermitente entre nodos móviles, vulnerabilidad de la señal debido a que ésta puede ser captada por cualquier dispositivo sintonizado a la misma frecuencia y que los errores en una transmisión inalámbrica se presentan en ráfagas.

Dentro de un esquema tradicional, el proceso de encaminamiento de los datos de un punto a otro se lleva a cabo en la capa de red del modelo de referencia OSI o en la capa de Internet si se toma como referencia al modelo TCP/IP. Esta capa es la encargada de determinar la ruta que deberán seguir los paquetes para llegar a su destino. Para que la trayectoria seleccionada sea la óptima, se han propuesto diferentes algoritmos de encaminamiento, dentro de los cuales es natural pensar en la elección de la ruta más corta hacia el nodo destino. Sin embargo, no siempre el camino más corto es el mejor ya que en muchas ocasiones las rutas seleccionadas presentan menor eficiencia en el caudal de datos (*throughput*). Esto se debe a que las rutas más cortas con frecuencia utilizan como nodo siguiente a nodos que se encuentran muy cerca del alcance máximo de transmisión y, por lo tanto, las pérdidas aumentan provocando así una mayor cantidad de retransmisiones y por consiguiente un mayor consumo de potencia. En (Douglas, 2003) se muestran resultados experimentales de lo dicho anteriormente.

Actualmente se han propuesto esquemas que cambian la manera en la que las distintas capas del modelo de referencia OSI o TCP/IP se comunican; los cuales se denominan *esquemas de comunicación intercapa* o *cross layer*. Bajo estos esquemas es posible la interacción entre las diferentes capas de la pila de protocolos, con lo cual se viola el principio básico de los modelos tradicionales (OSI o TCP/IP) en donde la comunicación entre las capas de protocolos se realiza estrictamente de forma vertical entre capas adyacentes. Sin embargo, con esta interacción se ha demostrado que es posible mejorar el desempeño de los protocolos en las distintas capas del modelo compartiendo información entre ellas.

En el presente trabajo, se propone utilizar un diseño intercapa basado en la interacción entre la capa de red y la capa de control de acceso al medio (MAC) para redes configuradas en modo ad hoc, esto con la finalidad de optimizar el encaminamiento de los paquetes en la ruta hacia el nodo destino. Para llevar a cabo esta tarea se deben obtener uno o más parámetros de la capa de control de acceso al medio. De ahora en adelante sólo se hará referencia a dicha capa como MAC. Estos parámetros serán

interpretados por la capa de red, y con base en esta información se podrá determinar la mejor ruta para el envío de paquetes. Esta ruta será la más adecuada en términos de la utilización del canal.

1.1 Metas del proyecto

La meta principal de este proyecto es la de proponer y evaluar un protocolo de encaminamiento en redes ad hoc utilizando diseño intercapa. Para esto, es necesario identificar las variables que tengan importancia en el desempeño de protocolos de encaminamiento, así como identificar y utilizar un parámetro fuera de la capa de red que contribuya a la elección de rutas óptimas en el encaminamiento de datos entre pares de nodos.

El protocolo propuesto pretende ser una buena opción para mejorar el desempeño de protocolos existentes que utilicen la técnica de inundación para difundir mensajes de señalización y de esta misma forma evitar que se generen zonas de congestión en la red.

1.2 Justificación de las metas

Los protocolos de encaminamiento más utilizados en redes ad hoc son los del tipo reactivo debido a que ofrecen un mejor desempeño en escenarios reales para redes ad hoc (Boppana, 1999), (Broch, 1998). Este tipo de protocolos generan una gran cantidad de mensajes de señalización cuando se buscan rutas entre un nodo fuente y un nodo destino. Es por eso que se busca limitar la cantidad de mensajes de señalización sin que se llegue a perder la conectividad en la red. Por ello, es necesario maximizar la probabilidad de encontrar una ruta minimizando la señalización. Otro factor determinante en el buen desempeño de una red ad hoc es que las rutas encontradas entre un par de nodos no atraviesen zonas de congestión, ya que es ahí en donde se genera una mayor cantidad de colisiones.

1.3 Método de investigación

El método utilizado para la realización de este trabajo fue el siguiente.

- Revisión bibliográfica sobre estrategias y protocolos de encaminamiento en redes ad hoc.
- Revisión bibliográfica de trabajos realizados utilizando diseño intercapa.
- Elaboración de la propuesta del protocolo de encaminamiento con información de capa MAC.
- Implementación y validación de los modelos de simulación.
- Determinación de los parámetros relevantes para la evaluación de desempeño y selección del escenario de simulación.
- Evaluación del desempeño del protocolo propuesto.
- Escritura de la idónea comunicación de los resultados encontrados.

1.4 Contribución

Este trabajo contribuye a los esfuerzos que se han realizado para la mejora de protocolos de encaminamiento en redes ad hoc, en (Mahesh, 2005) se hace un estudio de las propuestas más sobresalientes que contribuyen al mejoramiento del encaminamiento en este tipo de redes. La propuesta ofrece mejoras significativas con respecto a los protocolos que utilizan encaminamiento reactivo. Una de las mejoras es la optimización de recursos en la red, en particular en la forma en la que se diseminan los mensajes de señalización en el proceso de búsqueda de rutas. Una ventaja importante es la reducción en la cantidad de mensajes de señalización generados para establecer una ruta entre un nodo fuente y un nodo destino. Asimismo, la elección de rutas con el protocolo propuesto evita que éstas crucen por zonas de alta congestión en la red.

1.5 Estructura del documento

Este trabajo está organizado de la siguiente forma. En el capítulo 2 se explican los modelos de referencia TCP/IP y OSI en la capa física, en la capa de control de acceso al medio y en la capa de red. Asimismo, se explican las redes inalámbricas con y sin infraestructura, se plantean las estrategias tradicionales de encaminamiento, así como también aquellas utilizadas en redes ad hoc. En ese mismo capítulo se detalla el diseño intercapa así como también algunas propuestas y formas de implementación. El capítulo 3 describe en detalle el protocolo de encaminamiento con información de capa MAC propuesto así como la evaluación en su desempeño. El capítulo 4 presenta las conclusiones y trabajo a futuro. Al final de este trabajo se tiene un apéndice en donde se describen algunas particularidades del simulador de eventos discretos OMNeT++, el cual se utilizó para la implementación y evaluación de la propuesta.

Capítulo 2

Marco teórico

2.1 Arquitecturas de las redes de datos

Cuando se describe a los protocolos de comunicaciones, es común hacer una comparación con el modelo de referencia OSI (*Open Systems Interconnection*) creado en 1977 (Zimmermann, 1980). Dicho modelo fue desarrollado por la Organización Internacional de Estándares (OSI por sus siglas en inglés) y éste ya no es utilizado en la actualidad como una arquitectura de red práctica. Además de su simplicidad, el modelo OSI permite entender de manera clara el proceso completo en la transmisión y recepción de datos. El modelo de referencia OSI fue creado para estandarizar las arquitecturas de red para que de esta forma se pudieran interconectar redes con equipo de diferentes fabricantes. El modelo OSI está compuesto por siete capas que definen por completo el modelo de comunicaciones entre dispositivos. Cada una de las capas desempeña funciones específicas mediante el establecimiento de un conjunto de protocolos y servicios ofrecidos en cada una de sus siete capas.

Las siete capas del modelo de referencia OSI se acomodan en una pila. En cada una de las capas se pueden definir distintos protocolos y servicios. Así, los datos generados por un protocolo en particular en el sistema origen serán interpretados por el mismo protocolo que se encuentre en la capa equivalente en un sistema remoto. De esta forma, los protocolos están diseñados para comunicarse entre ellos y de esta forma no intervenir en la información generada en otras capas del modelo. Debido a esa independencia entre las diferentes capas del modelo de referencia, existen interfaces de comunicación bien definidas para permitir el flujo de datos entre ellas.

El principio básico de la comunicación entre capas establece que la comunicación siempre es en sentido vertical, es decir, el flujo de información generada en una capa n sólo podrá comunicarse con las capas $n-1$ y con la capa $n+1$. Los datos generados en la capa de aplicación del sistema origen descienden por las capas de la pila hasta llegar al nivel físico para que puedan ser transmitidos hasta el dispositivo remoto. En el dispositivo remoto, los datos ascienden por las diferentes capas y cada uno de los protocolos interpretan los datos que fueron generados por su equivalente en el transmisor.

La arquitectura TCP/IP es la más utilizada en la actualidad, esta arquitectura es más simple que el modelo de referencia OSI, ya que algunas de las funciones que se realizaban en diferentes capas del modelo OSI se encuentran fusionadas. Así, el modelo TCP/IP sólo cuenta con cuatro capas. El funcionamiento básico es igual al del modelo OSI, ya que la comunicación es estrictamente vertical entre capas adyacentes y los protocolos están diseñados para que se comuniquen con su equivalente en el dispositivo remoto. En la figura 1 se muestran los dos modelos descritos anteriormente.

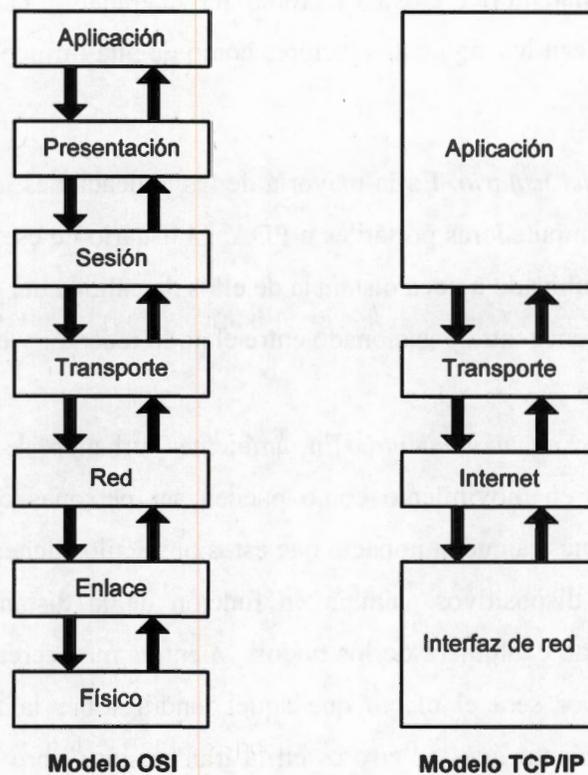


Figura 1. Modelo de referencia OSI, y modelo TCP/IP

A continuación se explican algunas de las características relevantes de la capa física. Es importante mencionarlas ya que tienen repercusión directa con el medio de transmisión inalámbrico.

2.1.1 Capa física

La función de la capa física es la transmisión de bits sobre un canal de comunicación. Esta capa es la encargada de la elección de algunos parámetros del sistema de comunicación, como son niveles de voltaje y duración de las señales. También se encarga de especificar el tipo de medio de transmisión que se requiere en una comunicación, por ejemplo, especifica si se trata de una red cableada o inalámbrica. Asimismo especifica las características propias del medio de transmisión utilizado, definiendo un conjunto de parámetros eléctricos, mecánicos, físicos y otros más.

En un ambiente inalámbrico existen factores que degradan la calidad del enlace. En (Gaertner, 2004) los autores identifican los siguientes factores como de alta influencia en la degradación del canal inalámbrico.

- *Posición del usuario.* En la mayoría de las aplicaciones inalámbricas los dispositivos de red son computadoras portátiles o PDA. El usuario de estos dispositivos generalmente se encuentra ubicado a poca distancia de ellos, la calidad del enlace se ve afectada cuando el usuario se encuentra posicionado entre el nodo receptor y el nodo transmisor.
- *Obstáculos en movimiento.* En ambientes urbanos se tiene una gran cantidad de obstáculos en movimiento como pueden ser personas caminando o autos. El estudio realizado muestra que el impacto que estos obstáculos tienen en la transmisión inalámbrica entre dos dispositivos, cambia en función de la distancia a la que se encuentre el obstáculo de cualquiera de los nodos. Mientras más cerca se encuentre el obstáculo del nodo, mayor será el efecto que aquél tendrá sobre la transmisión. Es debido a este comportamiento que los errores en la transmisión sobre canales inalámbricos tienen la característica de presentarse en forma de ráfagas.
- *Tarjeta inalámbrica del dispositivo.* Aunque diferentes tarjetas inalámbricas 802.11 deben cumplir con las mismas especificaciones, también se realizó un estudio que muestra que con tarjetas inalámbricas de diferentes fabricantes se observa un desempeño distinto bajo el mismo escenario de prueba.
- *Altura del nodo con respecto al suelo.* Si un nodo se encuentra muy cerca del suelo, la calidad del enlace se ve degradada, independientemente de la altura a la que se encuentre el nodo con el que se está comunicando. Si un nodo se encuentra al nivel del suelo, el desempeño de la transmisión es particularmente pobre.
- *Efecto multi-trayectoria.* Este fenómeno se presenta en las transmisiones inalámbricas debido a que cuando la señal viaja en el espacio libre, ésta choca con diferentes obstáculos como pueden ser edificios, autos o incluso personas, entonces el nodo destino puede recibir un conjunto de señales electromagnéticas con variaciones de tiempo y

frecuencia con respecto a la señal original.

- *Disminución de la potencia de la señal.* En una transmisión inalámbrica la potencia de la señal va disminuyendo en función de la distancia que se tiene desde el punto de transmisión. Esta disminución en la potencia está caracterizada idealmente por el inverso del cuadrado de la distancia (Bardwell, 2004), aunque para un escenario más real se utiliza la ecuación $P_R = \frac{1}{d^n}$ con $2 < n < 4$ dependiendo del entorno específico.

Además de los factores descritos anteriormente, se debe tener en cuenta que cuando se utiliza el canal inalámbrico para una transmisión, la señal puede ser captada por cualquier otro dispositivo que se encuentre sintonizado a la misma frecuencia, provocando así que la información pueda ser interceptada o corrompida.

2.1.2 Capa de control de acceso al medio (MAC)

La capa MAC es la encargada de administrar el uso del canal de transmisión, aquí es donde se decide cuándo y cómo utilizar el canal de comunicaciones. El interés de este trabajo está enfocado a las transmisiones inalámbricas, así que sólo se analizará el control de acceso al medio sobre redes inalámbricas.

Existen dos métodos principales para el control de acceso al medio en redes inalámbricas. Éstos son: con reservación y sin reservación de recursos. En el primero de ellos, y como su nombre lo dice, se asigna una ranura de tiempo para que el dispositivo que desea transmitir lo haga libremente por la ranura de tiempo reservada, mientras que en el segundo método cada nodo debe contender con los otros nodos participantes por el canal de transmisión.

Ahora se describirá el control de acceso al medio bajo el estándar IEEE 802.11 ya que el protocolo propuesto en este trabajo utiliza dicho estándar.

En el estándar IEEE 802.11 (Std802.11™, 2007), cuando una estación desea transmitir una trama lo primero que debe hacer es revisar el estado del canal, el cual puede estar libre u ocupado. Si el canal

se encuentra ocupado con una transmisión en curso, no tiene sentido intentar transmitir, ya que con esto se provocaría una colisión y por consiguiente el desperdicio del canal. Entonces, cuando el canal está ocupado, la estación que desea transmitir debe esperar hasta que el canal se encuentre libre. Cuando esto ocurre, existe otro problema: es posible que alguna o algunas otras estaciones que se encuentren cerca estén deseando transmitir, y si ellas también lo intentaron mientras el canal estaba ocupado y transmiten inmediatamente después de que el canal se libere, se provocaría una situación de colisión. Dicho de otra forma, si dos o más estaciones esperan a que el canal se encuentre libre para transmitir, los intentos de transmisión se sincronizarían, y comenzarían inmediatamente después de que el canal se detecte libre, provocando así una colisión.

La solución que se utiliza en (Std802.11™, 2007) para el problema antes mencionado es retardar el intento de transmisión en cada estación de forma aleatoria. Con esta solución se reduce la probabilidad de que más de una estación comience una transmisión al mismo tiempo que alguna otra en su vecindario. En la figura 2 se muestra un diagrama de tiempo que ilustra el proceso para acceder al canal inalámbrico como lo marca el estándar IEEE 802.11. En la figura 2 se puede distinguir que una vez que el canal ha sido desocupado se debe esperar un tiempo entre tramas DIFS (del inglés *distributed coordination function inter frame space*) e inmediatamente después aparece la ventana de contienda, en donde se inicia la transmisión. La ventana de contienda consiste en una serie ranuras de tiempo, éstas son elegidas por cada estación, con esta ranura se asigna el turno correspondiente para el intento de transmisión. La asignación del turno en el que la estación deberá transmitir se calcula con el algoritmo de retracción binaria o *binary exponential backoff* (BEB). El algoritmo BEB consiste en asignar un número aleatorio entre 0 y $(CW - 1)$. El valor de CW se calcula con base en los intentos de transmisión que se han tenido previamente y tomando en cuenta que $CW_{min} \leq CW \leq CW_{max}$.

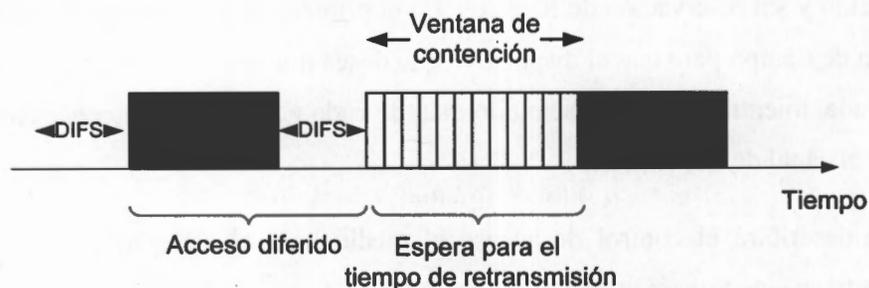


Figura 2. Diagrama de tiempo para acceder al canal en IEEE 802.11. (Std802.11™, 2007).

La primera vez que una estación desea transmitir, el valor de CW es CW_{min} (el valor por defecto en el estándar 802.11g para CW_{min} es 32). Si en ese primer intento la estación no pudo transmitir debido a que el canal se encontraba ocupado, deberá recalcular un número aleatorio en el intervalo $[0, CW-1]$, en donde CW ahora tomará el valor de 64. Si en el segundo intento la estación no pudo transmitir, la ventana de contienda crecerá a $[0, 127]$, y así sucesivamente. El crecimiento de la ventana de contienda está dado por las ecuaciones $CW = 2^{i-1}CW_{min}-1$ para $1 \leq i \leq m$ y como $CW = 2^m CW_{min}-1$ para $i > m$ en donde i indica el número de intento de transmisión y m determina el tamaño máximo de la ventana de contienda. Para el estándar IEEE 802.11 $m=5$. El tamaño máximo que alcanza la ventana de contienda es de 1023. Una vez que se alcanza el tamaño máximo de la ventana y la estación sigue sin poder transmitir, la ventana de contienda ya no crecerá y sólo se intentará retransmitir un número fijo de veces más antes de que el paquete se descarte y se reporte un error a las capas superiores. En la figura 3 se ilustra el crecimiento de la ventana de contienda.

El dinamismo de la ventana de contienda permite que la red se adapte a la variabilidad de tráfico en la red, ya que cuando el tráfico presente en la red es mayor, el intervalo de la ventana de contienda es mayor, evitando así que el número de colisiones crezca.

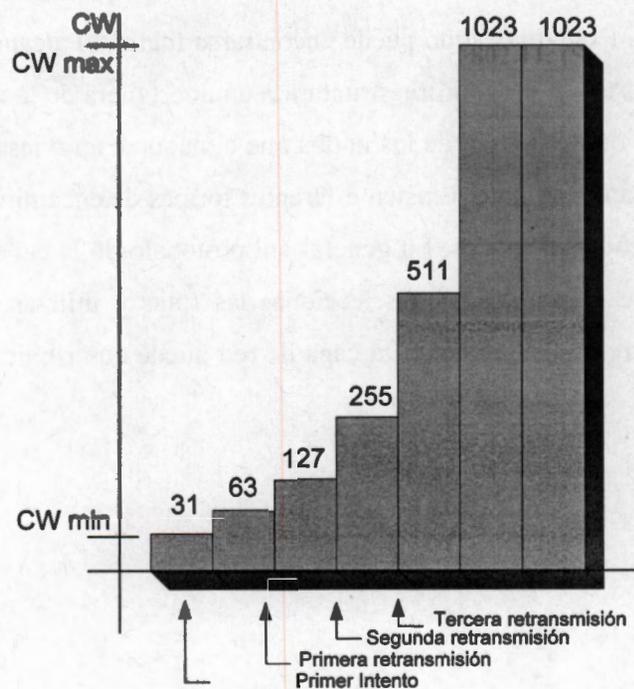


Figura 3. Incrementos de la ventana CW en IEEE 802.11. (Std802.11™, 2007).

En el estándar IEEE802.11 también se puede utilizar un mecanismo (RTS/CTS) para conocer el tiempo que el canal de transmisión estará ocupado con la transmisión de datos de alguna estación. Este mecanismo sirve para que una estación pueda calcular el tiempo que debe esperar antes de volver a monitorear el canal para saber si éste se encuentra libre u ocupado. Este mecanismo lleva el nombre de *monitoreo virtual de la portadora*, y utiliza un parámetro llamado *network allocation vector* (NAV) que indica el tiempo que la estación debe esperar para volver a monitorear el canal. El *monitoreo virtual de la portadora* optimiza el consumo de energía de los dispositivos, ya que no es necesario que éstos se mantengan monitoreando el canal durante el tiempo que duran otras transmisiones, permitiendo así que el dispositivo se mantenga en un estado de hibernación hasta que llegue el momento de volver a monitorear el canal.

2.1.3 Capa de red

Es la capa encargada de brindar el servicio de encaminamiento de paquetes desde un dispositivo fuente hasta un dispositivo destino. El nodo destino puede encontrarse fuera del alcance directo del transmisor fuente, por ejemplo otra WLAN en modo infraestructura o un nodo fuera de la vecindad del nodo fuente en una red ad hoc, de modo que cada uno de los nodos que el paquete atraviesa para llegar a su destino debe hacer funciones de encaminamiento. Existen diferentes formas de encaminar los datos, cada una de ellas tiene uno o más protocolos asociados. En general, un protocolo de la capa de red se puede definir como un procedimiento que se emplea para seleccionar las rutas a utilizar dentro de una red para establecer comunicación entre nodos remotos. La capa de red puede contribuir al control de congestión que presenta la red.

2.2 Clasificación de las redes inalámbricas

Dentro del contexto de redes inalámbricas se pueden distinguir dos tipos principalmente. El primer tipo son aquellas que dependen de un nodo central para administrar las funciones de red, y el segundo son aquellas que se organizan sin la necesidad de un nodo central.

A pesar de la diferencia entre ambos tipos de redes, ambas comparten los problemas inherentes a una transmisión inalámbrica como son la presencia de colisiones, la vulnerabilidad de información en la transmisión de datos y el consumo de potencia para el caso de dispositivos que utilicen baterías, entre otros. A continuación se analizan con mayor detalle ambos tipos de redes inalámbricas

2.2.1 Redes con infraestructura

Las redes inalámbricas con infraestructura son aquellas que precisan de un nodo central para conectar y administrar las funciones de la red. Un ejemplo de una red con infraestructura es la WLAN, la cual es bastante popular actualmente en sitios de trabajo o en el hogar. Un ejemplo de una red con infraestructura se muestra en la figura 4, en donde todos los nodos están conectados de manera inalámbrica a un punto de acceso (nodo central), y éste es el que recibe y retransmite paquetes de datos y de señalización a todos los nodos. Cabe señalar que aunque en el ejemplo de la figura 4 no aparecen conexiones cableadas muchos puntos de acceso permiten conectar la red inalámbrica local a redes cableadas o a la Internet.

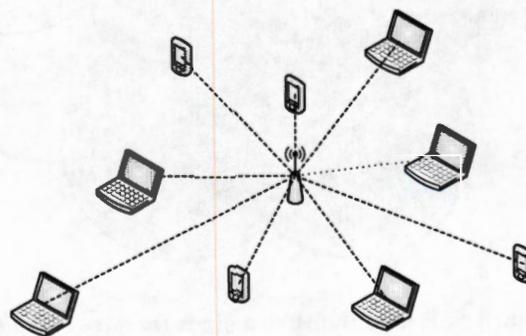


Figura 4. Red inalámbrica con infraestructura.

2.2.2 Redes sin infraestructura

A diferencia de las redes con infraestructura, en las redes sin infraestructura o también llamadas *redes ad hoc* no se requiere de un nodo centralizado para conectar y administrar a los nodos. Debido a la ausencia de un nodo central, aquí cada uno de los nodos debe funcionar como un dispositivo de encaminamiento y así cooperar dentro de la red para que los paquetes de información puedan llegar a cualquier otro nodo. Otra característica importante de las redes sin infraestructura es que el radio de alcance para una transmisión inalámbrica de un nodo puede no ser suficiente para cubrir toda la red. Por tal motivo se requiere de la colaboración de otros nodos para poder retransmitir paquetes a fin de que éstos lleguen a su destino. Es por eso que un nodo debe tener la funcionalidad de poder reexpedir paquetes. Un ejemplo de una red ad hoc se muestra en la figura 5. Ahí se muestran los nodos pertenecientes a la red y su respectivo alcance de transmisión, cada uno de los nodos puede ser de diferente tipo, ya sea un auto, una computadora portátil, un PDA o cualquier otro dispositivo que tenga instalado una tarjeta de red inalámbrica. El estándar IEEE 802.11 es uno de los más utilizados en redes inalámbricas y puede operar tanto en modo infraestructura como en modo ad hoc.

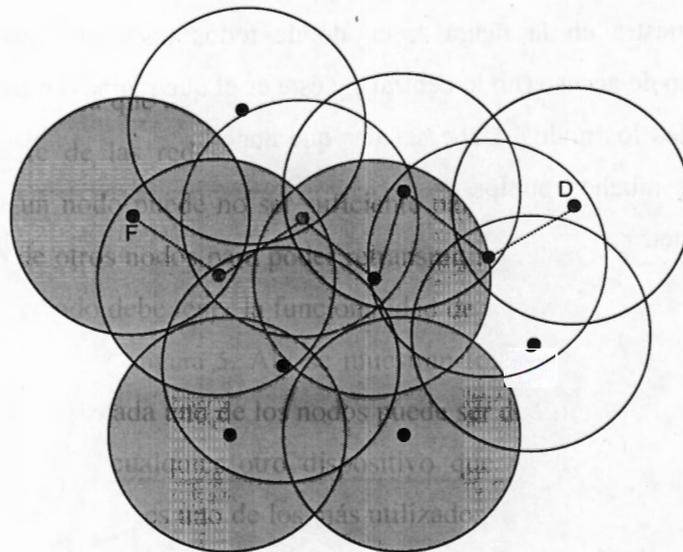


Figura 5. Red inalámbrica sin infraestructura (ad hoc).

2.2.3 Redes en malla (*mesh*)

Las redes en malla han surgido como una tecnología que permite la integración de diferentes tecnologías dentro de una misma red. De esta forma cada uno de los nodos pertenecientes a la red puede comunicarse con algún otro nodo aunque éstos operen sobre diferentes tecnologías de comunicación. Así, es posible conectar dentro de la misma red diversos dispositivos como por ejemplo computadoras de escritorio, laptops, PDA y teléfonos, etc. También es posible conectar a la red en malla dispositivos que no cuenten con tarjetas de red inalámbricas, éstos se conectan por medio de una interfaz cableada, como por ejemplo Ethernet.

La arquitectura de una red de malla consiste principalmente en dos tipos de nodos: *dispositivos de encaminamiento* y clientes. Las redes en malla se pueden ver como una fusión entre una red ad hoc y una red con infraestructura. La infraestructura de una red en malla está formada por los dispositivos de encaminamiento. Los dispositivos de encaminamiento de una red en malla (*mesh routers*) están usualmente equipados con diferentes interfaces inalámbricas para poder discernir entre las diferentes tecnologías. En la figura 6 se muestra la arquitectura de una red de malla, ahí se puede ver que diferentes dispositivos con diferentes tecnologías transmiten hacia los dispositivos de encaminamiento que forman la red en malla

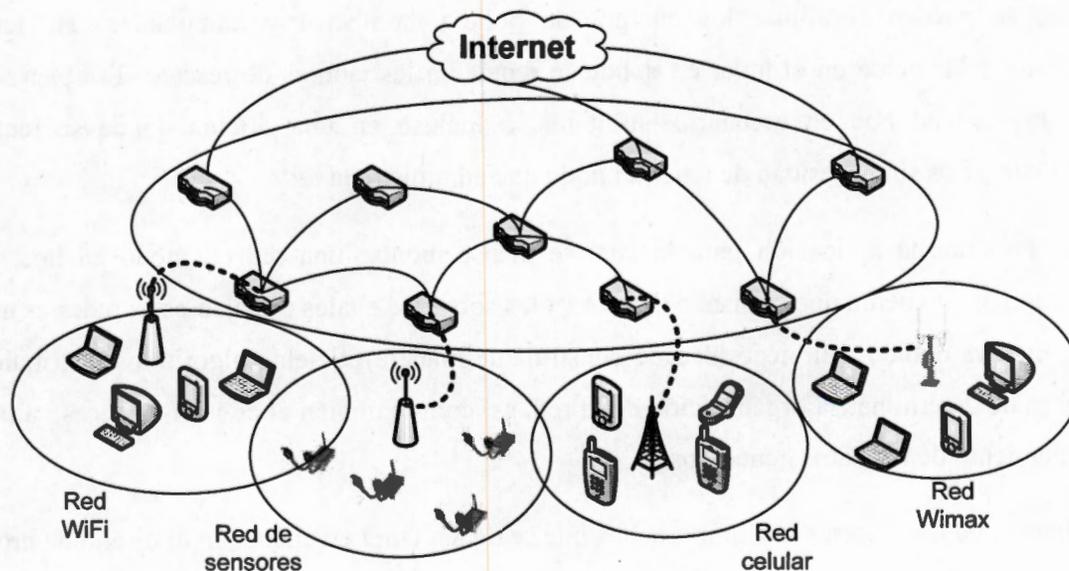


Figura 6. Arquitectura de una red de malla.

2.3 Redes ad hoc

Con la evolución de los sistemas de comunicación inalámbricos se han desarrollado diferentes tipos de redes de propósitos específicos. La tecnología inalámbrica otorga a los usuarios capacidades de conexión en ambientes donde las redes cableadas no lo permitirían. Una forma de establecer una red inalámbrica es mediante una configuración del tipo ad hoc.

En las redes configuradas en modo ad hoc no se tiene un nodo central, aquí todos los nodos se encuentran en igualdad de condiciones y no requieren de una infraestructura que administre los recursos de la red para establecer comunicación entre los nodos participantes. Un nodo que se encuentre en la red ad hoc debe estar configurado para reenviar los paquetes de datos a los demás nodos. La decisión sobre qué nodos son los que deben reenviar los paquetes se toma en forma dinámica, es decir, cada uno de los nodos es responsable de tomar una decisión de encaminamiento. De esta forma, siempre que un nodo recibe un nuevo paquete debe averiguar si el paquete recibido es para él. Si no fuera así, se revisa en la tabla de encaminamiento para determinar si contiene información sobre el destino y determinar a que nodo debe reexpedir el paquete.

Algunas circunstancias en las cuales es conveniente construir una red configurada en modo ad hoc son: en operaciones de rescate y emergencias en donde diferentes instancias pueden tomar parte. De esta forma, se pueden coordinar los cuerpos de policía, bomberos y ambulancias sin tener una infraestructura establecida en el lugar en donde se requieran las labores de rescate. También se puede construir una red ad hoc en escenarios militares, o incluso en una oficina donde se requiera el intercambio de datos sin necesidad de tener un nodo que administre la red.

Sin importar la aplicación para la cual se piense montar una red en modo ad hoc, es muy importante tomar en cuenta que el diseño de protocolos sobre los cuales trabajan estas redes es una tarea compleja. Esto es debido a la necesidad de construir de manera eficiente algoritmos distribuidos que sean capaces de determinar la organización de la red, así como también el control de acceso al medio y el encaminamiento de los datos generados.

Algunos de los factores más importantes que se deben tener en cuenta en el diseño de protocolos sobre los cuales se despliega una red ad hoc son:

- La calidad del enlace inalámbrico.
- La posible pérdida de conexión entre nodos causada por el dinamismo de la red.
- El consumo de energía de los dispositivos que conforman la red.
- Los cambios en la topología de la red.

Las redes funcionando en modo ad hoc deben ser capaces de adaptarse en forma dinámica a cada uno de los cambios que pudieran presentarse en los puntos antes mencionados. Además, en la industria militar y en algunos otros casos, es de vital importancia garantizar la integridad de los datos que por la red circulan, la disponibilidad del equipo y la capacidad de recuperación ante posibles fallas en la red también deben tomarse en cuenta.

2.4 Encaminamiento

Se pueden distinguir ciertas características que son deseables en cualquier algoritmo de encaminamiento dependiendo de la aplicación que se quiera optimizar. Sin embargo, se puede generalizar que cualquier algoritmo de encaminamiento debe considerar lo siguiente (Leon-García, 2004):

- *Entrega rápida y certera de paquetes.* Un algoritmo de encaminamiento debe ser capaz de encontrar la ruta correcta que deberán seguir los paquetes hasta su destino. Además, el algoritmo de encaminamiento debe utilizar poco tiempo en encontrar la trayectoria.
- *Adaptabilidad a los cambios de topología en la red.* Eventualmente, un enlace puede dañarse, o bien si se trata de una red inalámbrica multi-salto con nodos móviles, uno o más de los nodos que la conforman pueden ocasionar interrupciones en la conectividad de la red. Es entonces que los algoritmos de encaminamiento deben tomar en cuenta que la topología de la red puede cambiar sin previo aviso, y deben ser capaces de adaptarse y reconfigurar las trayectorias de encaminamiento en la red.
- *Adaptabilidad a la variabilidad en la carga de tráfico.* La carga de tráfico es una característica dinámica en cualquier red. En un día, la carga de tráfico pasa por intervalos de tiempo en que es mucho el tráfico que circula por la red, y de igual manera existen periodos de tiempo en que la

red no presenta gran cantidad de tráfico. Un algoritmo de encaminamiento debe ser capaz de detectar esos cambios y con esta información poder determinar la mejor ruta.

- *Habilidad para determinar la conectividad de la red.* Para encontrar las rutas óptimas, el sistema de encaminamiento necesita conocer la conectividad entre los nodos de la red.

Además de los elementos antes mencionados es necesario asignar un costo a cada uno de los enlaces en la red. Los costos de un enlace dentro de la red pueden variar de acuerdo a algunas características propias del estado en el que se encuentra el canal de comunicación. Algunas de estas características son:

- *Capacidad del enlace.* Es deseable que el costo de un enlace sea inversamente proporcional a la capacidad del enlace. Por lo tanto, se asigna un costo menor a los enlaces que ofrezcan una mayor capacidad.
- *Retraso en el envío de paquetes.* El costo es proporcional al retardo promedio para el envío de los paquetes, el cual incluye los retrasos en el almacenamiento temporal en la memoria (encolamiento) del nodo en el retardo de propagación, en el de transmisión de los paquetes y en la demora para acceder al medio.
- *Congestión.* El costo es proporcional en alguna medida de la congestión como puede ser la carga de tráfico.

De acuerdo a las necesidades de la red se pueden seguir distintas estrategias para encaminar los paquetes que por ahí circulan. A continuación se describen algunas estrategias comunes en el diseño de los protocolos de encaminamiento. (Jurdak, 2007), (Keshav, 1997).

- *Encaminamiento centralizado contra encaminamiento distribuido.* En el encaminamiento centralizado se tiene un nodo central que es el encargado de recolectar el estado en el que se encuentran los enlaces de toda la red (conexión del enlace, utilización del canal, y la capacidad del canal). La información recolectada se procesa en el nodo central para determinar las tablas de encaminamiento de cada nodo. Después el nodo central distribuye

cada una de las tablas de encaminamiento a los nodos correspondientes. En el encaminamiento distribuido cada nodo calcula sus tablas de encaminamiento con la información de sus nodos vecinos, de esta forma la información del costo de los enlaces se propaga por toda la red. El encaminamiento centralizado se utiliza generalmente cuando la red se controla de forma central (modo infraestructura) y además cuando el tamaño de la red no es muy grande. Una debilidad en el sistema centralizado es que se tiene un punto en donde se concentra el tráfico, y si este punto se llega a dañar, el funcionamiento de toda la red se ve afectado.

- *Encaminamiento basado en la fuente contra encaminamiento salto por salto.* Cada uno de los paquetes que se envían a la red pueden incluir un encabezado en donde se almacene la ruta completa que dicho paquete debe seguir. Alternativamente, en el encabezado del paquete se puede incluir únicamente la dirección del nodo destino y cada uno de los nodos intermedios determinará el siguiente salto que se debe dar. Una desventaja que presenta el encaminamiento basado en la fuente es que si la ruta que el paquete debe seguir es grande, el tamaño del paquete se incrementa, además si uno de los enlaces por los que debe pasar el paquete se daña, entonces el paquete no podrá llegar a su destino. En el encaminamiento salto-por-salto se evita el problema de una posible falla en un enlace que pertenezca a la ruta. Además el tamaño del paquete se ve reducido debido a que no incluye la ruta completa, sin embargo, el retraso en los paquetes es mayor debido a que en cada nodo intermedio se debe determinar el siguiente salto.
- *Encaminamiento estocástico contra encaminamiento determinista.* En el encaminamiento determinista cada nodo reenvía los paquetes hacia un mismo nodo cuando se trata del mismo nodo destino, es decir, la ruta nunca cambia para un mismo nodo destino. En el encaminamiento estocástico se tienen diferentes nodos por los cuales el paquete puede enviarse, el siguiente nodo se elige de manera aleatoria. El encaminamiento estocástico permite distribuir la carga de tráfico en la red, pero la principal desventaja es que esto provoca variabilidad en el retraso de paquetes.
- *Encaminamiento de una sola ruta o múltiples rutas.* En el encaminamiento de una sola ruta

- *Encaminamiento dependiente del estado o independiente del estado.* En el encaminamiento dependiente del estado (también llamado encaminamiento dinámico) la elección de una ruta depende del estado actual en el que se encuentre la red, una medida del estado de la red puede ser la carga que presentan los enlaces. Así, la elección de una ruta apropiada puede evitar que los paquetes pasen por una ruta congestionada. En el encaminamiento independiente del estado actual o encaminamiento estático se ignora el estado que presenta la red. Un ejemplo es el encaminamiento basado en la ruta más corta, en donde la ruta con menor número de saltos hacia el nodo destino será la mejor. En el encaminamiento dependiente del estado, se pueden encontrar rutas que permitan que los paquetes que fluyen en la red se distribuyan mejor para aprovechar al máximo los recursos de la misma, además de que las rutas se pueden reorganizar en forma dinámica.

Debido a las características de las redes ad hoc como la movilidad de los nodos, la entrada y salida de nodos a la red sin previo aviso, y las variaciones en la conexión inalámbrica es necesario que la estrategia a seguir para el descubrimiento y mantenimiento de las rutas dentro de la red se realice en forma de difusión. Es decir, utilizando mensajes de *broadcast* o *multicast* para informar del estado de la red a los nodos que la conforman. En las siguientes dos secciones se detallan las dos estrategias de encaminamiento que se adoptan en las redes ad hoc las cuales son: *Protocolos proactivos* y, *protocolos reactivos*.

2.4.1 Protocolos de encaminamiento proactivo

La característica principal de los protocolos proactivos es que cada uno de los nodos que conforman la red administra y almacena una tabla la cual contiene la información sobre el siguiente nodo al cual deben ser encaminados los paquetes para que lleguen a un destino en particular. La tabla en la que se

almacena esta información recibe el nombre de tabla de encaminamiento. Para que esta tabla se mantenga actualizada, cada uno de los nodos debe enviar mensajes de difusión a todos los nodos contenidos en su tabla de encaminamiento.

El protocolo OLSR (*Optimized Link State Routing*) (Clausen, 2003) es un protocolo proactivo pensado para redes funcionando en modo Ad hoc. Aquí cada nodo envía información sobre el costo que tiene cada uno de los enlaces a sus vecinos. Como cada uno de los nodos dentro de la red comparte la información sobre los costos de sus enlaces, es posible calcular el costo de llegar a cualquier otro nodo dentro de la red utilizando algoritmos que calculen la ruta más corta. En la figura 7 se muestra un ejemplo de cómo es que se comparte la información entre nodos para establecer las tablas de encaminamiento.

Una de las ventajas que ofrecen los protocolos proactivos es que, debido a que en cada uno de los nodos se almacena una tabla de encaminamiento de forma permanente, la reexpedición de paquetes se hace de forma inmediata una vez que el paquete alcanza al nodo. Sin embargo, tiene algunas desventajas. Una de ellas es que, debido a que se tiene que estar actualizando la información de las tablas de encaminamiento, El tráfico que circula por la red se incrementa, por tal motivo, cuando el tamaño de la red aumenta, el desempeño de ésta disminuye. En (Mahesh, 2005) se muestra el funcionamiento y el desempeño de algunos otros protocolos proactivos como son OSPF y RIP.

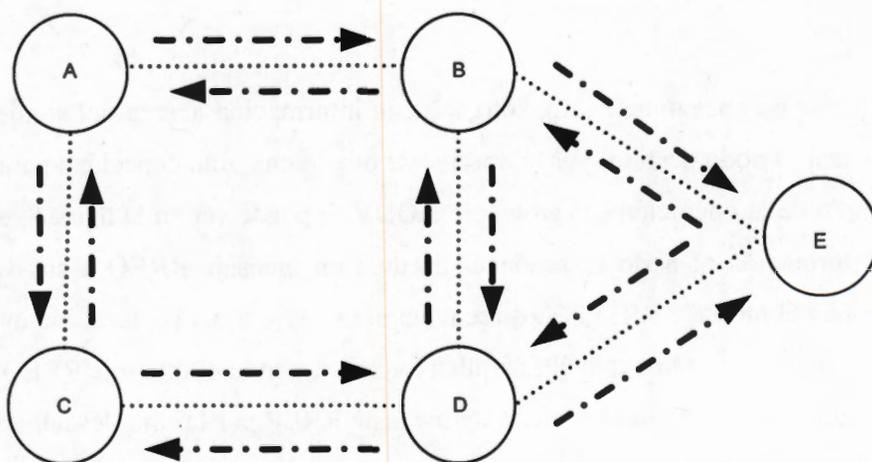


Figura 7. Ejemplo de protocolo OLSR. Intercambio de información entre nodos.

2.4.2 Protocolos de encaminamiento reactivo

La característica principal de este tipo de protocolos es que actúan en función de algún evento que ocurra en la red, como puede ser la incorporación o salida de un nodo (Jurdak, 2007). A estos protocolos también se les conoce como protocolos bajo demanda. En los protocolos reactivos los nodos que conforman la red únicamente almacenan la ruta que se ha escogido para el envío de la información hasta el nodo destino y también mantienen una tabla que indica quiénes son sus nodos vecinos. En los protocolos proactivos se utilizan tablas de encaminamiento en donde se puede disponer de los costos de llegar a cualquier otro nodo de la red desde un nodo fuente. En los protocolos reactivos se tiene que descubrir una ruta por cada grupo de datos a transmitir.

Uno de los protocolos más utilizados en redes ad hoc es AODV (*Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing*) (Perkins, 2003), en donde el transmisor envía un mensaje de solicitud de ruta (RREQ) a cada uno de sus vecinos junto con identificadores del nodo transmisor y del nodo destino. Cuando los vecinos reciben el paquete (RREQ) lo retransmiten a todos sus vecinos y si alguno de ellos ya lo había recibido con anterioridad, éste es descartado. Los vecinos también incluyen en el paquete RREQ su propio identificador para poder determinar la ruta de regreso hacia el nodo fuente. Cuando finalmente el paquete RREQ llega al nodo destino, éste responde con un paquete RREP que regresa al nodo fuente a través de camino seguido por el paquete RREQ y es hasta entonces cuando la transmisión de los datos puede comenzar. A este proceso de difusión del mensaje de solicitud de ruta se le llama inundación ciega o por fuerza bruta.

Con esta forma de encaminamiento, sólo se tiene información acerca del siguiente salto que se debe dar para alcanzar el nodo destino, por tal motivo se ofrece una gran capacidad para la escalabilidad de la red. Un ejemplo de la operación del protocolo AODV se puede ver en la figura 8, en donde el nodo A desea enviar información al nodo E, entonces A envía un mensaje RREQ a sus vecinos (C y B). Cuando C y B reciben el mensaje RREQ éstos reenvían el mensaje a sus vecinos, incluyendo al nodo A, quien desechará el mensaje debido a que él fue quien lo creó. Cuando el mensaje RREQ alcanza al nodo E, la ruta se ha establecido, y entonces E envía un mensaje RREP por la ruta descubierta para indicar a A que la trayectoria está establecida y así poder comenzar la transmisión de los datos.

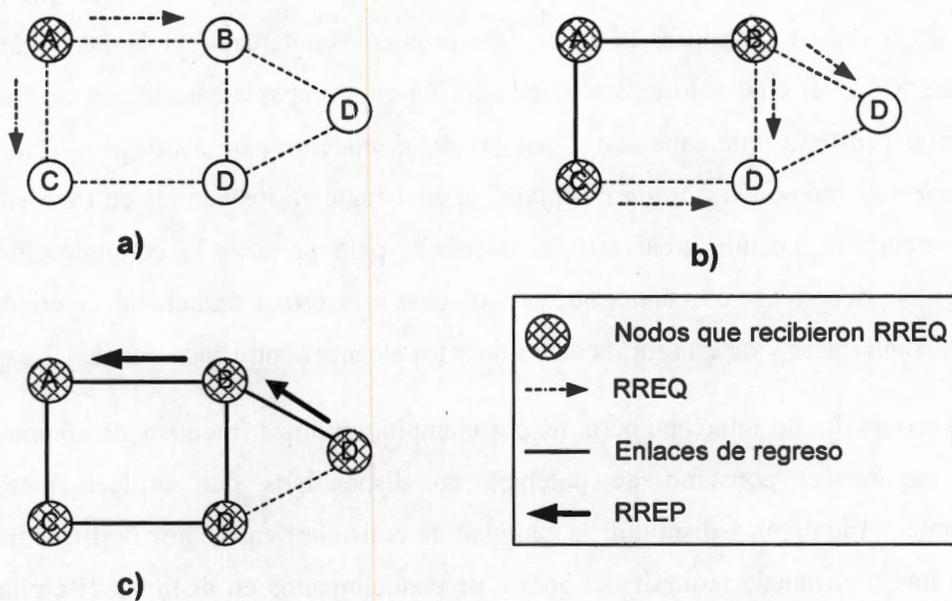


Figura 8. Ejemplo del protocolo AODV en donde A desea transmitir hacia E. a) A envía RREQ a sus vecinos; b) C y D reenvían RREQ a sus vecinos y el nodo E es alcanzado; c) E envía RREP por la ruta descubierta hacia el nodo A

Otro protocolo reactivo es DSR (*Dynamic Source Routing*) (Johnson, 1996). Éste es muy parecido a AODV. También ocupa paquetes RREQ y RREP, pero a diferencia de AODV, aquí se almacena en el paquete RREQ toda la ruta desde el nodo fuente hasta el nodo destino. Lo mismo se hace con el paquete RREP y con cada uno de los paquetes de datos que se transmiten. La integración de la trayectoria en cada uno de los paquetes optimiza el retardo de los paquetes ya que cada nodo intermedio sólo debe revisar el encabezado del paquete para poder encaminarlo hacia el siguiente nodo, de esta forma sólo el nodo fuente almacena la trayectoria completa.

2.5 Diseño intercapa

El diseño intercapa surge ante las mayores demandas que tienen los dispositivos que trabajan con modelos de comunicación basados en capas. Los requerimientos de calidad de servicio actuales exigen

cambios importantes en el desempeño de los distintos protocolos y servicios que se ofrecen en los modelos tradicionales de capas. El diseño de protocolos intercapa viola las reglas del modelo de referencia OSI, en el cual sólo existe comunicación entre capas adyacentes y en forma vertical. Una definición del diseño intercapa es: “*diseño de protocolos por violación a la arquitectura de comunicación de referencia basada en capas*” la cuál sugieren los autores en (Srivastava, 2006). En el diseño intercapa es posible crear nuevas interfaces para permitir la comunicación entre capas no adyacentes. Se debe tener en cuenta que la violación a la forma tradicional de comunicación implica crear nuevas interfaces y de esta forma determinar los alcances entre cada una de las capas.

El uso de diseño intercapa permite, por ejemplo, optimizar recursos de cómputo en dispositivos móviles, mejorar el consumo de potencia en dispositivos que utilicen baterías, mejorar el encaminamiento de datos y disminuir la cantidad de colisiones en medios de transmisión compartidos. El diseño intercapa puede requerir del aporte de conocimientos en distintas disciplinas tales como el procesamiento de señales, modelado del canal de transmisión, modelado de tráfico, así como el diseño y optimización de protocolos de red, entre otros.

2.5.1 Métodos y diseño intercapa

Partiendo del hecho que en el diseño intercapa se viola la forma tradicional de comunicación vertical y entre capas adyacentes, se han identificado diferentes formas de compartir información entre capas no adyacentes. De acuerdo a los autores del trabajo (Srivastava, 2006), se pueden tener diferentes formas de comunicación como se muestra en la figura 9. Ahí se puede observar que las interfaces creadas pueden operar con un flujo de información hacia capas superiores, inferiores o en ambos sentidos; también se pueden fusionar capas adyacentes para generar una capa independiente; o incluso una nueva propuesta de capa con interfaces nuevas. Cada uno de los bloques rectangulares de la figura 9 representa una de las capas del modelo de referencia OSI.

Creación de nuevas interfaces. La creación de una nueva interfaz permite la comunicación en tiempo real entre capas. La violación a la forma tradicional de comunicación consiste en la creación de una nueva interfaz que no existe en una arquitectura de capas. Esta categoría se subdivide en tres dependiendo de la dirección del flujo de información en la nueva interfaz.

- De una capa inferior hacia una capa superior. Por ejemplo, cuando se requiere de cierta información de la capa física en la capa de control de acceso al medio (MAC), o bien en la capa de red.
- De una capa superior hacia una capa inferior. Por ejemplo, la capa de aplicación puede informar a la capa de enlace o la capa de transporte acerca de la prioridad con que se deben tratar los retardos en los paquetes que se están enviando. De esta forma, la capa de enlace pueda dar prioridad a ciertos paquetes.
- Flujo bidireccional entre dos capas. Por ejemplo, la capa de red puede trabajar en conjunto con la capa física para determinar las colisiones que han ocurrido en el canal y tomar decisiones de retransmisión.

Fusión de capas adyacentes. Es posible unir las funciones que desempeñan dos o más capas adyacentes dentro de una supercapa, en la cual los servicios provistos por las capas individuales son ahora proporcionados por la nueva supercapa. No es necesario diseñar nuevas interfaces de comunicación, ésta se puede establecer con las interfaces existentes en cada una de las capas fusionadas.

Diseño acoplado sin usar interfaces nuevas. Esta forma de comunicación implica acoplar dos o más capas sin crear interfaces extra para el intercambio de información. La nueva información pasará a través de las interfaces existentes. Sin embargo, requiere de ajustes en los parámetros de ambas capas, provocando que el diseño sea poco flexible a cambios y susceptible a errores de diseño.

Las formas de comunicación antes mencionadas se pueden implementar de distintas formas, de acuerdo a los autores en (Srivastava, 2006) éstas se pueden colocar en tres categorías básicas. En la figura 10 se muestran cada una de ellas.

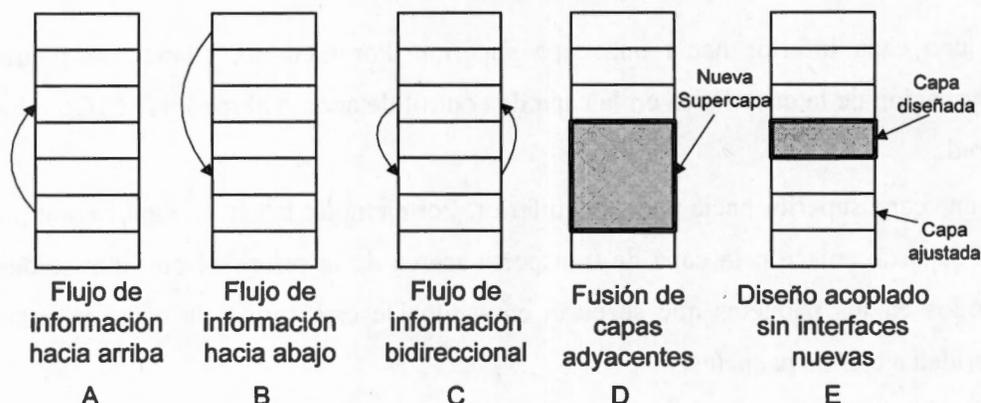


Figura 9. Formas de comunicación intercapa. A, B y C muestran la creación de nuevas interfaces; D, muestra la fusión entre capas y E Un diseño acoplado sin interfaces nuevas. (Srivastava, 2006).

Comunicación directa entre capas. Dentro de la comunicación directa entre capas se deben hacer visibles sus variables durante el tiempo de ejecución. Esto se puede realizar utilizando los encabezados de los protocolos para permitir el flujo de información entre las capas involucradas. Este tipo de esquema es útil cuando se requiere que la comunicación entre capas se realice en tiempo de ejecución y cuando es poca la información que se comparte entre capas es poca y, de esta forma, la modularidad del modelo original no se afecta en gran medida

Plano de control compartido a través de las capas. En esta categoría se utiliza un plano de control común para todas las capas. Este plano de control puede ser visto como una capa más que brinda el servicio de almacenar y recuperar información para cada una de las capas

Nueva forma de organización. Esta propuesta es la más radical, aquí no se contempla organizar los protocolos dentro de una pila, esta organización ofrece gran flexibilidad tanto en el diseño como en el tiempo de ejecución, ya que puede ser diseñada en función de necesidades particulares, sin embargo, requiere de nuevas arquitecturas para su implementación.

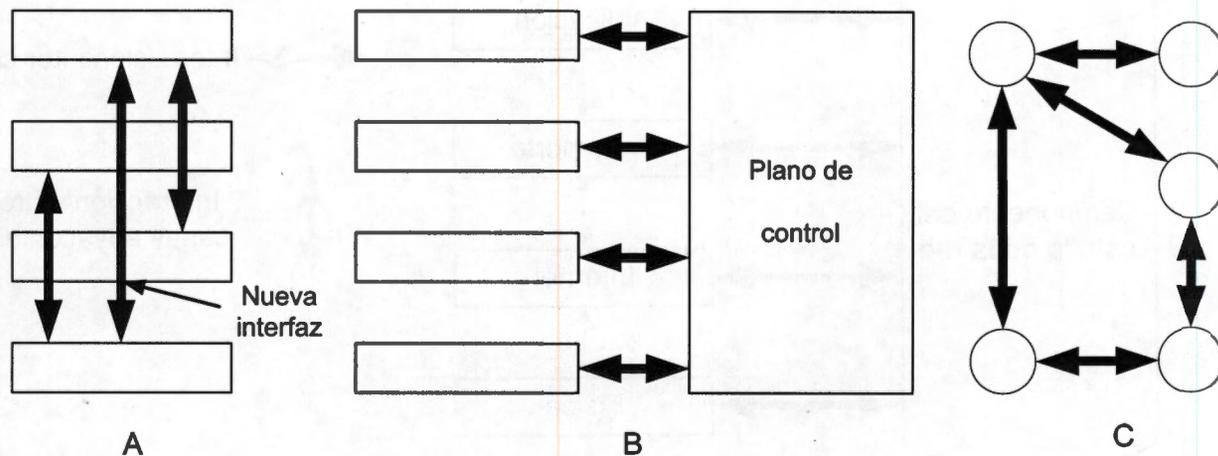


Figura 10. Formas básicas de implementación intercapa. A) Comunicación directa entre capas; B) Plano de control; C) Nueva forma de organización. (Srivastava, 2006).

2.5.2 Diseño intercapa y redes ad hoc

Existen propuestas de diseño intercapa pensadas específicamente para redes ad hoc. En (Jurdak, 2007) se analizan algunas arquitecturas intercapa de este tipo, ahí se considera la necesidad de utilizar algoritmos distribuidos para garantizar la calidad en el servicio en ambientes dinámicos como en el caso de las redes ad hoc. A continuación se describen dos ejemplos de diseño intercapa para redes ad hoc, que son las más reconocidas (Jurdak, 2007): *Mobile-Man* y *CrossTalk*. Ambas propuestas sugieren un repositorio común para compartir información común a todas las capas de la pila de protocolos.

Mobile-Man (Conti, 2004) propone una arquitectura intercapa para redes ad-hoc basada en el balance de los beneficios que ofrece una arquitectura de capas y en los beneficios que ofrece un diseño intercapa. En la figura 11 se muestra la arquitectura propuesta en *Mobile-Man*.

La arquitectura *Mobile-Man* conserva la esencia de un modelo de capas, la principal contribución de la propuesta es que se incluye un repositorio para recolectar la información que ofrecen los diferentes protocolos del modelo de capas, a este repositorio se le da el nombre de *Componente del estado de la Red*. En este componente se almacenan todas las variables que son relevantes para el diseño. Estas pueden ser leídas por cualquier protocolo de la red en las diferentes capas.

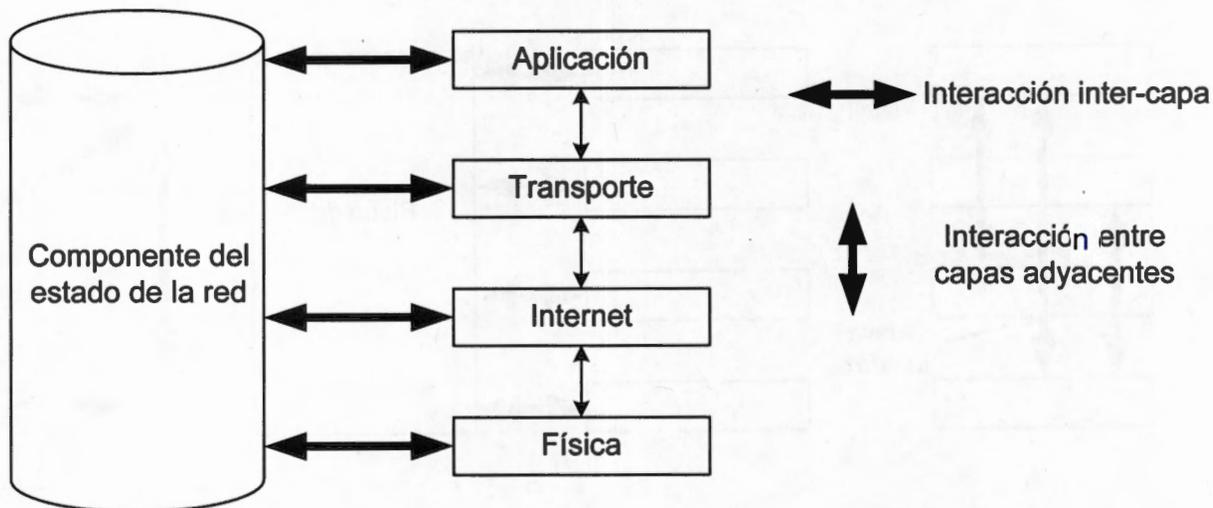


Figura 11. Arquitectura Mobile-Man

Mobile-Man separa el diseño en dos partes, una de ellas permite la comunicación tradicional del modelo de capas para compartir información entre capas adyacentes, y la otra parte es el *Componente del estado de la red*. Con el diseño separado en dos partes es posible crear o rediseñar protocolos en una capa en particular y ser conectado al diseño *Mobile-Man*.

En el diseño CrossTalk (Winter, 2005) también prevalece la idea de mantener la comunicación entre capas adyacentes como se hace en el modelo tradicional. Al igual que en Mobile-Man se incorpora un componente que tiene conexión con cada una de la capas, este nuevo componente ofrece dos vistas de la red: *Una vista local y una vista global*. En la figura 12 se muestra la arquitectura propuesta en CrossTalk.

La *vista local* incorpora información específica de los nodos de la red y se obtiene directamente de las capas del modelo tradicional. La *vista global* de la red se construye a partir de la información reunida por el *proceso de difusión* de datos que funciona de la siguiente forma. El nodo transmisor incluye su información local dentro de los paquetes de datos, y cuando éstos van recorriendo los distintos nodos para llegar al nodo destino, cada uno de los nodos visitados recopila la información acerca del estado de la red en otras áreas distantes a él. De esta forma, cada uno de los nodos tiene una visión global del estado de la red. Cada paquete que llega a un nodo N es etiquetado con la hora de llegada, y la distancia que el paquete ha recorrido para llegar al nodo N . La idea principal es que los nodos se mantengan actualizados con una visión general del estado de la red.

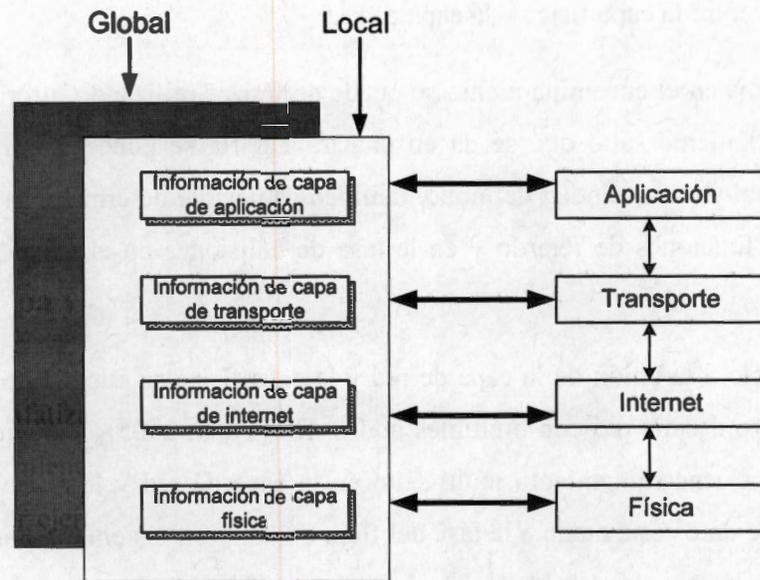


Figura 12. Arquitectura Cross Talk

Con la información global del estado de la red y su propia información, cada nodo realiza una comparación que determina su comportamiento futuro. Por ejemplo, si uno de los nodos está realizando mucho más trabajo que el promedio de los nodos, entonces se estima que hay sobrecarga y se realizan los ajustes necesarios.

2.5.3 Diseño intercapa y el problema de encaminamiento en redes ad hoc

Es importante enfatizar que los criterios tradicionales utilizados para determinar la mejor trayectoria de encaminamiento de paquetes en redes inalámbricas no siempre son suficientes para obtener la mejor ruta. Por ejemplo, en (Douglas, 2003) los autores muestran que si se utiliza el criterio de la ruta más corta en redes inalámbricas se puede caer en la situación de que se elijan trayectorias que tienen una capacidad de canal menor que algunas otras que posiblemente involucren más saltos para llegar al nodo destino, pero con una capacidad de canal mayor para pudiendo ofrecer una mayor calidad de servicio.

Existen diferentes propuestas en (Conti, 2004), (Zhou, 2005) y (Srivastava, 2006) para optimizar el encaminamiento de paquetes utilizando un diseño intercapa. Las más usuales son hacer una interfaz

entre las capas de control de acceso al medio (MAC) y la capa de red, también se han propuesto trabajos con la interacción entre la capa física y la capa de red.

La eficiencia en el encaminamiento se puede optimizar utilizando información de la capa MAC, por ejemplo, el siguiente salto que se da en una trayectoria se puede elegir como resultado de una disputa por el canal en la vecindad del nodo, también es posible determinar la ruta de encaminamiento basándose en las funciones de retardo y en la tasa de colisiones en el canal recolectadas por la capa MAC.

Con respecto a la unión de la capa de red y la capa física se puede optimizar el caudal de datos (*throughput*) dentro de una red con múltiples nodos. En (Yuan, 2005), los autores proponen separar el problema en dos: el encaminamiento multi-salto en la capa de red y la reserva de energía en la capa física. El caudal de datos está atado a la tasa del flujo de datos en los enlaces individuales de cada nodo, lo cual depende de la capacidad del enlace y el nivel de potencia de la señal en cada nodo. Por otro lado, el problema de la reservación de energía está atado a la interferencia en el canal.

El diseño intercapa es una nueva alternativa para optimizar el desempeño en los protocolos de red, sin embargo existen riesgos y consideraciones que se deben tomar encuentra para su diseño. En (Jurdak, 2007) se identifican algunos de los desafíos y desventajas de utilizar el diseño intercapa, entre ellos están los siguientes:

- *Estructura del código:* La implementación de un diseño intercapa provoca en muchas ocasiones que el código generado para las interacciones entre servicios y protocolos de diferentes capas carezca de una buena estructura y organización, complicando así las futuras mejoras o el mantenimiento del mismo
- *Interacciones múltiples:* El diseño intercapa abre la posibilidad de interacción entre las capas de protocolos. Se debe realizar el diseño teniendo en cuenta que la información que se comparte entre capas sea consistente, de no ser así el propio sistema entrará en conflicto. Por ejemplo, si un servicio o protocolo requiere de una configuración A, y otro protocolo requiere de una configuración B para una misma variable, el sistema entrará en conflicto.
- *Beneficios a corto plazo:* Cuando se realiza un diseño intercapa se debe pensar en la usabilidad de dicho diseño, es decir, el diseño debe ser lo más general posible para que más de un sistema

pueda aprovechar el diseño. Si el diseño es poco flexible sus beneficios sólo se verán reflejados en pocos sistemas y su alcance será corto.

The following information is provided for your information. It is not intended to be a substitute for professional advice. Please consult your attorney for more information.

Capítulo 3

Descripción y evaluación del protocolo propuesto

3.1 Problemática

Un aspecto de vital importancia en el diseño de redes ad hoc es la capacidad para encontrar rutas entre un nodo fuente y un nodo destino. Como se mencionó en el capítulo anterior, existen dos estrategias básicas para establecer las rutas que conectan a un par de nodos dentro de una red ad hoc, *encaminamiento reactivo* y *encaminamiento proactivo*. Este trabajo está pensado para redes que utilicen una estrategia de encaminamiento reactiva o también conocida como *bajo demanda*. La característica más importante del encaminamiento reactivo es que cuando un nodo tiene información por transmitir, éste debe buscar en su tabla de encaminamiento al nodo con quien desea establecer una conexión. Si dicho nodo no se encuentra en la tabla, se debe realizar el proceso de inundación de la red para descubrir una ruta hacia el nodo destino.

La problemática hallada y la cual motiva este trabajo, radica en que los protocolos de encaminamiento reactivo generan una gran cantidad de mensajes de señalización en el proceso de descubrimiento de rutas. Cuando se realiza la inundación de la red la cantidad de mensajes generados a partir de este proceso se incrementa a medida que la densidad de la red aumenta. La tesis de la cual parte este trabajo es que la cantidad de mensajes de solicitud de ruta se puede reducir, seleccionando rutas en función del nivel de congestión de los nodos. De esta forma, se busca disminuir la contención por el medio de transmisión y el número de colisiones que se generan, permitiendo incrementar la utilización de la red.

3.2 Descripción del protocolo propuesto

Como se dijo anteriormente, la propuesta de este nuevo protocolo está pensada para redes ad hoc funcionando con un algoritmo de encaminamiento del tipo reactivo, en el cual se realiza el proceso de inundación para el descubrimiento de rutas. Dicho proceso lleva consigo un gran número de mensajes de señalización que se intercambian entre los nodos pertenecientes a la red para descubrir la ruta entre un nodo fuente y un nodo destino. La propuesta que aquí se presenta es capaz de funcionar para cualquier protocolo de encaminamiento que utilice esta técnica de descubrimiento de rutas. La propuesta elaborada está basada en un diseño intercapa a través del cual se comparte información obtenida en la capa de control de acceso al medio con la capa de red, en particular con el algoritmo de encaminamiento.

Algunos trabajos relacionados a las ideas de esta propuesta son (Geetam, 2009) en donde se reduce aleatoriamente a una tercera parte el total de nodos que pueden retransmitir mensajes de solicitud de ruta. En (Qayyum, 2002) se utiliza una técnica llamada *Multy Point Relays* (MPR's) para determinar los nodos habilitados para retransmitir mensajes de solicitud de ruta en función de la topología de la red. En (Ahed, 2008) se utiliza información de la capa MAC (diseño intercapa) para determinar rápidamente un enlace roto y generar una nueva ruta sin necesidad de crear paquetes de *ruta en error*.

El protocolo trabaja de la siguiente manera. Consideremos que un servicio de transmisión de un paquete a nivel de la capa MAC puede resultar en una transmisión exitosa o un paquete descartado. Cuando finaliza un servicio se reporta el tamaño de la ventana de contienda alcanzado, que puede ser el

tamaño máximo cuando el paquete no pudo ser transmitido. Esta ventana de contienda se generó y utilizó en la capa MAC y su valor se hace llegar a la capa de red. Por cada nueva muestra del valor de la ventana de contienda se actualiza un promedio exponencial para tener una medida del nivel de congestión por el que el nodo ha estado atravesando y estimar su valor actual. El protocolo considera el uso de umbrales de decisión, lo cual permite establecer un criterio para determinar qué nodos se encuentran en condiciones de retransmitir los mensajes de solicitud de ruta. Es decir, en función de la congestión que presenta un nodo al momento en que éste recibe un mensaje de solicitud de ruta se toma la decisión sobre si el nodo se encuentra o no en condiciones de retransmitir el paquete de solicitud de ruta.

A fin de evaluar el desempeño de la propuesta, se utilizará al protocolo AODV para estudiar un caso ya que es uno de los protocolos más utilizados. Las siguientes secciones detallan el funcionamiento de la propuesta.

3.2.1 Proceso de inundación en la búsqueda de rutas

La búsqueda de una ruta entre un par de nodos pertenecientes a una red ad hoc es una función crítica en su desempeño. Cabe recordar que en este tipo de redes los nodos deben estar habilitados para funcionar como dispositivos de encaminamiento. De esta forma cuando un mensaje de solicitud de ruta se difunde por la red, éste genera una cantidad de transmisiones, proporcional al número de nodos que conforman la red.

El proceso de inundación propuesto es esencialmente el mismo que se utiliza en protocolos reactivos, tal y como se explicó en el capítulo 2. Es decir, cuando un nodo quiere establecer comunicación con algún otro nodo, se envía un mensaje de solicitud de ruta en forma de difusión, el cual debe ser retransmitido por los nodos pertenecientes a la red. Eventualmente este mensaje llegará al nodo destino. La diferencia con respecto al algoritmo propuesto radica en que ahora no todos los nodos retransmitirán el mensaje de solicitud de ruta. De esta forma se limita el número de transmisiones de mensajes de señalización.

La idea básica para limitar la cantidad de mensajes generados en el proceso de inundación es permitir que sólo algunos nodos retransmitan dicho mensaje. La decisión acerca de si retransmitir o no

Descripción y evaluación del protocolo propuesto

un mensaje de descubrimiento de ruta se realiza en función de la congestión que presente el nodo al momento de recibir un mensaje de descubrimiento de ruta.

La congestión que presenta la red está directamente relacionada con la cantidad de veces que las estaciones tuvieron que acceder al canal de comunicación para realizar la transmisión de un paquete. La heurística es que a mayor cantidad de intentos de transmisión por parte de las estaciones, mayor será la congestión en la red.

La capa de control de acceso al medio (MAC) es la encargada de hacer que un paquete generado en capas superiores logre transmitirse a través del medio de transmisión. A continuación se detalla la información generada en la capa MAC y la manera de utilizarla en el algoritmo de encaminamiento propuesto.

3.2.2 Información de capa MAC en el protocolo de encaminamiento

Como se mencionó anteriormente, en el estándar IEEE 802.11 cuando un nodo tiene una transmisión por realizar, debe ejecutar el algoritmo de retracción binaria exponencial o *binary exponential backoff* (BEB), obteniendo como resultado un número aleatorio en el intervalo $[0, CW]$. Esta información es una indicación del nivel de congestión por la que el nodo atraviesa, ya que con el tamaño de la ventana se puede conocer la cantidad de intentos realizados antes de transmitir exitosamente. Como se ha mencionado antes, el algoritmo BEB se ejecuta en la capa MAC, y la interpretación del tamaño de la ventana como una medida de la congestión debe realizarse en la capa de red, en particular por el algoritmo de encaminamiento que se utilice. Es en este punto donde surge la necesidad de utilizar un diseño intercapa.

El protocolo propuesto se diseñó utilizando una forma de comunicación intercapa como se ilustra en la figura 9- A (capítulo 2). Ahí se muestra una comunicación unidireccional que viene desde una capa inferior hacia una capa superior. En nuestro caso esta comunicación se realizó entre la capa MAC y la capa de red. La figura 13 ilustra el canal de comunicación creado para el protocolo propuesto.

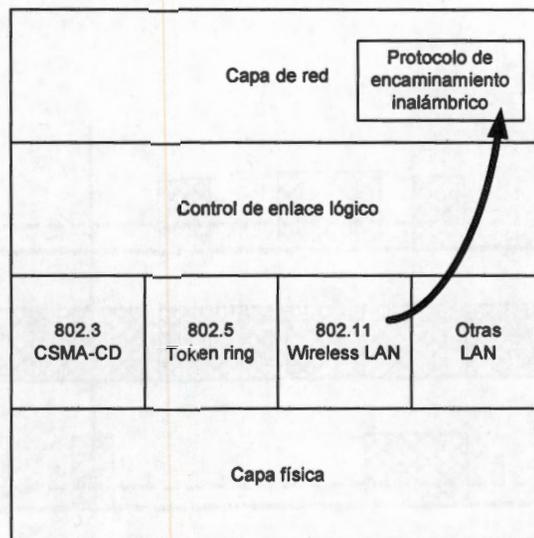


Figura 13. Canal de comunicación creado entre la capa MAC y capa de red

Una vez que el canal de comunicación desde la capa MAC hasta la capa de red se ha establecido, se debe enviar la información sobre la ventana de contienda que el nodo utilizó en su última transmisión. El tamaño de la ventana de contienda se envía cada vez que el nodo finaliza el servicio de transmisión de un paquete, ya sean paquetes de datos o de señalización.

La figura 14 ilustra la importancia de almacenar un historial de transmisiones realizadas por los nodos. Se puede ver, por ejemplo, que si sólo se tomara en cuenta el nivel de congestión observado en la última transmisión, ésta no sería representativa del nivel de congestión promedio por el que ha estado atravesando el nodo. Tal es el caso del nodo W en la figura 14, en donde aparentemente en el instante de muestreo (indicado por la línea vertical) éste sería el nodo con menor congestión, siendo que en realidad el nodo con menor congestión es el nodo Y.

A fin de tomar en cuenta esta observación, se propone almacenar las muestras en una estructura de datos que contiene el tamaño de la ventana y el instante en el que se generó la observación. Cada vez que el nodo realiza una nueva transmisión se agrega un nuevo dato. Hasta ahora se ha hablado de que el nodo almacena las muestras de las ventanas de contienda que el nodo ha utilizado, sin embargo es necesario interpretar dichas muestras de forma numérica, es decir, se requiere de un indicador que permita saber el nivel de congestión presente en la vecindad del nodo durante sus últimas transmisiones.

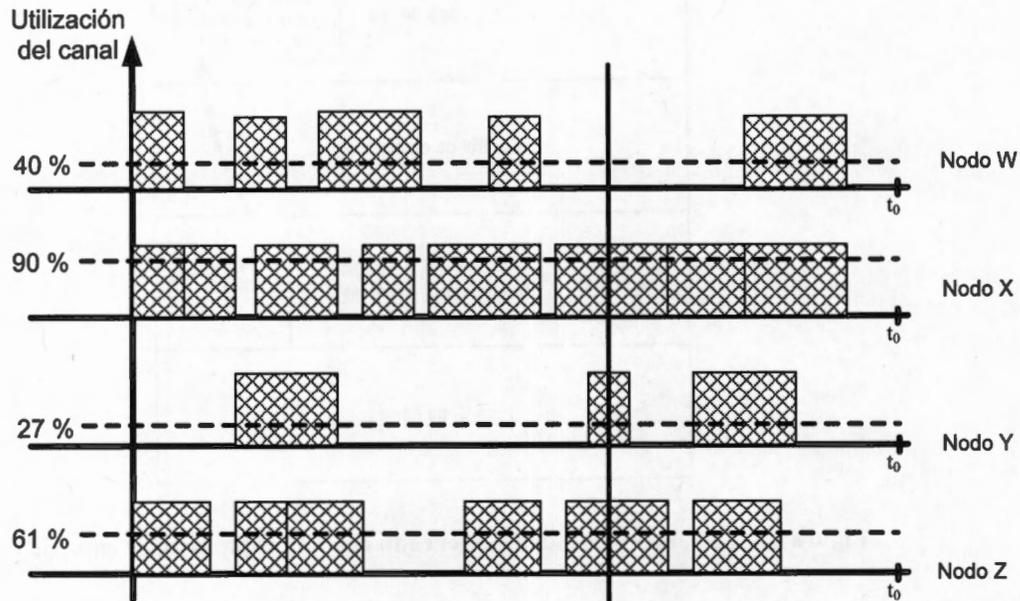


Figura 14. Utilización del canal de transmisión en los nodos

3.2.3 Indicador de congestión

Para generar el indicador de congestión se utiliza un promedio exponencial. La idea de utilizar un promedio exponencial surge de la necesidad de conocer la historia de congestión que ha tenido el nodo en los últimos $T_INDICADOR$ segundos. Esta historia debe reflejar de la mejor forma lo que se espera que suceda en el nodo en las próximas transmisiones, es por eso que se debe dar un mayor peso a las muestras que se encuentren más cercanas al tiempo actual. Se propone utilizar un promedio exponencial tal y como se ocupa en el control de congestión en TCP (Stallings, 2000). Sin embargo, en este trabajo se limitarán las muestras a un periodo de tiempo fijo, dentro del cual se calculará el promedio exponencial. La ecuación para el promediado exponencial de la ventana de contienda es:

$$\widehat{CW}(K + 1) = \alpha * \widehat{CW}(K) + (1 - \alpha) * CW(K + 1) \quad (1)$$

En donde $\widehat{CW}(K + 1)$ es el indicador de congestión para la muestra $(K+1)$ definida como $CW(K+1)$ y se define $\widehat{CW}(0) = 0$. Mediante el uso del factor α ($0 < \alpha < 1$) se consideran todos los valores pasados, pero con menor peso las más distantes.

Cuanto más pequeño es el valor de α , mayor es el peso dado a las observaciones más recientes. Para $\alpha=0.5$, prácticamente todo el peso se les da a las cuatro o cinco observaciones más recientes, mientras que si $\alpha=0.875$, el promedio se extiende alrededor de las diez observaciones más recientes. (Stallings, 2000).

En la figura 15 se muestra un ejemplo de cómo se almacenan las muestras obtenidas de la ventana de contienda. Para explicar el cálculo del indicador de congestión supongamos que, en la figura 15 la diferencia entre $t(0)$, $t(1)$ y $t(2)$ con el tiempo actual es mayor a $T_INDICADOR$ segundos. Entonces las muestras 0, 1 y 2 no son tomadas en cuenta para el cálculo y son eliminadas. Así la muestra 3 será “la más antigua”, mientras que la muestra n será la más actual. Entonces a partir de la muestra 3 comienza el cálculo utilizando la ecuación 1.

El algoritmo implementado en la capa MAC ocasiona que por cada paquete se calcule un nuevo *indicador de congestión*, y como se dijo antes, por cada servicio se calcula el promedio exponencial obtenido y éste se envía al protocolo de encaminamiento (capa de red) para su interpretación.

En el capítulo dos se presentó la forma en que opera el algoritmo *binary exponential backoff* y los incrementos en el tamaño de la ventana de contienda por cada intento de transmisión. Así, el primer intento de transmisión utiliza una ventana que va de $[0, 31]$, y el segundo intento de transmisión utiliza una ventana que va de $[0,63]$, utilizando la ecuación $2^{i-1}CW_{\min}-1$ con $i=2$ para el segundo intento de transmisión. Para ilustrar el cálculo del indicador de congestión se propone el siguiente ejemplo. Supongamos que un nodo ha tenido el historial de transmisiones que se muestra en la figura 16. Como se observa, la primer transmisión se realizó en $t=13.5$ s y la última se realizó en $t=23.4$ s. Ahí se puede ver que las primeras 5 transmisiones utilizaron una ventana de contienda de $[0,31]$, después se tiene un incremento a $[0,63]$, $[0,127]$, $[0,127]$ y $[0,63]$ para las transmisiones seis a nueve respectivamente. Después regresa al tamaño de ventana mínimo de $[0,31]$ para las últimas tres transmisiones. Recordemos que después de cada servicio realizado, ya sea una transmisión exitosa o el descarte de un paquete, el tamaño de la ventana se fija en el mínimo.

Descripción y evaluación del protocolo propuesto

Se puede ver que en el historial mostrado se tiene un incremento en la ventana de contienda utilizado desde $t=16.8$ s hasta $t=20.1$ s, lo cual se puede interpretar como un periodo de tiempo en el cual el nodo experimentó un mayor nivel de congestión. La figura 17 muestra el cálculo del promedio exponencial para cada uno de los intentos de transmisión del ejemplo planteado, se puede ver que el máximo promedio exponencial se alcanza cuando el nodo utilizó por segunda vez una ventana de $[0,127]$.

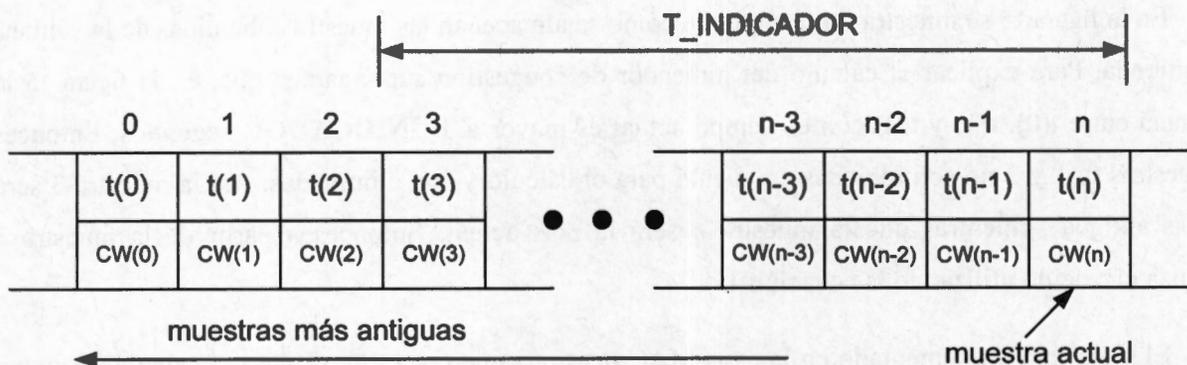


Figura 15. Estructura de datos para almacenar las muestras de la ventana de contienda.

t=13.5	t=14.1	t=14.9	t=15.3	t=16.2	t=16.8	t=17.5	t=18.8	t=20.1	t=21.4	t=22.7	t=23.4
CW=31	CW=31	CW=31	CW=31	CW=31	CW=63	CW=127	CW=127	CW=63	CW=31	CW=31	CW=31

Figura 16. Ejemplo: Historial de transmisiones en un nodo.

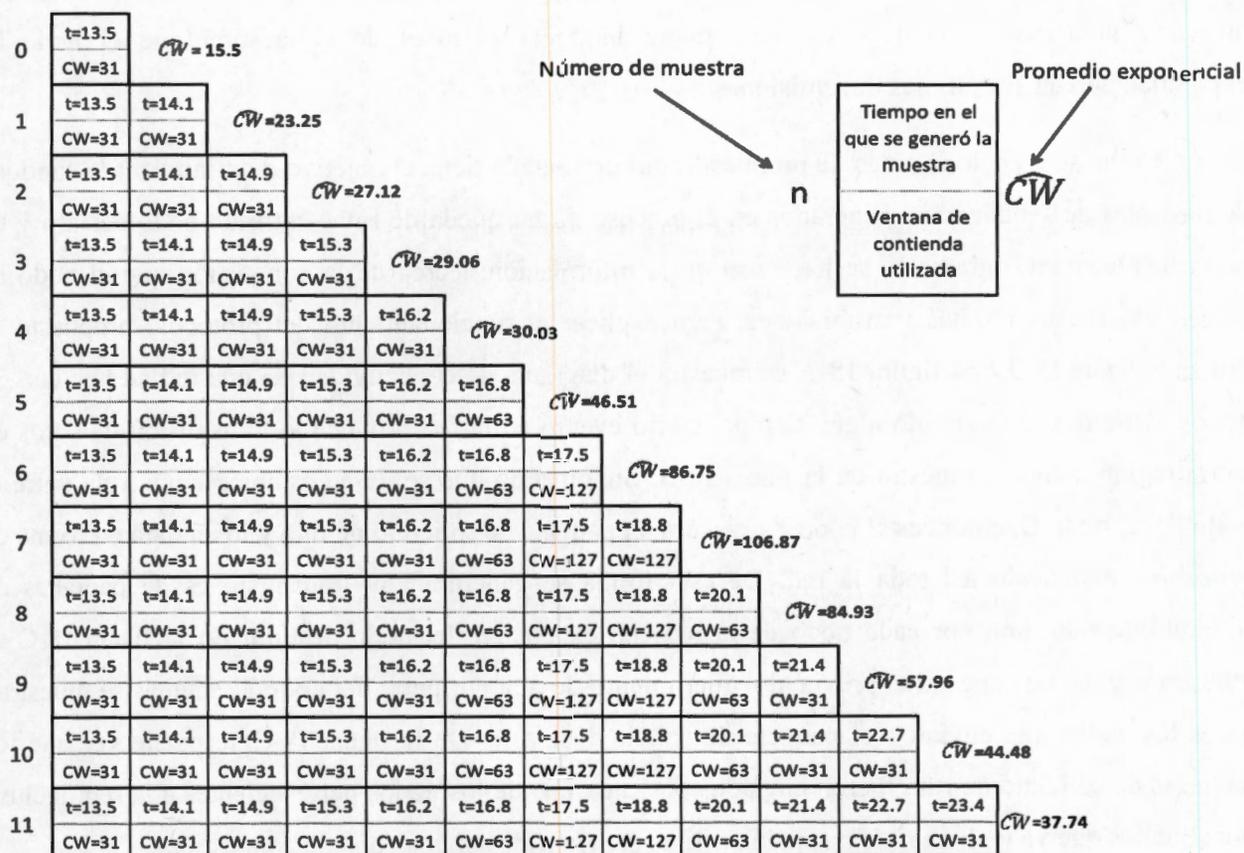


Figura 17. Ejemplo de cálculo para el promedio exponencial en un nodo.

Entonces, con el valor obtenido al calcular el promedio exponencial en el historial de transmisiones realizadas en un nodo se puede tener una idea de cuál es la congestión que ha experimentado éste en sus últimas transmisiones. Esta información también se podría usar para predecir la congestión que presentará el nodo en los siguientes segundos.

3.2.4 Umbrales de decisión

Una vez que la información sobre la ventana de contienda utilizada en la capa MAC llega a la capa de red, en particular al algoritmo de encaminamiento que se utilice, éste debe realizar el cálculo del

Descripción y evaluación del protocolo propuesto

promedio exponencial tal y como se explicó antes. Después de realizar dicho cálculo el nodo obtendrá un valor numérico el cual refleja de manera indirecta el nivel de congestión que el nodo ha experimentado en sus últimas transmisiones.

Como se mencionó antes, la propuesta aquí presentada tiene el objetivo de minimizar la cantidad de mensajes de señalización generados en el proceso de búsqueda de rutas entre un nodo destino y un nodo fuente. Para lograr esto se hace uso de la información acerca de la congestión que el nodo ha presentado en sus últimas transmisiones. Para explicar el funcionamiento del protocolo propuesto se utiliza la figura 18. En la figura 18-A se muestra el diagrama de conectividad de una red ad hoc con 50 nodos. Pensemos que pasado algún tiempo, cierto evento en la red provoca la transmisión de datos en cierta región como se muestra en la figura 18-B. Suponiendo que se desea establecer una ruta entre el nodo F y el nodo D, entonces el nodo F generará un paquete de solicitud de ruta y lo enviará en forma de *broadcast* inundando así toda la red. De esta forma se generarán 49 transmisiones de paquetes de solicitud de ruta, uno por cada nodo de la red con excepción del nodo destino. En la figura 18-C se muestra la zona de congestión previa al requerimiento de ruta por parte del nodo F, además se muestran todos los nodos que enviaron el paquete de solicitud de ruta. De la figura 18-C se puede ver que los paquetes de solicitud de ruta fueron enviados por cada uno de los nodos pertenecientes a la red, incluso por aquellos que ya tenían una transmisión activa, provocando así una zona de congestión.

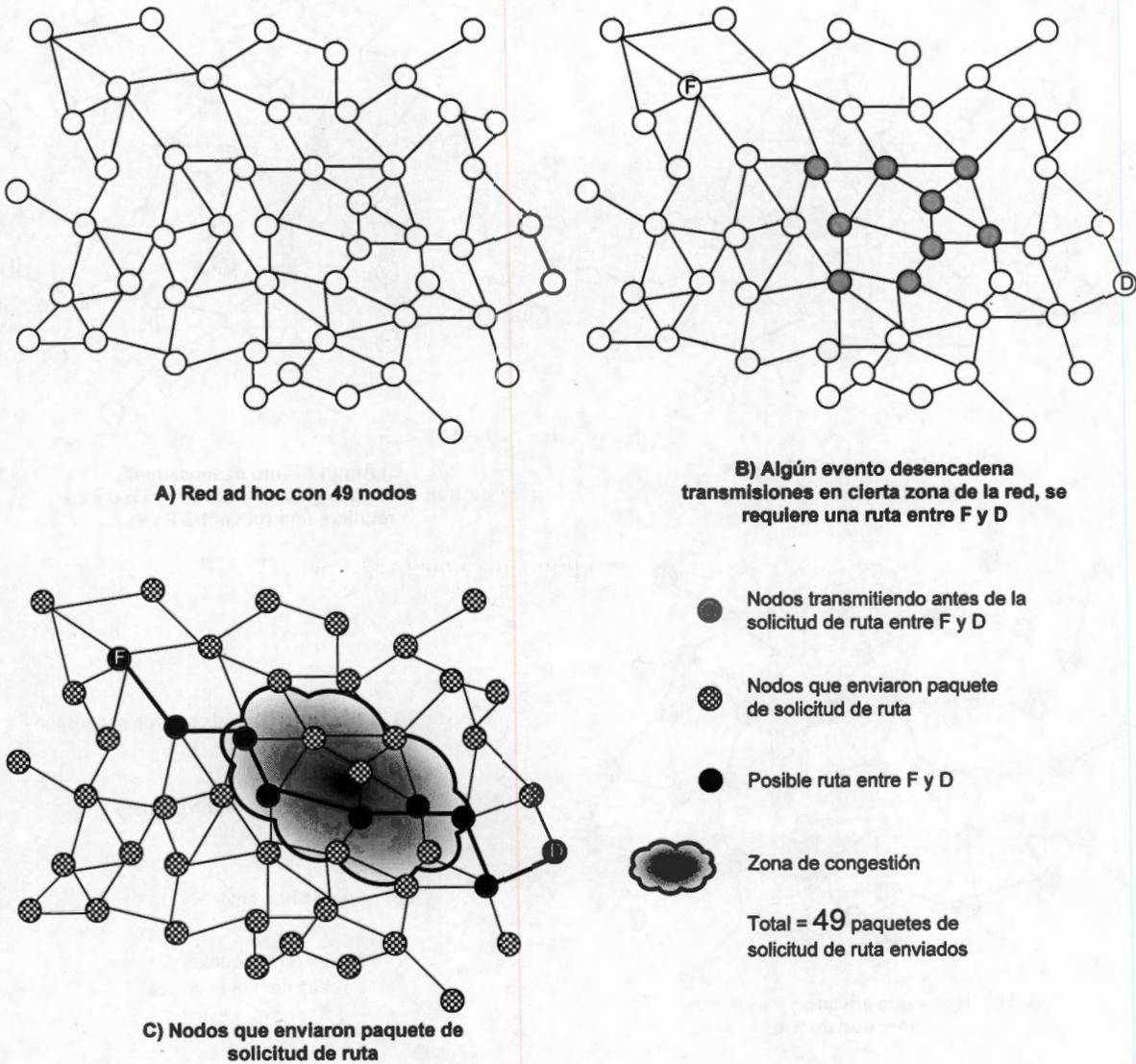


Figura 18. Proceso de inundación sin restricciones.

En la figura 19 se muestra la misma situación que en la red del ejemplo de la figura 18, sólo que aquí se utiliza el protocolo propuesto, el cual impide que los mensajes de solicitud de ruta sean retransmitidos por aquellos nodos que presenten un nivel de congestión mayor a un cierto nivel. De esta forma se disminuye la cantidad de mensajes de señalización que se generan en el proceso de inundación para determinar la ruta. Así, los nodos con baja congestión preferentemente retransmitirán los mensajes de solicitud de ruta.

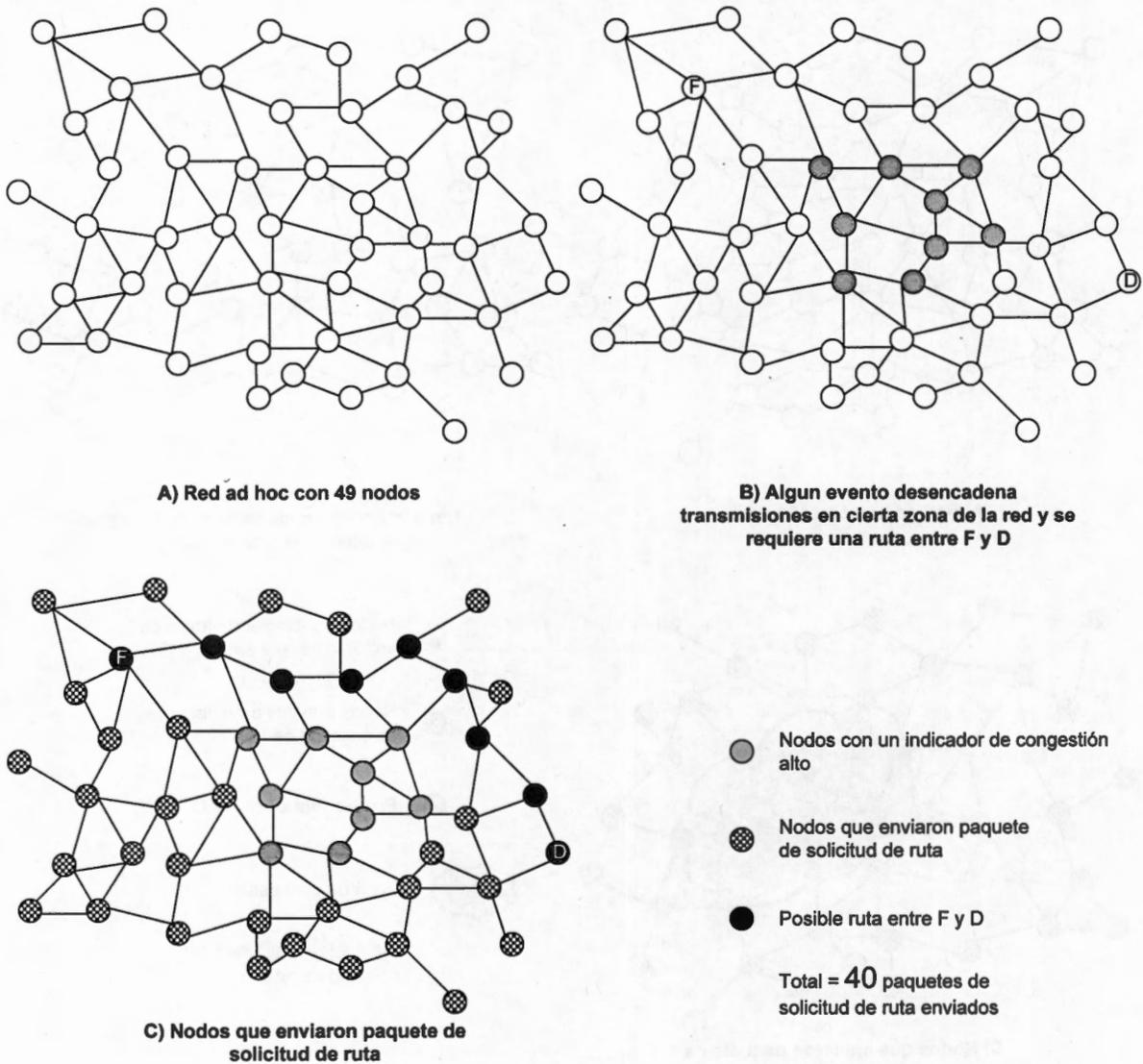


Figura 19. Proceso de inundación con restricciones en los nodos que pueden retransmitir.

En la figura 19-C se puede ver cómo la propuesta de protocolo rodea la zona de congestión evitando así que se generen más colisiones en dicha zona.

Hasta el momento se ha hablado de no permitir que todos los nodos de la red estén capacitados para retransmitir paquetes de solicitud de ruta de acuerdo al indicador de congestión. Sin embargo no se ha mencionado cómo distinguir entre un nodo que se encuentre en condiciones de retransmitir dichos mensajes y otro nodo al que no se le permita retransmitir dichos mensajes. Se propone utilizar algunos

umbrales de decisión para determinar cuáles son los nodos que se encuentran en condiciones de retransmitir mensajes de solicitud de ruta y los nodos que no deben retransmitir estos mensajes.

3.2.5 Criterio de decisión local para la retransmisión de mensajes de solicitud de ruta

Cuando un nodo recibe un mensaje de solicitud de ruta gracias a una transmisión de *broadcast* éste debe determinar si el mensaje es para él o si tiene información en su tabla de encaminamiento que indique que él tiene una ruta hacia el nodo destino. En muchos protocolos, al mensaje que indica si se tiene información de la ruta hacia el nodo destino se le llama RREP (*Route Reply*). De no ser así, se deberá tomar la decisión de si el mensaje debe ser retransmitido o se debe ignorar.

Para determinar si el nodo que recibió el mensaje de solicitud de ruta se encuentra en condiciones de retransmitir el mensaje se propone el uso de umbrales de decisión. El umbral de decisión es un valor numérico que se compara con el resultado del cálculo del promedio exponencial en cada uno de los nodos. En la figura 20 se muestra un diagrama de flujo que explica la forma en la que se determina si un nodo es capaz o no de retransmitir los mensajes de solicitud de ruta.

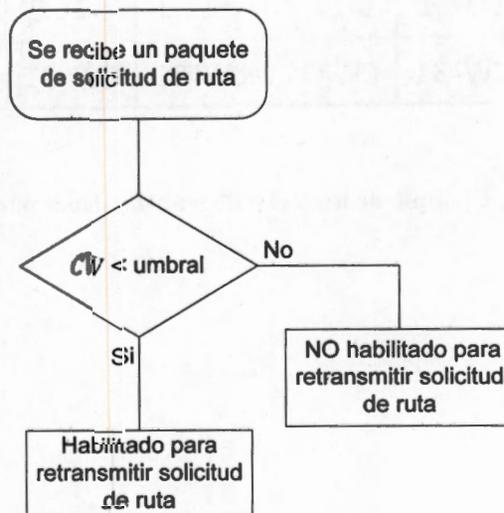


Figura 20. Comparación entre el umbral de decisión y el promedio exponencial

Descripción y evaluación del protocolo propuesto

Se han propuesto 4 diferentes umbrales de decisión en este trabajo (31, 33, 35 y 55) y se justificará su elección en la siguiente sección. Para explicar la forma de determinar si el nodo se encuentra habilitado o no para retransmitir el mensaje de solicitud de ruta se utilizará el historial de transmisiones que se analizó anteriormente en la figura 17, del cual se muestran las transmisiones 5 y 6 en la figura 21 para ilustrar el uso de los umbrales de decisión.

Supongamos que los nodos en la red se encuentran trabajando con un umbral de decisión de 55, y que un nodo cualquiera recibe un mensaje de solicitud de ruta, en ese momento el nodo tiene el historial de transmisiones que se muestra en la figura 21, en donde su última transmisión (transmisión 6 en $t=17.5$ s) utilizó un tamaño de ventana de $[0,127]$ y el resultado del promedio exponencial es de $\overline{CW} = 86.75$. Debido al promedio exponencial calculado en su última transmisión, el nodo no será capaz de retransmitir la solicitud de ruta que recibió. Sin embargo, si la solicitud de ruta hubiera llegado al nodo antes de su transmisión número 6, el promedio exponencial en ese momento era de $\overline{CW} = 46.51$ y por consiguiente el nodo hubiera estado habilitado para retransmitir el mensaje, siempre y cuando el canal esté libre y su BEB haya alcanzado el valor cero.

5	t=13.5	t=14.1	t=14.9	t=15.3	t=16.2	t=16.8	$\overline{CW} = 46.51$	
	CW=31	CW=31	CW=31	CW=31	CW=31	CW=63		
6	t=13.5	t=14.1	t=14.9	t=15.3	t=16.2	t=16.8	t=17.5	$\overline{CW} = 86.75$
	CW=31	CW=31	CW=31	CW=31	CW=31	CW=63	CW=127	

Figura 21. Ejemplo de historial de transmisiones para el uso de umbrales de decisión

3.3 Evaluación de desempeño

El protocolo de encaminamiento propuesto es del tipo reactivo. Es decir, se descubre la ruta que deben seguir los paquetes de información a la demanda. Para realizar la evaluación de desempeño se utilizó para el estudio de un caso el protocolo AODV (*ad hoc on demand distance vector*), el cual es uno de los protocolos más utilizados en redes ad hoc y es además del tipo reactivo. Sin embargo, la propuesta se puede utilizar con cualquier protocolo que utilice la técnica de inundación descrita anteriormente (sección 2.4.2) para diseminar información en una red.

3.3.1 Modelos de simulación

Para la validación de resultados se utilizó el software de simulación de eventos discretos OMNeT++ versión 4, el cual es de libre distribución y permite modelar redes en modo ad hoc utilizando todas las capas de protocolos. En el apéndice A se encuentra mayor información sobre este simulador.

Debido a que la propuesta aquí presentada está basada en el intercambio de información entre la capa de control de acceso al medio y la capa de red (diseño intercapa) se consideró importante que el modelo de simulación implementara toda la pila de protocolos, para que de esa forma se pudiera tener certeza acerca de los resultados obtenidos. El simulador OMNeT++ permite la implementar el modelo de simulación con este nivel de detalle. Cada uno de los nodos que se utilizaron en la simulación tuvo las mismas características que fueron:

- Capa de aplicación: Los paquetes se generaron en forma de ráfaga de acuerdo al modelo que se ilustra en la figura 22 y que se describe en detalle más adelante.
- Capa de transporte: Protocolo UDP.
- Capa de red: Protocolo AODV.
- Capa MAC: IEEE 802.11g.
- Capa Física: IEEE 802.11g.

Además de las características propias de los nodos, se utilizó el modelo de canal inalámbrico (propagación) Rayleigh.

Descripción y evaluación del protocolo propuesto

El escenario de simulación en donde se realizaron las pruebas fue de $(3000 \times 3000) \text{ m}^2$ en el cual se colocaron 100 nodos uniformemente distribuidos. Antes de comenzar la simulación, cada uno de los nodos eligió aleatoriamente a otro nodo para establecer una transmisión, la cual inició aleatoriamente en el intervalo de 0 a 300 segundos. La potencia de transmisión de cada nodo es de 2mW, lo cual implica que puede darse el caso de que algunos nodos queden desconectados de la red. Cada simulación duró 300 segundos.

La capa de aplicación generó paquetes de datos en forma de ráfaga, en donde la duración de la ráfaga se modeló con una variable aleatoria exponencial con valor medio de 10 s. Al finalizar una ráfaga de paquetes la aplicación esperó un tiempo aleatorio antes de volver a generar otra ráfaga. Este tiempo de espera se modeló con una variable exponencial con media de 10 s. Dentro de la ráfaga se generan paquetes de longitud fija (512 bytes). El tiempo entre generación de paquetes se controló a través de una variable aleatoria exponencial cuyo valor medio se ajustó entre una simulación y otra a fin de obtener diversas tasas entre 5 y 200 paquetes por segundo. La figura 22 muestra el modelo de estados para la generación de las ráfagas. En el estado activo se generan las ráfagas de paquetes y en el estado inactivo no se generan paquetes de datos. La figura 23 muestra un diagrama de tiempo en el que se ilustran las ráfagas de paquetes generados.

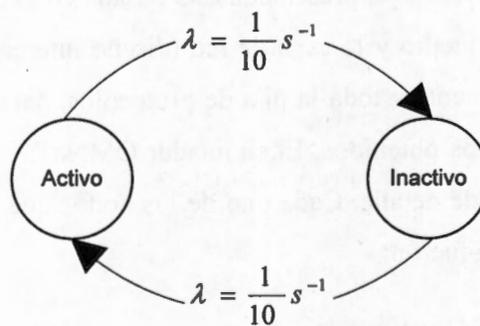


Figura 22. Modelo de dos estados para la generación de ráfagas.

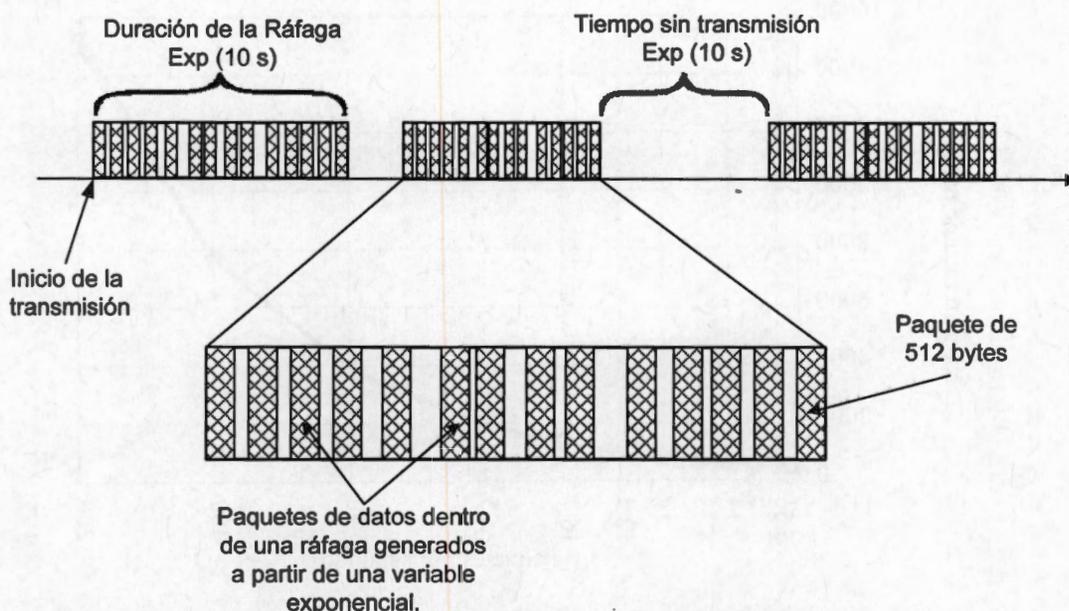


Figura 23. Generación de paquetes en forma de ráfaga desde la capa de aplicación.

3.3.2 Evaluación del protocolo a nivel de la capa de aplicación

En la capa de aplicación se generan los paquetes de información (datos) que un nodo debe transmitir a través de la red hacia algún otro nodo. Como se mencionó en la sección anterior, en la simulación se generaron paquetes en forma de ráfaga, dentro de las cuales se generaron paquetes a diferentes velocidades. Para evaluar el desempeño del protocolo se realizaron simulaciones cambiando la tasa de generación de paquetes en la capa de aplicación. También se realizó la simulación para cuatro diferentes umbrales de decisión (31, 33, 35 y 55) y para el protocolo AODV sin modificaciones. La gráfica de la figura 24 muestra el número promedio de paquetes generados en la capa de aplicación para una simulación de 300 segundos y con diferentes tasas de generación de paquetes. Evidentemente las curvas obtenidas son prácticamente las mismas para los diferentes casos considerados. Esto es debido a que las características del proceso de generación de paquetes no dependen de la manera en que operen los protocolos de capas inferiores. Sin embargo, estas curvas son útiles para evaluar el sistema al comparar contra el número de paquetes recibidos por la aplicación en el extremo receptor.

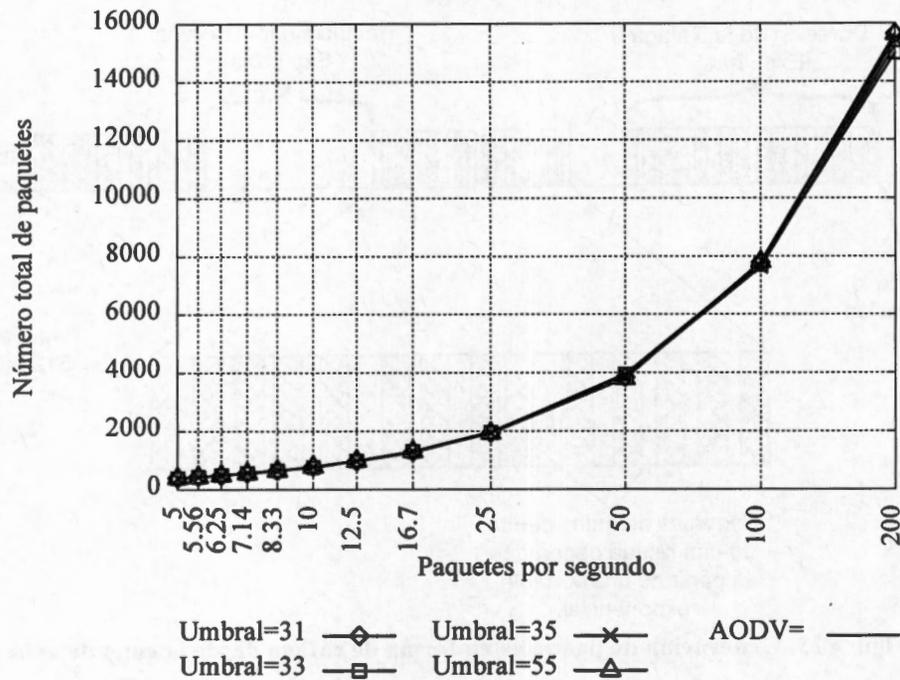


Figura 24. Paquetes generados en la capa de aplicación.

La figura 25 muestra la cantidad de paquetes recibidos por la capa de aplicación en el receptor. A diferencia de la gráfica para la generación de paquetes, en esta gráfica sí existe una diferencia en cada una de las curvas correspondientes a los diferentes umbrales. De las curvas mostradas en la gráfica de la figura 25 se pueden hacer las siguientes observaciones. La curva para el umbral 31 es la que muestra el menor número de paquetes recibidos. Esto es de esperarse, ya que para el umbral 31 la cantidad de nodos que son capaces de retransmitir paquetes de solicitud de ruta disminuye considerablemente. Por consiguiente, la probabilidad de que se establezcan rutas entre nodos disminuye, esto se ve directamente reflejado en la cantidad de paquetes recibidos. Este comportamiento sugiere que, a partir del umbral 31 y para umbrales más pequeños, la restricción en el envío de paquetes de solicitud de ruta provoca que no se alcance la cantidad de rutas suficientes para satisfacer las transmisiones de todos los nodos en la red. Por lo tanto, el reenvío de mensajes de solicitud de ruta por parte de nodos intermedios es insuficiente y provoca la pérdida de paquetes de datos. Asimismo, se puede ver que la curva correspondiente al umbral 55 es muy parecida a la curva para el protocolo AODV sin modificaciones.

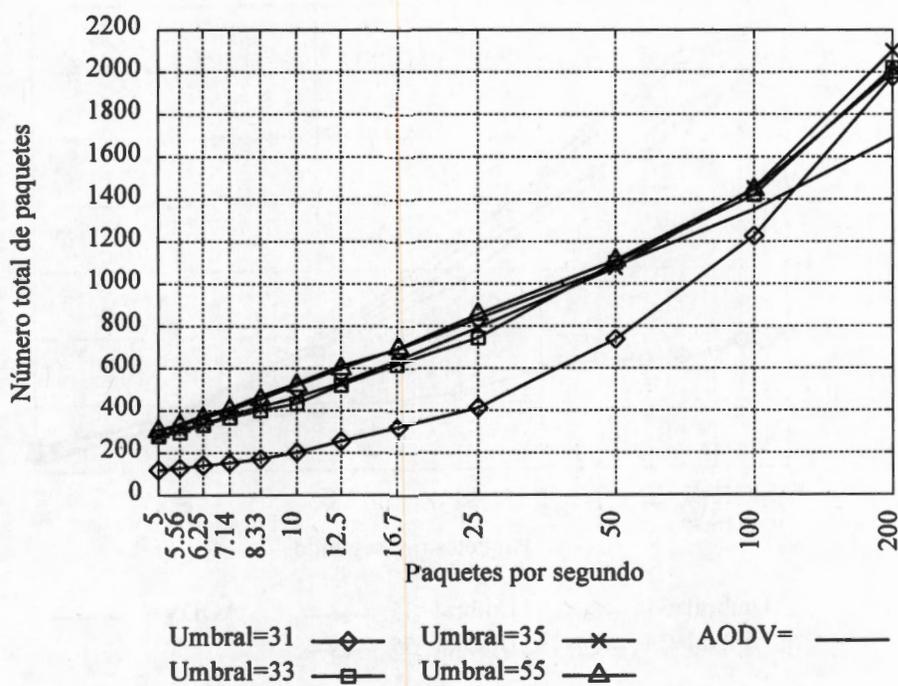


Figura 25. Paquetes recibidos en la capa de aplicación.

Observando las gráficas para los paquetes generados y los paquetes recibidos (figura 24 y figura 25) se puede ver que la cantidad de paquetes generados es bastante mayor a la cantidad de paquetes recibidos cuando la velocidad en la generación de paquetes es alta. De hecho, la curva de generación de paquetes sigue un comportamiento exponencial, en donde a partir de tasas de generación más altas que 16.7 paquetes/s las pérdidas son mayores al 50%. A fin de mostrar más claramente la relación entre las dos gráficas anteriores, en la gráfica de la figura 26 se muestra el porcentaje de efectividad en la transmisión de paquetes a nivel de la capa de aplicación. Esta medida de desempeño se define como el resultado de realizar el cociente de los paquetes recibidos entre los paquetes enviados que se mostraron anteriormente. Se puede ver que a partir de la tasa de generación de paquetes igual a 16.7 paquetes/s y para tasas más rápidas, la efectividad se encuentra por debajo del 50% y hasta llegar a una efectividad de aproximadamente el 15%. Para tasas de generación de paquetes inferiores a 16.7 paquetes por segundo la efectividad se encuentra por arriba del 50% obteniéndose incluso efectividades de casi el 80%.

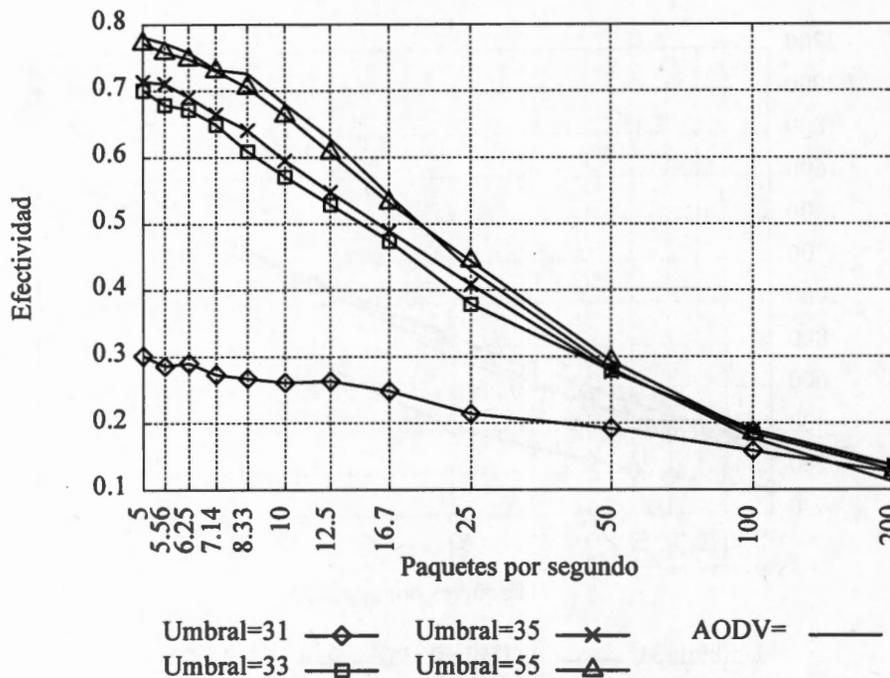


Figura 26. Efectividad en la transmisión de paquetes en la capa de aplicación.

3.3.3 Evaluación del protocolo a nivel de la capa de red

Una vez que los paquetes de datos han sido generados en la capa de aplicación y han pasado por la capa de transporte, éstos llegan a la capa de red, la cual debe tomar la decisión de por dónde enviar esos paquetes para que lleguen al nodo destino.

La principal medida de desempeño que se analizó al nivel de la capa de red fue la sobrecarga de señalización que se generó en el establecimiento de las rutas. Para este fin se contabilizaron todos los paquetes de señalización generados por todos los nodos al nivel de la capa de red. Vale la pena recordar que esencialmente se generan dos tipos de paquetes de señalización, el primero es el paquete de solicitud de ruta RREQ que se envía en forma de *broadcast* y es el principal contribuyente al número total de mensajes de señalización, el segundo es el paquete de acuse de ruta RREP.

En la figura 27 se muestra la gráfica correspondiente al número total de mensajes de solicitud de ruta generados para el establecimiento de rutas entre pares de nodos durante la simulación. Como se dijo

Descripción y evaluación del protocolo propuesto

anteriormente, los paquetes se contabilizaron cada vez que éstos fueron transmitidos por un nodo, incluyendo a los nodos intermedios. Se puede ver que el número de paquetes generados por el protocolo AODV sin modificaciones es significativamente mayor que los valores correspondientes a los obtenidos con diferentes umbrales del protocolo propuesto. Cualquiera de las curvas que representen el comportamiento del protocolo propuesto se encuentra por debajo de la curva del protocolo AODV, lo cual indica que se utilizó una menor cantidad de mensajes de señalización para el establecimiento de rutas con el uso de umbrales de decisión.

En la figura 28 se muestra la cantidad de mensajes de solicitud de ruta recibidos, y al igual que en el caso de la figura 27 se contabilizan todos los nodos que recibieron dicho mensaje incluyendo los nodos intermedios.

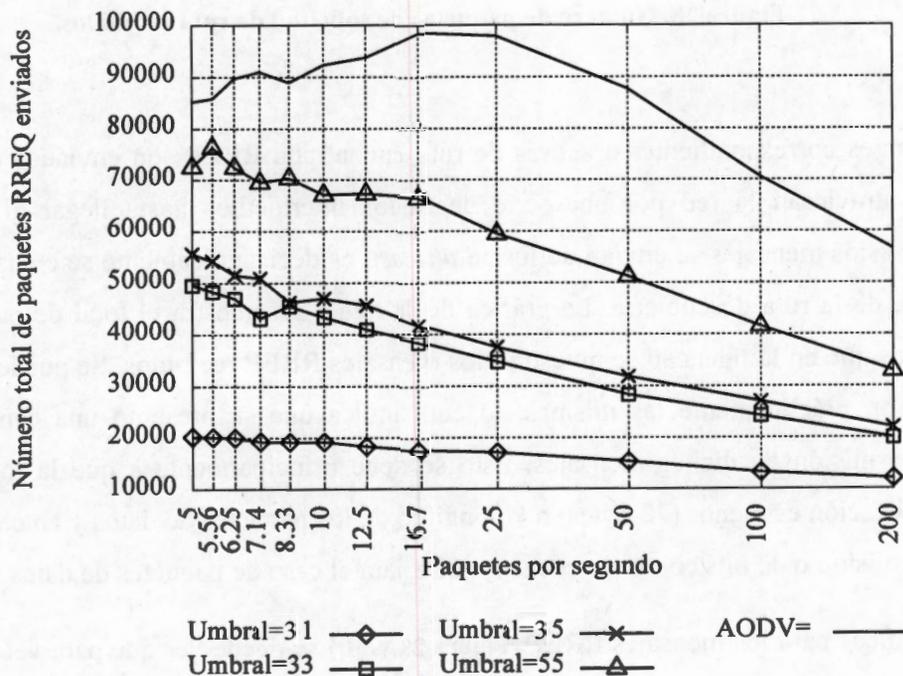


Figura 27. Número de paquetes de solicitud de ruta enviados.

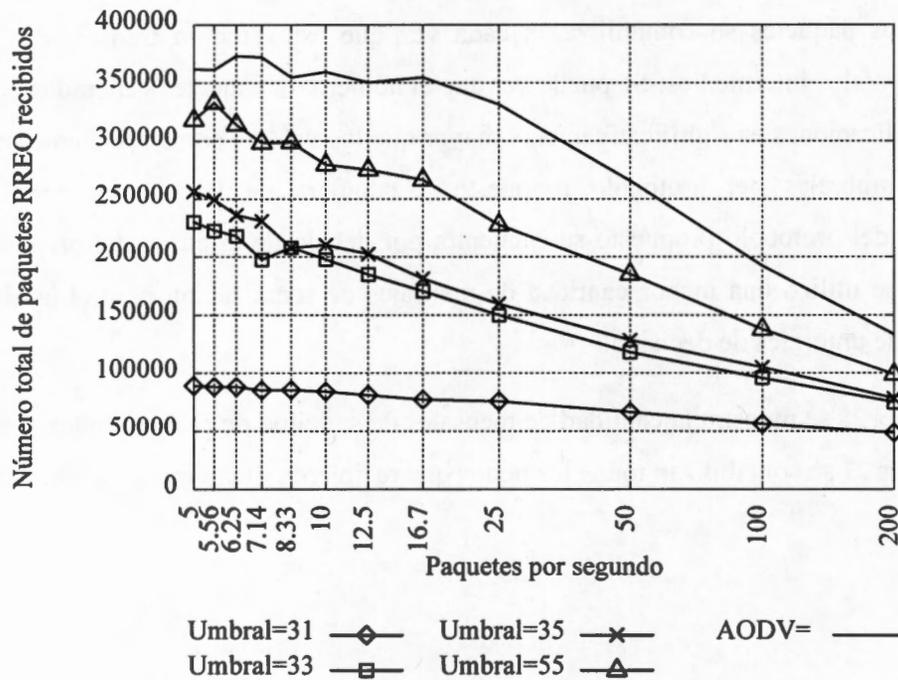


Figura 28. Número de paquetes de solicitud de ruta recibidos.

Los mensajes correspondientes a acuses de ruta encontrada RREP son enviados desde el nodo destino y éstos atraviesan la red por una serie de nodos intermedios hasta llegar al nodo fuente. Recordemos que éstos mensajes se envían de forma *unicast*, es decir, únicamente se envían a los nodos que forman parte de la ruta descubierta. La gráfica de la figura 29 muestra el total de paquetes RREP enviados, mientras que en la figura 30 se muestran los mensajes RREP recibidos. Se puede observar que ambas gráficas son prácticamente las mismas, lo cual indica que se presentó una cantidad mínima errores en la transmisión de dichos mensajes. Esto se debe principalmente a que la longitud de los paquetes de señalización es menor (20 bytes) a la longitud de los paquetes de datos y en consecuencia la probabilidad de colisión o de bits con error es menor que para el caso de paquetes de datos.

De las gráficas para los mensajes RREP (Figura 29 y 30) se puede ver que para velocidades altas de tráfico la cantidad de estos mensajes es pequeña. Esto se debe a que muchas de las solicitudes de ruta no se finalizan exitosamente debido a la gran cantidad de tráfico presente en la red. A medida que la cantidad de tráfico disminuye, la cantidad de mensajes RREP, tanto enviados como recibidos, aumenta indicando que se han encontrado un mayor número de rutas.

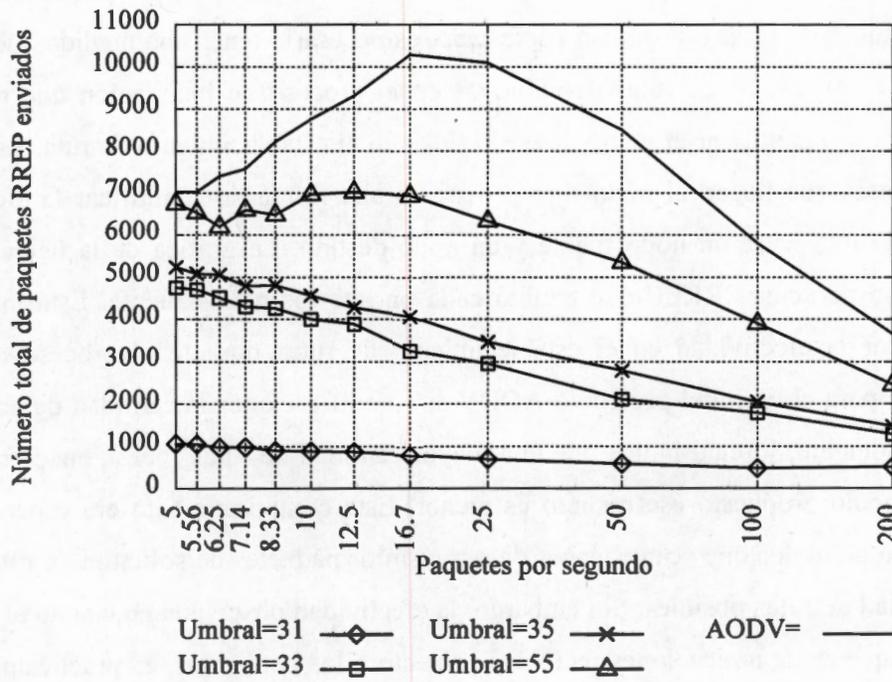


Figura 29. Paquetes RREP enviados.

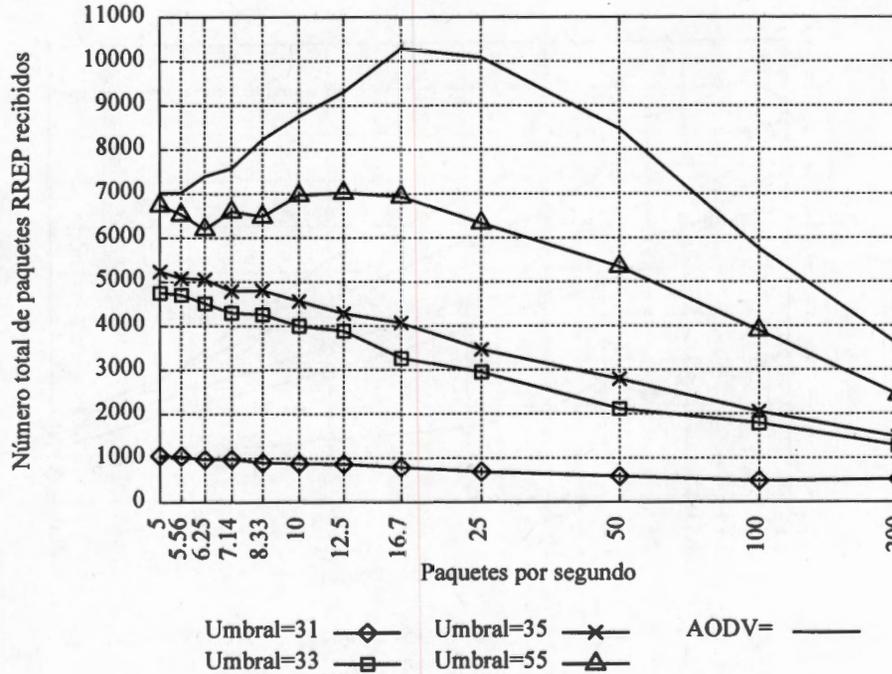


Figura 30. Paquetes RREP recibidos.

Descripción y evaluación del protocolo propuesto

A pesar de que la cantidad de mensajes RREP enviados y recibidos puede dar una idea del número de solicitudes de rutas que se han contestado, es necesario tener una medida que represente de forma cuantitativa el número de rutas descubiertas en el proceso de inundación que realiza el nodo fuente. Una forma de cuantificar el grado de efectividad en el establecimiento de rutas es determinando el número de acuses que llegan al nodo fuente. Esto es una forma de cuantificar la efectividad en el descubrimiento de ruta entre un nodo fuente y un nodo destino. La gráfica de la figura 31 muestra la cantidad promedio de acuses RREP que recibió cada uno de los nodos fuente. Esta información nos permite cuantificar la efectividad en el establecimiento de rutas durante el proceso de inundación. Podemos ver que para el caso del protocolo AODV sin modificaciones la cantidad de acuses RREP es mayor en todo momento, lo cual indica que una mayor cantidad de rutas fueron encontradas, mientras que para el protocolo propuesto ese número es menor. Este comportamiento era esperado, ya que al limitar la cantidad de nodos que sean capaces de retransmitir paquetes de solicitud de ruta RREQ se ve afectada la cantidad de rutas posibles. Sin embargo, la efectividad observada en cuanto al cociente entre la cantidad de paquetes de aplicaciones recibidos respecto a los generados, es prácticamente el mismo para los umbrales más altos. Además, como se muestra en las siguientes figuras el ahorro en la cantidad de mensajes de señalización se redujo considerablemente aplicando el protocolo propuesto.

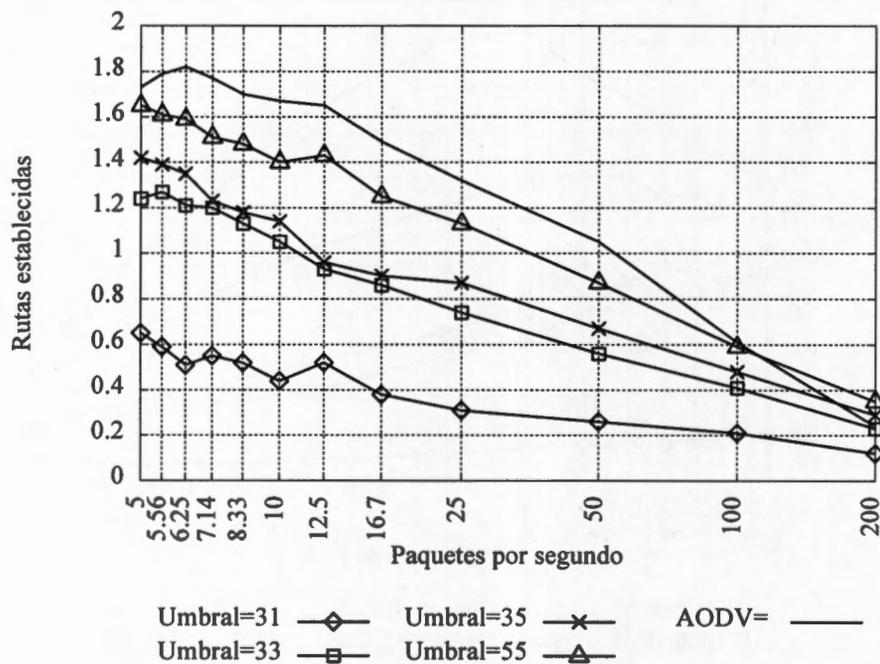


Figura 31. Promedio de rutas establecidas satisfactoriamente

La gráfica de la figura 32 muestra el total de mensajes de señalización correspondientes al protocolo de encaminamiento. Se puede ver que el protocolo propuesto disminuye significativamente la cantidad total de mensajes de señalización. Cabe mencionar que el principal contribuyente a la cantidad de mensajes de señalización son los mensajes de solicitud de ruta RREQ, ya que éstos inundan la red

La curva correspondiente al umbral 33 (figura 32) es la que muestra el menor número de mensajes de señalización transmitidos, sin embargo el uso de este umbral restringe en gran medida la cantidad de rutas establecidas, tal y como se puede ver en la gráfica de la figura 31.

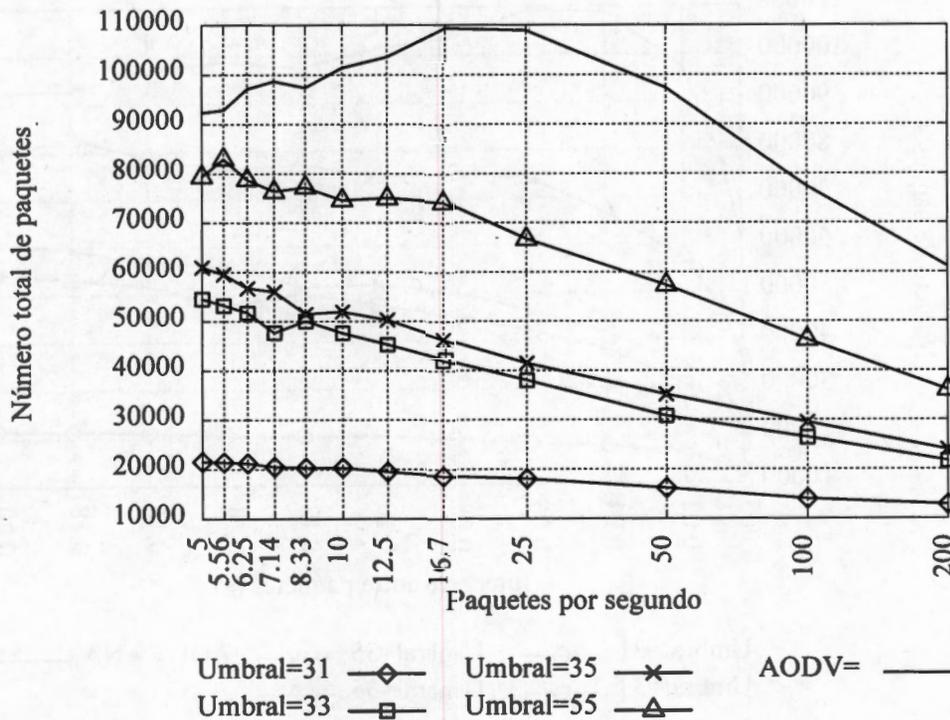


Figura 32. Número total de paquetes de señalización.

Descripción y evaluación del protocolo propuesto

La siguiente gráfica (figura 33) muestra el número total de paquetes de señalización, es la misma información que la gráfica anterior (figura 32). Sin embargo en ésta última es más fácil visualizar el comportamiento que sigue la cantidad de paquetes de señalización debido a que el eje X está distribuido de forma lineal y éste indica el intervalo que existe entre paquetes (inverso de paquetes por segundo). Se puede ver que para intervalos entre paquetes cortos (mayor cantidad de paquete por segundo) la cantidad de paquetes de señalización es menor que para intervalos más grandes, lo cual sugiere que la red está descartando paquetes en el *buffer* de la capa MAC. La curva correspondiente al protocolo AODV sin modificaciones muestra un máximo alrededor de punto 0.06 s, punto en el cuál la red alcanza a transmitir la mayor cantidad de paquetes de señalización.

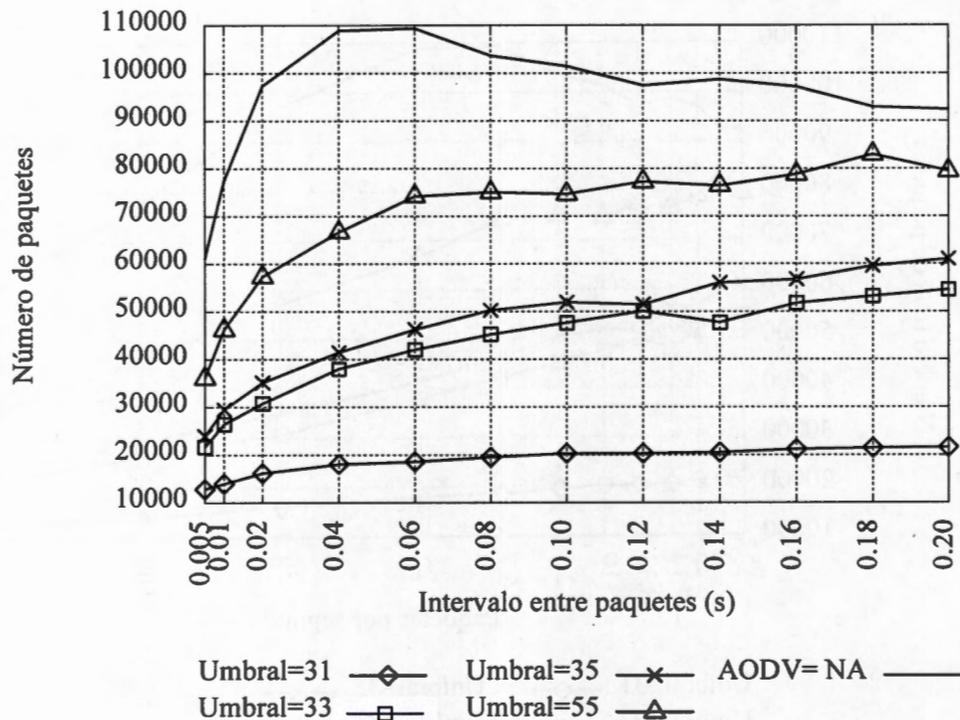


Figura 33. Número total de paquetes de señalización. Eje X lineal mostrando intervalo entre paquetes

3.3.4 Evaluación del protocolo a nivel de la capa MAC

Las características principales utilizadas en la capa MAC fueron las siguientes:

- Tamaño del *buffer*: 14 paquetes.
- Velocidad: 54 Mbps.
- Retransmisiones permitidas: 7
- Ventana de contienda: 31 – 1023.
- Tiempo de slot: 9 μ s.

Cuando los paquetes de datos o de señalización están listos para transmitirse éstos pasan a la capa de control de acceso al medio, la cual se encarga de programar su transmisión. Sin embargo, y como ya se ha dicho antes, las colisiones son un problema inherente a cualquier medio de transmisión compartido. Por tal motivo es importante evaluar el desempeño del protocolo propuesto en el número de colisiones que éste produce.

Las medidas de desempeño que se analizaron a nivel de la capa MAC fueron: cantidad de paquetes eliminados en el buffer, número de retransmisiones y número de colisiones.

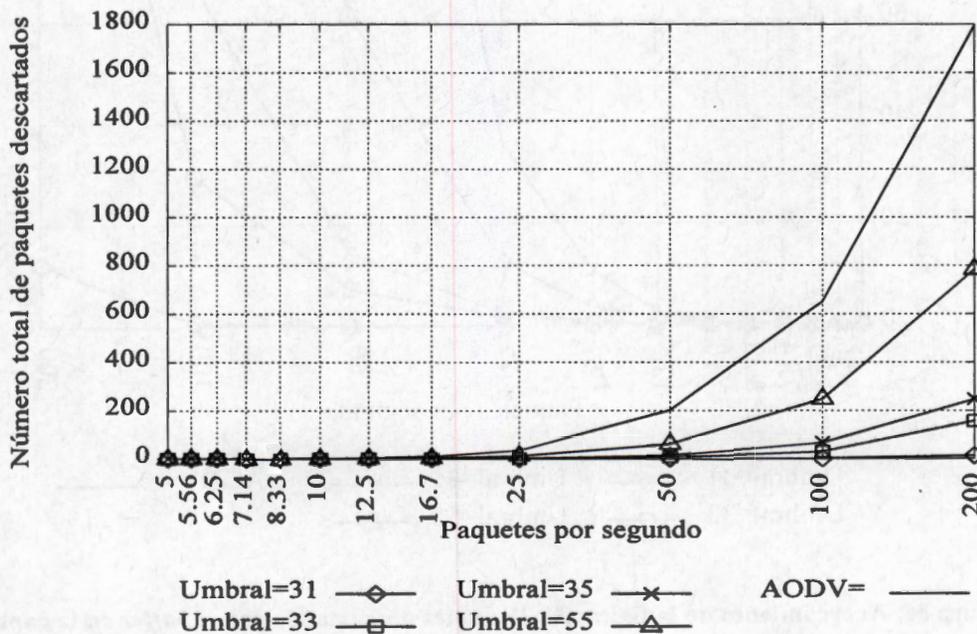


Figura 34. Paquetes descartados por el buffer de la capa MAC.

Descripción y evaluación del protocolo propuesto

En la figura 33 se muestra la gráfica correspondiente a los paquetes desechados por el buffer en la capa MAC. Estos paquetes son eliminados del buffer cuando éste ya no tiene espacio para almacenarnos. En las curvas mostradas se puede ver que el comportamiento es exponencial, y que para tasas de generación de paquetes muy altas, el número de paquetes desechados se incrementa significativamente.

La gráfica de la figura 34 muestra un acercamiento de la figura 33 con el fin de analizar con mayor detalle el punto en el que la tasa de generación de paquetes es tal que el buffer de la capa MAC comienza a desechar paquetes. Se puede ver que para el caso del protocolo AODV sin modificaciones la cantidad de paquetes desechados comienza a crecer rápidamente cuando la tasa de generación de paquetes es mayor a 16.7 paquetes por segundo, mientras que las curvas correspondientes al protocolo propuesto soportan una mayor velocidad de generación de paquetes antes de que el buffer comience a desechar paquetes.

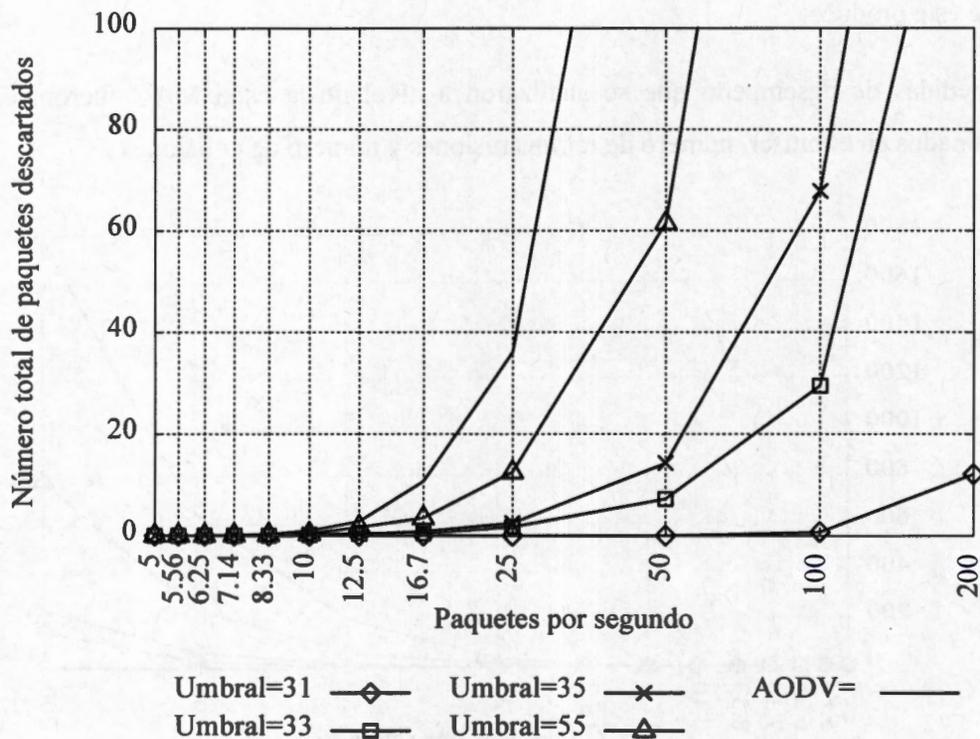


Figura 35. Acercamiento de la figura 31. Paquetes descartados por el *buffer* en la capa MAC.

Una ventaja significativa del protocolo propuesto sobre el protocolo AODV es en el número de colisiones que se generan. La gráfica de la figura 35 muestra claramente que el uso de cualquiera de los umbrales disminuye la cantidad de colisiones en la red. Por ejemplo, para la tasa de generación de paquetes más alta que se analizó (200 paquetes por segundo) se tiene que el protocolo AODV registró en promedio 140,000 colisiones, mientras que el protocolo propuesto registró 95,000, 50,000, 40,000 y 20,000 colisiones para los umbrales 55, 35, 33 y 31, respectivamente. Para el caso del umbral 35 la cantidad de colisiones que se presentan cuando se tiene la mayor cantidad de tráfico en la red es apenas el 35.7% que para la misma cantidad de tráfico con el protocolo AODV.

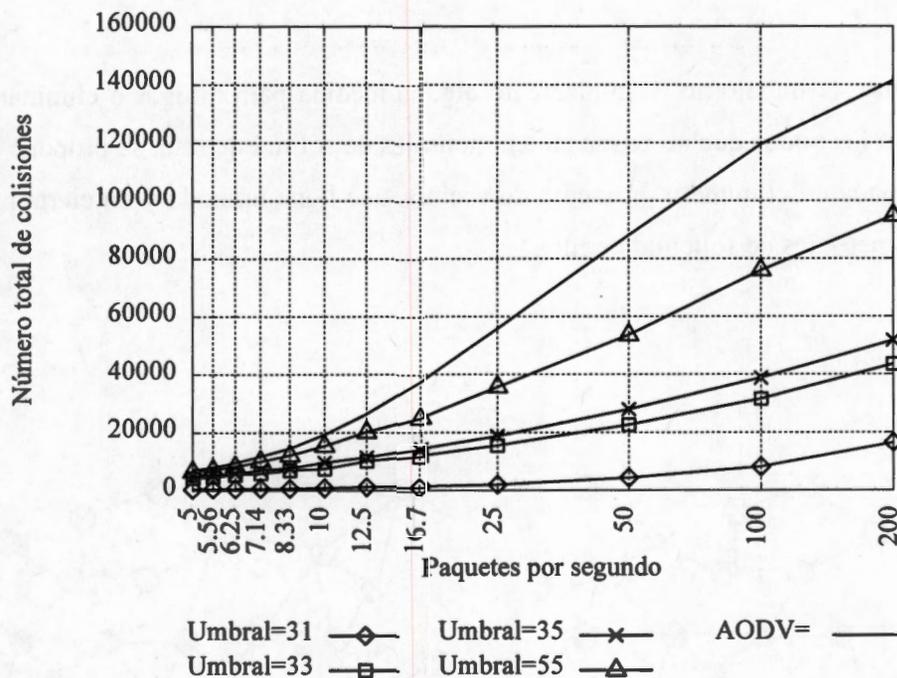


Figura 36. Número de colisiones promedio por nodo.

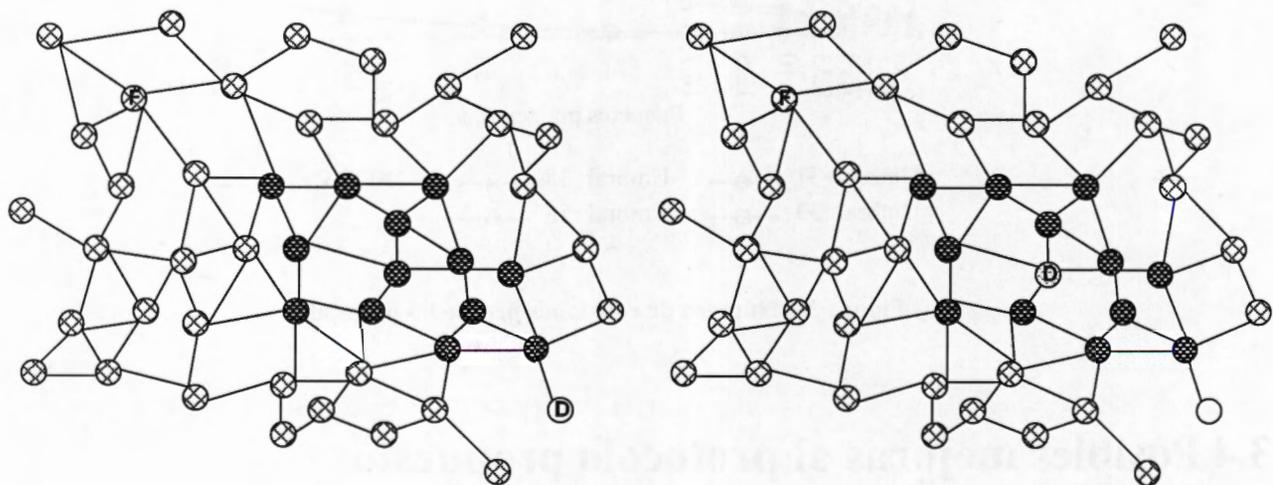
3.4 Posibles mejoras al protocolo propuesto

El algoritmo de inundación para la transmisión de un mensaje de solicitud de ruta es una técnica eficiente para garantizar que cada uno de los nodos pertenecientes a la red reciba dicho mensaje. De esta forma cualquier par de nodos pueden establecer una comunicación, siempre y cuando su rango de

Descripción y evaluación del protocolo propuesto

transmisión permita que éstos se encuentren conectados a la red. Sin embargo, la propuesta de protocolo aquí presentada limita la cantidad de nodos que son capaces de retransmitir un mensaje de solicitud de ruta. Esta situación permite que, bajo ciertas circunstancias de congestión en la red, exista la posibilidad de que un nodo que se encuentra conectado a la red, y con el cual se quiera establecer una transmisión, no reciba el mensaje de solicitud provocando una partición en la red. En la figura 36 se muestran dos circunstancias bajo las cuales no se podría establecer una conexión entre el nodo fuente F y el nodo destino D con el protocolo propuesto. Bajo estas circunstancias no se puede garantizar que todos los intentos de conexión serán exitosos, sin embargo, y como se mostró en la evaluación de desempeño, se pueden obtener buenos resultados con respecto al protocolo AODV en cuanto a la cantidad de rutas establecidas.

Aunque en este trabajo no se implementó alguna medida para mitigar o eliminar la pérdida de conexión debido a los nodos que no retransmiten mensajes de solicitud de ruta, se propone una solución a este problema basada en el número promedio de vecinos que tiene un nodo y en cierta probabilidad de retransmisión de mensajes de solicitud de ruta.



A) Un nodo destino D que se encuentra fuera de una zona de congestión

B) Un nodo destino D que se encuentra dentro de una zona de congestión

Figura 37. Situaciones en las que el mensaje de solicitud de ruta no llega al nodo destino.

Descripción y evaluación del protocolo propuesto

Como se mencionó antes, bajo ciertas circunstancias se puede dar el caso de que no se pueda establecer una ruta entre un par de nodos, aun cuando éstos tengan conectividad a nivel de capa dos (enlace de datos). Para resolver este problema se propone la siguiente solución.

Conociendo el área geográfica sobre la cual se distribuyen los nodos de la red y asumiendo que éstos se distribuyen de manera uniforme, se puede calcular la densidad de nodos, es decir, la cantidad de nodos por unidad de área. Con esta información se puede calcular el número de nodos que se encuentran en un área de cobertura. Cada uno de los nodos puede utilizar una probabilidad de transmisión p que determine si retransmitirá o no una solicitud de ruta. De este modo la retransmisión de una solicitud se puede modelar como un experimento de Bernoulli y entonces el número de retransmisiones en una región con N nodos obedece a una distribución binomial. El valor de p se puede calcular en función del valor esperado del número de retransmisiones que se desea obtener.

La probabilidad p se determina de la siguiente manera. Sea $(N - 1)$ el número promedio de vecinos que tiene un nodo dentro de su área de cobertura (totalizando N nodos en dicha área). Entonces, de acuerdo a la distribución binomial, el valor esperado del número de retransmisiones hacia el nodo dentro de esta zona está dado $X=(N - 1)p$. Despejando p se obtiene que $p=X/(N - 1)$. Así, por ejemplo, si se desea obtener en promedio una retransmisión $p=1/(N - 1)$.

Cuando un mensaje de solicitud de ruta llega a un nodo, éste debe verificar si su ventana de contienda promedio \overline{CW} es mayor o menor a un umbral. En caso de que sea menor, el nodo retransmitirá el mensaje de solicitud de ruta. Si la ventana de contienda promedio es mayor que el umbral deberá decidir aleatoriamente si retransmite o no el mensaje de solicitud de ruta. Se decide transmitir con una probabilidad p y se decide no transmitir con una probabilidad $(1 - p)$. En la figura 37 se muestra un diagrama de flujo ilustrando esta idea.

A manera de ejemplo, supongamos que en promedio un nodo **D** se encuentra rodeado de cinco vecinos, es decir, en promedio hay 6 nodos dentro de un área de cobertura. Los vecinos del nodo **D** tienen una ventana de contienda promedio mayor a un umbral. Se desea que el valor esperado del número de retransmisiones sea 1, entonces la probabilidad de retransmisión será $p=\frac{1}{5}$.

La manera de resolver o mitigar el problema de conectividad indicado en este trabajo puede tener más de una forma de solucionarlo, aquí se muestra sólo una manera de hacerlo.

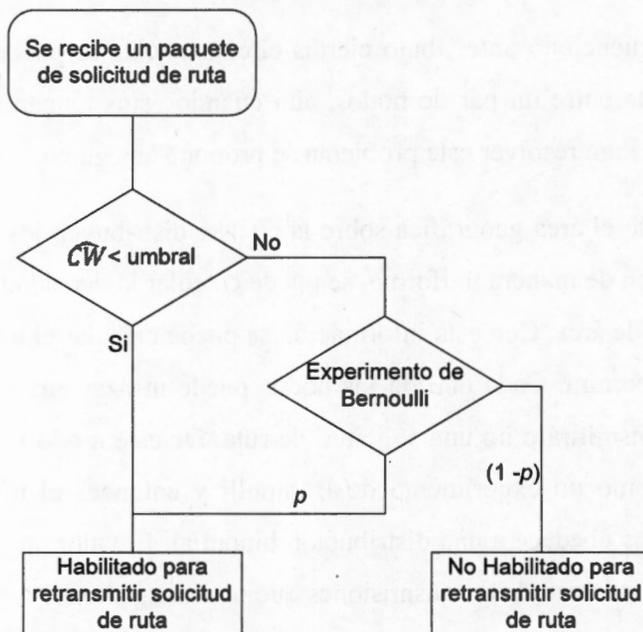


Figura 38. Una solución al problema de conectividad.

Conclusiones y sugerencias para trabajo futuro

Los protocolos de encaminamiento reactivos en redes ad hoc utilizan una gran cantidad de mensajes de señalización para establecer rutas debido a que éstas deben ser descubiertas en el momento en el que se requiere una transmisión. El protocolo propuesto en este trabajo utiliza un esquema de diseño intercapa para reducir la cantidad de mensajes de señalización en el proceso de descubrimiento de rutas, el cual se evaluó por medio de simulación de eventos discretos.

La utilización de diseño intercapa ha sido de gran ayuda en el desarrollo de nuevas propuestas de protocolos, no sólo para protocolos de encaminamiento sino también para protocolos que operan en las diferentes capas de los modelos de referencia. El diseño intercapa utilizado en este trabajo ha mostrado resultados satisfactorios y prueba que la interfaz de comunicación entre la capa de control de acceso al medio y el protocolo de encaminamiento es realmente útil.

Los resultados obtenidos en las pruebas de evaluación de desempeño muestran una clara mejora en el número de mensajes de señalización generados para el establecimiento de rutas entre pares de nodos. En lo que se refiere al número total de mensajes de señalización se puede observar una disminución de hasta el 60% en algunos casos dependiendo del umbral que se utilice.

Conclusiones y sugerencias para trabajo a futuro

En cuanto a la evaluación a nivel de la capa MAC los resultados de la simulación muestran que la propuesta presenta un mejor desempeño que el protocolo AODV en cuanto al menor número de colisiones generadas. Para cualquier intensidad de tráfico simulada, la cantidad de colisiones que se presentan en los diferentes umbrales correspondientes a la propuesta son menores a las correspondientes en el protocolo AODV.

En lo que se refiere a la capa de aplicación, la evaluación de la propuesta muestra aproximadamente los mismos resultados que el protocolo AODV en la efectividad obtenida en el envío-recepción de paquetes con excepción del uso del umbral más bajo (umbral 33). El desempeño de la propuesta con este umbral es muy pobre debido a que la gran mayoría de los nodos dentro de la red no se encuentran habilitados para retransmitir paquetes de solicitud de ruta y por consiguiente no se pueden establecer la cantidad de rutas necesarias para satisfacer las necesidades globales de transmisión.

De las observaciones antes mencionadas se puede concluir que el uso del protocolo propuesto ofrece mejoras significativas en la reducción del número de mensajes de señalización, ya que la selección de los nodos que sean capaces de retransmitir paquetes de solicitud de ruta se hace en función de la congestión que presente el nodo al momento de recibir dichos mensajes. Sin embargo, cuando se utilizan umbrales muy bajos, la efectividad en el establecimiento de rutas se ve afectada.

La propuesta de protocolo presentada en este trabajo evita que se generen rutas entre un nodo fuente y un nodo destino que atraviesen una zona con alto nivel de congestión. La ruta encontrada rodeará la zona de congestión, lo cual puede provocar una mayor cantidad de saltos hacia el nodo destino. Sin embargo, se evita elevar el nivel de congestión en estas zonas permitiendo así que se aprovechen más los recursos de la red.

El diseño y evaluación de esta propuesta ha generado algunas ideas sobre la mejora de éste y quizá de algunos otros protocolos de encaminamiento del tipo reactivo. Como sugerencias para trabajo futuro se puede mejorar el protocolo haciendo que el umbral de decisión se ajuste a los recursos que presenta la red en un momento determinado. Es decir, cada uno de los nodos determinaría su umbral de decisión y de esta forma se lograría que la red se adaptara a los cambios en el nivel de tráfico que se presente en todo momento, de esta forma se reduciría aún más la cantidad de mensajes de señalización.

Referencias

- Ahed, M. (2008). Bypass AODV: improving performance of ad hoc on-demand distance vector (AODV) routing protocol in wireless ad hoc networks. *ACM, Ambi-Sys '08 Proceedings of the 1st international conference on Ambient media and systems* .
- Bardwell, J. (2004). You believe what you understand what you think i said... The truth about 802.11 signal and noise metrics.
- Boppana, V. (1999). An Analysis of Routing Techniques for Mobile and Ad Hoc Networks. *Proceedings of International International Conference on High Performance Computing* , 239-245.
- Broch, J. (1998). A Performance Comparison of Multi-Hop Wireless Ad Hoc Network Routing Protocols. *IEEE/ACM MobiCom* , 85-97.
- Clausen, T. (2003). Optimized Link State Routing Protocol (OLSR). *IETF. RFC 3626* , 3626.
- Conti, M. (2004). Cross-Layering in Mobile Ad Hoc Network Design. *IEEE Xplore* , 37 (2).
- Douglas, S. (2003). Performance of Multihop Wireless Networks: Shortest Path is Not Enough. *ACM SIGCOMM* , 33 (1).
- Gaertner, G. (2004). Understanding Link Quality in 802.11 Mobile Ad Hoc Networks. *IEEE Xplore* , 8 (1).
- Geetam, S. (2009). AODV routing protocol with selective flooding. *IEEE International Conference of Soft Computing and Pattern Recognition* , 682-686.
- Johnson, D. (1996). Dynamic Source Routing in Ad Hoc Wireless Networks. *Mobile Computing* .
- Jurdak, R. (2007). *Wireless Ad Hoc and Sensor Networks, A Cross-Layer Design Perspective* (Vol. Ch 8). Springer Series on Signals and Communication Technology.

Referencias

- Keshav, S. (1997). *An engineering approach to computer networking: ATM networks, the Internet, and the telephone network*. Cornell Univ., Ithaca, NY: Addison-Wesley Longman Publishing Co., Inc.
- Leon-García, A. (2004). *Communication Networks, Fundamental Concepts and Key Architectures*. Toronto: McGraw Hill.
- Mahesh, K. (2005). *Routing in Mobile Ad Hoc Networks*. New York: SpringerLink.
- Malkin, G. (1994). RIP Version 2 Carrying Additional Information. *IETF. RFC 1723* .
- Perkins, C. (2003). Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing. *IETF. RFC 3561* .
- Qayyum, A. (2002). Multipoint Relaying for Flooding Broadcast Messages in Mobile Wireless Networks. *IEEE Proceedings of the 35th Annual Hawaii International Conference on System Sciences, 2002. HICSS.* .
- Sportack, M. A. (1999). *IP Routing Fundamentals*. Indianapolis.
- Srivastava, V. (2006). Cross-layer design: a survey and the road ahead. *IEEE Xplore* , 43 (12).
- Stallings, W. (2000). *Comunicaciones y redes de computadores*. Madrid: Pearson Educación, S.A.
- Std802.11™. (2007). IEEE Std 802.11™-2007. *Committee, IEEE Computer Societ. Sponsored by the LAN/MAN Standards*. New York: IEEE.
- Winter, R. (2005). CrossTalk: A Data Dissemination-based Crosslayer Architecture for Mobile Ad-hoc Networks. *Proceedings of ASWN* .
- Yuan, J. (2005). A cross-layer optimization framework for multicast in multi-hop wireless networks. 47-54.
- Zhou, B. (2005). A Cross-Layer Route Discovery Framework for Mobile Ad Hoc Networks. *EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking* , 645–660.
- Zimmermann, H. (1980). OSI Reference Model -The ISO Model of Architecture for Open Systems Interconnection . *IEEE Transactions on communications* , 425 - 432.

Lista de figuras

Figura 1. Modelo de referencia OSI, y modelo TCP/IP	9
Figura 2. Diagrama de tiempo para acceder al canal en IEEE 802.11. (Std802.11™, 2007).....	12
Figura 3. Incrementos de la ventana CW en IEEE 802.11. (Std802.11™, 2007).	13
Figura 4. Red inalámbrica con infraestructura.....	15
Figura 5. Red inalámbrica sin infraestructura (ad hoc).....	16
Figura 6. Arquitectura de una red de malla.....	17
Figura 7. Ejemplo de protocolo OLSR. Intercambio de información entre nodos.	23
Figura 8. Ejemplo del protocolo AODV en donde A desea transmitir hacia E. a) A envía RREQ a sus vecinos; b) C y D reenvían RREQ a sus vecinos y el nodo E es alcanzado; c) E envía RREP por la ruta descubierta hacia el nodo A	25
Figura 9. Formas de comunicación intercapa. A, B y C muestran la creación de nuevas interfaces; D, muestra la fusión entre capas y E Un diseño acoplado sin interfaces nuevas. (Srivastava, 2006).	28
Figura 10. Formas básicas de implementación intercapa. A) Comunicación directa entre capas; B) Plano de control; C) Nueva forma de organización. (Srivastava, 2006).....	29
Figura 11. Arquitectura Mobile-Man.....	30
Figura 12. Arquitectura Cross Talk	31
Figura 13. Canal de comunicación creado entre la capa MAC y capa de red	39
Figura 14. Utilización del canal de transmisión en los nodos.....	40
Figura 15. Estructura de datos para almacenar las muestras de la ventana de contienda.	42
Figura 16. Ejemplo: Historial de transmisiones en un nodo.	42
Figura 17. Ejemplo de cálculo para el promedio exponencial en un nodo.	43
Figura 18. Proceso de inundación sin restricciones.	45
Figura 19. Proceso de inundación con restricciones en los nodos que pueden retransmitir.	46
Figura 20. Comparación entre el umbral de decisión y el promedio exponencial.....	47
Figura 21. Ejemplo de historial de transmisiones para el uso de umbrales de decisión	48
Figura 22. Modelo de dos estados para la generación de ráfagas.	50
Figura 23. Generación de paquetes en forma de ráfaga desde la capa de aplicación.	51
Figura 24. Paquetes generados en la capa de aplicación.	52

Lista de figuras

Figura 25. Paquetes recibidos en la capa de aplicación.	53
Figura 26. Efectividad en la transmisión de paquetes en la capa de aplicación.	54
Figura 27. Número de paquetes de solicitud de ruta enviados.	55
Figura 28. Número de paquetes de solicitud de ruta recibidos.	56
Figura 29. Paquetes RREP enviados.	57
Figura 30. Paquetes RREP recibidos.	57
Figura 31. Promedio de rutas establecidas satisfactoriamente.	58
Figura 32. Número total de paquetes de señalización.	59
Figura 33. Paquetes descartados por el buffer de la capa MAC.	61
Figura 34. Acercamiento de la figura 31. Paquetes descartados por el <i>buffer</i> en la capa MAC.	62
Figura 35. Número de colisiones promedio por nodo.	63
Figura 36. Situaciones en las que el mensaje de solicitud de ruta no llega al nodo destino.	64
Figura 37. Una solución al problema de conectividad.	66

Apéndice A: Simulador de eventos discretos OMNeT++

OMNeT++ es un simulador de eventos discretos, su principal área de aplicación es en redes de comunicaciones, pero debido a la flexibilidad en su arquitectura es utilizado en otras áreas del conocimiento como son sistemas complejos en tecnologías de la información, en el modelado de sistemas de encolamiento e incluso arquitecturas de hardware.

OMNeT++ tiene una estructura modular que permite que se pueda utilizar para simular sistemas en donde se requiera el uso de eventos discretos. Un modelo de simulación se construye a partir de módulos simples que se programan en lenguaje C++ y que utilizan las librerías del propio simulador, cada uno de los módulos se puede unir con otro módulo mediante el uso de compuertas. La unión entre módulos se denomina módulos compuestos.

La comunicación entre módulos se hace por paso de mensajes, estos mensajes pueden contener cualquier estructura de datos, a menudo se utilizan estos mensajes para modelar paquetes o datagramas que se envía entre nodos en una red de computadoras.

El simulador OMNeT++ permite ejecutar simulaciones en un ambiente gráfico en donde se observa el proceso de la simulación de forma animada, también se puede ejecutar una o más simulaciones desde la línea de comandos en donde se optimiza el tiempo requerido para procesar la simulación. Una característica importante que ofrece OMNeT++ es la posibilidad de ejecutar simulaciones distribuidas en paralelo utilizando MPI.

Existen algunos proyectos paralelos a OMNeT++ que ofrecen librerías y modelos de prueba para fines específicos, a continuación se listan algunos de los proyectos más populares:

- INET Framework (Protocolos LAN e Internet).
- INETMANET (redes móviles y ad hoc).

- Oversim (redes peer-to-peer).
- xMIPv6 (IP mobil v6).
- ReaSE (simulaciones realísticas de internet).
- Castalia (Redes de sensores).

OMNeT++ puede ser instalado en diferentes plataformas como Linux, MAC OS-X y Windows. OMNeT++ es un software de libre distribución para fines académicos y fue desarrollado en el departamento de telecomunicaciones de la universidad técnica de Budapest por András Varga.