

CENTRO DE INVESTIGACIÓN CIENTÍFICA Y DE  
EDUCACIÓN SUPERIOR DE ENSENADA



DIVISIÓN DE FÍSICA APLICADA

DEPARTAMENTO DE ELECTRÓNICA Y TELECOMUNICACIONES

INTRODUCCIÓN DE DIFERENCIACIÓN DE SERVICIOS EN EL  
PROTOCOLO DE ACCESO AL MEDIO DE REDES LOCALES  
INALÁMBRICAS DEL TIPO IEEE 802.11

TESIS

Que para cubrir parcialmente los requisitos necesarios para obtener el grado  
de MAESTRO EN CIENCIAS presenta:

**MYRIAM MEZA MÚGICA**

Ensenada, Baja California, México. Agosto de 2003.

TESIS DEFENDIDA POR  
**MYRIAM MEZA MÚGICA**  
Y APROBADA POR EL SIGUIENTE COMITÉ

---

Dr. José Rosario Gallardo López

*Director del Comité*

---

Dr. Jaime Sánchez García

*Miembro del Comité*

---

M.C. Raúl Tamayo Fernández

*Miembro del Comité*

---

Dr. Carlos Alberto Brizuela Rodríguez

*Miembro del Comité*

---

Dr. José Rosario Gallardo López

*Jefe del Departamento de  
Electrónica y Telecomunicaciones*

---

Dr. José Luis Delgado Argote

*Director de estudios de Posgrado*

Agosto 2003

## **DEDICATORIA**

A mis padres quienes siempre me han apoyado y animado a seguir adelante en mi vida, ellos son quienes me impulsan a tratar de ser mejor.

A mis hermanos a quienes quiero con todo mi corazón y que aunque no estemos siempre juntos sabemos que nos tenemos para todo.

A mis abuelos que siempre están en mi pensamiento y mi corazón, y que, además, desearon poder estar conmigo en todas las etapas importantes de mi vida. Abuelita sé que desde donde estés siempre me ves y me cuidas.

## **AGRADECIMIENTOS**

A mi hermana Katty que durante todo el tiempo que he estado fuera de mi casa me ha apoyado en todos los aspectos, gracias por estar ahí siempre, te quiero mucho.

A mi novio Temo Castro por su paciencia conmigo, apoyo incondicional y sobretodo por el amor. Que bueno que por fin te conocí, te amo.

A mi director de tesis Dr. José Rosario Gallardo una persona a la que admiro tanto en el aspecto profesional como en el personal y que realmente me ayudó mucho para que pudiera llevar a cabo este trabajo de tesis.

Al Dr. Jaime Sánchez quien además de ofrecerme su ayuda como profesor y critica como miembro de mi comité, me ofreció algo más valioso: su amistad.

A los miembros de mi comité de tesis: M.C. Raúl Tamayo y Dr. Carlos Brizuela, quienes con sus atinados comentarios y criticas contribuyeron mucho para que mi trabajo fuera finalizado de la mejor manera posible.

A mis amigos de la maestría: Miguel Chávez, Karina Raya, Adriana Ortega, Zeus de Valle, Luis Solís, Ramón Muraoka, y José Luis Martínez, por las reuniones donde convivimos y por la ayuda en los cursos que llevamos.

A las secretarias del departamento y de la división que siempre me atendieron con una sonrisa y que me ofrecieron su ayuda para cualquier trámite: Rosy, Laura, Marisela y Rosario. Aurora gracias por tu amistad.

A los demás compañeros y amigos: Milka, Urania, Paúl, Mario, Carlos, Canek, Julio, César, Miguel, Ángel, Juan Carlos y Adrian.

A mi super amiga Elisa, qué hubiera sido de mí sin esos días de platicamos tanto y contamos nuestras penas. Me hiciste más fácil el estar lejos de casa y de los míos, te quiero mucho.

Al CICESE por las facilidades que me dieron para que pudiera iniciar y terminar este gran paso en mi vida.

Al CONACYT por su apoyo económico para que pudiera realizar mis estudios durante dos años.

Resumen de la tesis de **Myriam Meza Múgica**, presentada como requisito parcial para la obtención del grado de **MAESTRO EN CIENCIAS** en **ELECTRÓNICA Y TELECOMUNICACIONES**. Ensenada, Baja California, México. Agosto 2003.

## **INTRODUCCIÓN DE DIFERENCIACIÓN DE SERVICIOS EN EL PROTOCOLO DE ACCESO AL MEDIO DE REDES LOCALES INALÁMBRICAS DEL TIPO IEEE 802.11**

Resumen aprobado por:

---

Dr. José Rosario Gallardo López  
Director del comité de tesis

Existen dos componentes principales cuando se trata de ofrecer garantías de calidad de servicio (QoS, por sus siglas en inglés) en redes de telecomunicaciones: diferenciación de servicios y mecanismos de control de admisión.

El objetivo principal de este trabajo es introducir disciplinas de calendarización de paquetes en el nivel de la capa MAC del estándar de redes inalámbricas IEEE 802.11, para lograr de una manera efectiva una diferenciación de servicios en el segmento inalámbrico, que será esencial si dichas redes pretenden ofrecer diferentes servicios, con diversos requerimientos de QoS. El mecanismo de control de admisión a ser utilizado en WLANs está fuera del alcance de este proyecto.

Ya hay trabajo realizado en relación con este tema pero, en la opinión de los autores, hay todavía algo que falta: en algunos casos la diferenciación es local (dentro del AP o dentro de una estación móvil), o es llevada a cabo solamente en la capa IP, o las decisiones son tomadas con información incompleta, etc. En este trabajo nosotros proponemos y analizamos cuatro mecanismos en los cuales el AP y las estaciones cooperan para lograr una diferenciación de servicios en el nivel de la capa MAC.

Los mecanismos de calendarización de paquetes considerados en este trabajo son los siguientes:

- Deficit Weighted Round Robin (DWRR)
- Weighted Fair Queueing (WFQ)
- Priority-based Weighted Fair Queueing (PWFQ)
- Priority Queueing (PQ)

Estos mecanismos son utilizados para asignar, como mínimo, una porción predefinida del ancho de banda disponible para cada estación registrada, que está determinado por su peso correspondiente.

Es importante mencionar que nuestro objetivo fue mejorar el protocolo MAC IEEE 802.11 original con el fin de incorporar diferenciación de servicios, pero estos mecanismos de calendarización de paquetes pueden ser incorporados todavía más fácilmente a la nueva versión IEEE 802.11e. Para realizar esto puede usarse lo que se conoce como *contienda controlada* cuyo objetivo es precisamente el intercambio de información entre las estaciones y el HC para cooperar en una asignación eficiente y justa del ancho de banda disponible.

Para estimar las ventajas de nuestras propuestas, comparamos el desempeño de PCF solo con el PCF combinado con los mecanismos de calendarización citados anteriormente. Estos resultados son obtenidos a través de simulaciones utilizando OPNET como nuestra plataforma de simulación.

Palabras claves: WLANs, IEEE 802.11, PCF, QoS, packet scheduling mechanisms, WFQ, PWFQ, PQ, DWRR.

**ABSTRACT** of the thesis of Myriam Meza Múgica, presented as a partial requirement to obtain the degree **MASTER OF SCIENCE in ELECTRONICS AND TELECOMMUNICATIONS**. Ensenada, Baja California, México. August 2003.

### **INTRODUCTION OF SERVICE DIFFERENTIATION IN THE MEDIUM ACCESS CONTROL PROTOCOL OF IEEE 802.11 WIRELESS LOCAL AREA NETWORKS**

There are two main ingredients when it comes to offering quality of service (QoS) guarantees in telecommunications networks: service differentiation and admission control mechanisms.

The main goal of this work is to introduce packet scheduling disciplines at the MAC level of IEEE 802.11 WLANs to effectively achieve service differentiation in the wireless segment, which will be essential if multiple services, with diverse QoS requirements, are to be offered in such networks. The specific admission control mechanism to be used in WLANs is out of the scope of this project.

Some work has been done in this direction but, in the authors' opinion, there is still something missing: in some cases the differentiation is local (within the AP or within a mobile station), or it is performed at the IP layer only, or the decisions are made with incomplete information, etc. In this work we propose and analyze four mechanisms in which the AP and the mobiles cooperate to achieve service differentiation at the MAC level.

The packet-scheduling mechanisms considered in this work are the following:

- Deficit Weighted Round Robin (DWRR)
- Weighted Fair Queueing (WFQ)
- Priority-based Weighted Fair Queueing (PWFQ)
- Priority Queueing (PQ)

These mechanisms are used to allocate, as a minimum, a predefined portion of the available bandwidth for each registered station, which is determined by its corresponding weight.

It is important to mention that our goal was to enhance the original IEEE 802.11 MAC protocol in order to incorporate service differentiation, but these packet scheduling mechanisms can even more easily be incorporated to the new version IEEE 802.11e. To do that, the *controlled contention* feature can be used to exchange information between the stations and the HC to cooperate in the efficient and fair allocation of the available bandwidth.

To assess the advantages of our proposals, we compare the performance of PCF alone to that of PCF when it is combined with the packet-scheduling mechanisms

described above. These results are obtained through simulation using OPNET as our platform.

Keywords: WLANs, IEEE 802.11, PCF, QoS, packet scheduling mechanisms, WFQ, PWFQ, PQ, DWRR.



## CONTENIDO

	<b>Página</b>
<b>Capítulo I Introducción</b>	<b>1</b>
I.1. Antecedentes	1
I.2. Planteamiento del problema	1
I.3. Objetivos	3
I.4. Infraestructura	3
I.5. Trabajos previos	4
I.6. Organización de la tesis	8
<b>Capítulo II Redes Inalámbricas del tipo 802.11</b>	<b>10</b>
II.1. Introducción	10
II.1.1. Nomenclatura y Diseño	10
II.1.2. Tipos de Redes	11
II.1.3. Sistema de Distribución	14
II.1.4. Servicios de Red	15
II.2 Protocolo MAC de 802.11	18
II.2.1. Funcionamiento del MAC	18
II.2.2. Protocolo de intercambio de trama MAC	20
II.2.3. Negociando con el medio	20
II.2.4. El problema del nodo oculto	21
II.2.5. Espacios Intertrama	24
II.2.6. Mecanismos de Acceso	26
II.2.6.1. DCF Acceso basado en contienda	26
II.2.6.2. PCF Servicio libre de contienda	30
II.2.7. Fragmentación y Reensamblado	33
II.3. Protocolo MAC de 802.11e	35
<b>Capítulo III Mecanismos de calendarización de paquetes</b>	<b>38</b>
III.1. Introducción	38
III.1.1. Priority Queueing (PQ)	39
III.1.2. Weighted Fair Queueing (WFQ)	40
III.1.3. Priority-based WFQ (PWFQ)	45
III.1.4. Deficit Weighted Round Robin (DWRR)	47
<b>Capítulo IV Implementación de los mecanismos de calendarización en el modelo de IEEE 802.11</b>	<b>52</b>
IV.1. Introducción	52
IV.2. Modelo IEEE 802.11 original	56
IV.2.1. Modelo de Red	57
IV.2.2. Modelo de Nodos	58
IV.2.3. Modelo de Procesos	59

## CONTENIDO (CONTINUACIÓN)

IV.3. Modelo WFQ propuesto	68
IV.4. Modelo PWFQ propuesto	77
IV.5. Modelo PQ propuesto	81
IV.6. Modelo DWRR propuesto	81
Capítulo V Simulación y Resultados	86
V.1. Simulación	86
V.1.1. Parámetros de simulación	87
V.1.2. Parámetros de desempeño	92
V.1.3. Resultados de las simulaciones	93
V.1.3.1. Modelo original	93
V.1.3.2. Modelo DWRR	97
V.1.3.3. Modelo WFQ	99
V.1.3.4. Modelo PWFQ	102
V.1.3.5. Modelo PQ	106
V.1.4. Comparación de resultados	108
Capítulo VI Conclusiones	113
VI.1. Conclusiones	113
VI.1. Trabajos Futuros	114
Referencias	116
Apendice A Modelos de tráfico	119
A.1. Introducción	119
A.2. Modelo para la fuente de voz	119
A.3. Modelo para la fuente de video	122
A.4. Modelo para la fuente de datos (WWW)	123

## LISTA DE FIGURAS

Figura	Página
1.- Componentes de las redes 802.11	11
2.- BSS independiente	12
3.- BSS de Infraestructura	13
4.- Conjunto de servicio extendido	14
5.- Sistema de Distribución	15
6.- Funciones de coordinación de la MAC	19
7.- Los nodos 1 y 3 son ocultos	21
8.- RTS/CTS	23
9.- Espacios intertrama	26
10.-Uso del NAV para el sensado virtual	29
11.-CFP y CP	30
12.-Utilizando el PCF	31
13.-Ráfaga de fragmentos	34
14.-Encolamiento por prioridad (PQ)	39
15.-Modelo de fluido y modelo de paquetes	41
16.-WFQ Servicio de acuerdo al tiempo virtual de salida	45
17.-Clasificador de paquetes y WRR	49
18.-DWRR	51
19.-Dominio de red del modelo original de IEEE 802.11	58
20.-Dominio de nodos del modelo original	59
21.-Modelo de Procesos de la subcapa MAC del estándar IEEE 802.11	60
22.-Envío de beacon a las estaciones en la BSS	64
23.-Encuestado del AP	66
24.-Envío de encuesta y trama como carga a cuevas	67
25.-Lista de encuesta del AP en WFQ	70
26.-Ejemplo del envío de la lista de paquetes pendientes	71
27.-Lista de encuesta y lista de tamaños de paquetes	73
28.-Encuesta cíclica	74
29.-Reenvío de trama inmediato en WFQ	76
30.-Traslape de CFP	77
31.-Lista de encuesta del AP en PWFQ	79
32.-Ventana deslizante	81
33.-Lista de encuesta en modelo DWRR	83
34.-Transmisiones entre las estaciones de la BSS	87
35.-Gráfica de retardo promedio	94
36.-Gráfica de caudal eficaz	96
37.-Gráfica de retardo promedio del modelo DWRR	97
38.- Gráfica de retardo promedio del modelo WFQ.	100
39.-Gráfica del número promedio de paquetes informados de WFQ	102

**LISTA DE FIGURAS (CONTINUACIÓN)**

40.-Gráfica de retardo del modelo PWFQ	103
41.-Gráfica del número de paquetes informados de PWFQ	105
42.-Gráfica de retardo del modelo PQ	106
43.-Gráfica de comparación de retardo promedio	108
44.-Comparación de retardo promedio con más estaciones de voz.	110
45.-Gráfica de comparación de <i>jitter</i>	111
46.-Gráfica de comparación de <i>jitter</i> de las estaciones de tiempo real	112
47.-Diagrama de transición de estados para el modelo ON-OFF	121
48.-Modelo ON-OFF utilizado para Fuentes WWW	125

## LISTA DE TABLAS

<b>Tabla</b>	<b>Página</b>
I. Lista de Funciones del programa Original	62
II. Niveles de prioridad	78
III. Parámetros de la WLAN	88
IV. Parámetros para la fuente de Voz	90
V. Parámetros para la fuente de WWW	90
VI. Parámetros para la fuente de video	91
VII. Valores de <i>Quantums</i> y de Peso para las estaciones en la BSS	91
VIII. Retardo promedio y <i>Jitter</i> de modelo original	95
IX. Retardo promedio y <i>Jitter</i> de DWRR	98
X. Retardo promedio y <i>Jitter</i> de WFQ	101
XI. Retardo promedio y <i>Jitter</i> de PWFQ	104
XII. Retardo promedio y <i>Jitter</i> de PQ	107
XIII. Modelos estadísticos utilizados en la fuente WWW	126

## CAPÍTULO I

---

### INTRODUCCIÓN

#### I.1 ANTECEDENTES

La característica dominante de las redes inalámbricas de la cuarta generación (4G) es que deben proporcionar servicios multimedia de banda ancha. Para poder proporcionar garantías de calidad de servicio a fuentes heterogéneas de tráfico, los sistemas 4G deben tener la capacidad de distinguir entre los diversos tipos de tráfico y de dar ya sea una prioridad más alta a aquellas conexiones con requerimientos más estrictos de calidad de servicio, o por lo menos inmunidad con respecto al comportamiento de las otras conexiones. Por otro lado, las redes 4G deben ser completamente compatibles con la Internet, pero la Internet misma se está desarrollando a pasos agigantados con el objeto de ofrecer servicios multimedia con garantías de calidad del servicio. Las principales propuestas en este sentido hechas por la IETF (*Internet Engineering Task Force*) son los Servicios Integrados (*IntServ*) y los Servicios Diferenciados (*DiffServ*), junto con todas las tecnologías y protocolos de soporte.

#### I.2 PLANTEAMIENTO DEL PROBLEMA

Los mecanismos de diferenciación de servicios anteriormente mencionados se llevan a cabo en la capa 3, por lo tanto, no podrían funcionar en redes inalámbricas si las terminales móviles no pueden recibir un trato diferenciado a la hora de competir por el acceso al uso

del canal de comunicación, que se realiza en el nivel de la capa 2, específicamente en la subcapa de control de acceso al medio (MAC).

El protocolo MAC de la norma IEEE 802.11 incluye, entre otros, un mecanismo para repartir el uso del canal inalámbrico que pretende ser capaz de ofrecer garantías de calidad de servicio a aplicaciones de tiempo real. Este mecanismo, conocido como Función de Coordinación Puntual (PCF por sus siglas en Inglés), funciona en base a la realización de encuestas cíclicas (*round-robin*) por la estación que regula la asignación del canal a las diferentes terminales móviles que se encuentran registradas para el uso de este servicio. El hecho de que las encuestas se realicen de manera cíclica implica que no se hace diferenciación alguna entre terminales móviles que tengan diferentes necesidades de ancho de banda o de retardos máximos de sus paquetes. El protocolo de acceso al medio en cuestión, además, puede garantizar la transmisión de un paquete de cada terminal móvil en cada trama, lo que impone un límite en la velocidad máxima de servicio que se ofrece a los usuarios con aplicaciones de tiempo real, independientemente de que haya o no más usuarios de este tipo compitiendo por el uso de los recursos. Existe otra versión del protocolo MAC incluida en el estándar 802.11e, que básicamente permite que la PCF inicie, si es necesario, en cualquier momento de la supertrama. Sin embargo, permanece abierta la cuestión más importante de decidir cuál estación será atendida primero y cuál después.

### **I.3 OBJETIVOS**

En este proyecto se pretende mejorar el protocolo de acceso al medio de redes inalámbricas del tipo IEEE 802.11, en el sentido de introducir diferenciación de servicios. Específicamente, se propone que, en lugar de hacer encuestas cíclicas, la estación reguladora se base en el intercambio de información entre sí y las terminales móviles para llevar a cabo la asignación del canal inalámbrico de una manera más inteligente y versátil que permita de una manera más clara la diferenciación del trato que se le da a usuarios con necesidades diferentes de calidad de servicio. Se propone analizar cuatro vertientes para la repartición del ancho de banda y comparar sus ventajas (en cuanto a eficiencia en la asignación del canal) y sus desventajas (relacionadas con la complejidad de los algoritmos y los tiempos de ejecución). La primera vertiente está basada en el uso del mecanismo de encolamiento justo ponderado (WFQ por sus siglas en Inglés), la segunda en una variación de WFQ con prioridades (PWFQ), la tercera basada sólo en prioridades (PQ) y la última está basada en el uso de encuestas cíclicas con pesos y un contador de créditos (DWRR).

### **I.4 INFRAESTRUCTURA**

Para la implementación, simulación y análisis de los algoritmos que serán presentados en los siguientes capítulos de este trabajo de tesis, se contó con la siguiente infraestructura, que en su mayor parte fue proporcionada por el Centro de Investigación Científica y de Educación Superior de Ensenada (CICESE) y que a continuación se enlista:



- Computadora personal Pentium III a 1.1GHz, 512 MB de RAM y 30GB de disco duro.
- Conexión a Internet
- Biblioteca Cicese
- Biblioteca de la Universidad de California en San Diego
- Estación de trabajo Sun
- Herramienta de simulación OPNET Modeler versión 9.0 PL4, de la compañía OPNET Technologies Inc.
- Supercomputadora
- Programas de Aplicación tales como: Microsoft Word, Microsoft Powerpoint, Microsoft Visio, Internet Explorer, Reflection X versión 10.0.0, Adobe Acrobat 5.0., WS\_FTP.

## **I.5 TRABAJOS PREVIOS**

Las redes locales inalámbricas han tenido gran auge y actualmente el estándar más comercial es el IEEE 802.11. Por tal motivo se han realizado numerosas investigaciones y propuestas para mejorarlo. La mayoría de los trabajos propuestos son referentes a la subcapa de acceso al medio ya sea en su Función de Coordinación Puntual (PCF) utilizada

durante el periodo sin contienda (CFP por sus siglas en Inglés), o en la Función de Coordinación Distribuida (DCF) utilizada en periodo de contienda (CP).

En el artículo [Sharma S. *et al.*, 2002] se describe lo que llaman “*Wireless Rether Protocol*” que consiste en un algoritmo de pase de estafeta (*token*) en el cual la cantidad de datos que puede enviar el poseedor del *token* depende de sus requerimientos de calidad de servicio. Dado que los *tokens* viajan de terminal a terminal a través del AP, este mecanismo es equivalente al mecanismo de encuestado cíclico por pesos (WRR por sus siglas en Inglés), el cual es más fácil de incorporar al protocolo IEEE 802.11 que el protocolo *Rether* completo. En este trabajo una de las opciones que se consideró fue DWRR que es similar a WRR con excepción de que utiliza un contador de créditos.

En el artículo [Zhao L. y Fan C., 2002] se propone reducir el desperdicio de ancho de banda del protocolo MAC utilizando un mecanismo de encuesta llamado encuesta distribuida (*hub polling*) en el cual las estaciones indican, en un mensaje adjunto a la trama de datos, cuál es la siguiente estación en la lista de encuesta, con el fin de que empiece a transmitir sin tener que esperar a ser encuestada por el AP. Se propone también evitar el uso de mensajes de acuse de recibo para tramas de tiempo real, basado en la suposición de que las aplicaciones de tiempo real no son muy sensibles a las pérdidas. No se tomaron en cuenta ninguna de estas dos propuestas debido a que en los métodos que se utilizaron se uso la secuencia en que las estaciones transmiten no es estática, por lo que no es posible que las estaciones conozcan de antemano cuál será la siguiente estación en ser atendida. Además, se considera que tanto las aplicaciones de tiempo real como las que no son de tiempo real, son en cierta

medida sensibles a las pérdidas. A pesar del título, la propuesta del artículo [Zhao L. y Fan C., 2002] no introduce diferenciación de servicios, que es una parte esencial para poder ofrecer garantías de calidad de servicio.

Se han realizado otros trabajos referentes a diferenciación de servicios en redes inalámbricas como [García-Macías J.A. *et al.*, 2001] y [Lee S.-B. *et al.*, 2000] pero la diferenciación es local ya sea en el AP o en las estaciones móviles. La diferenciación local se refiere a que cuando una estación tiene oportunidad de transmitir, decidirá cuál paquete enviar primero de entre todas las clases que tienen paquetes pendientes, pero sus paquetes de alta prioridad no tienen ventaja sobre los paquetes de baja prioridad de otra estación. Además, la diferenciación se realiza generalmente en la capa IP, lo cual resulta poco útil si no hay diferenciación de servicios entre las estaciones a la hora de competir por el medio inalámbrico en la capa MAC.

Existe otra propuesta, descrita en [Sheu S.-T y Sheu T.-F, 2001], que consiste en un algoritmo de reservación dinámica de ancho de banda, que está basado en hacer uso del CP para reservar ancho de banda que será utilizado durante el CFP. Esta propuesta es para redes inalámbricas *Ad Hoc* (la propuesta de este trabajo de tesis, en cambio, es para redes BSS de Infraestructura, donde existe un AP que funciona como coordinador) pero se incluye aquí para hacer más completa esta revisión bibliográfica. El artículo describe un mecanismo que permite a las terminales que están ejecutando aplicaciones de tiempo real, entrar a una lista de terminales que tiene derecho de enviar tramas durante el CFP y,

además, se les permite reservar y liberar ancho de banda dinámicamente. Debido a que en las redes *Ad Hoc* no existe un AP que controle el CFP, este protocolo es una buena opción para mejorar el desempeño de la DCF. No obstante, no es posible saber si todas las estaciones activas podrán obtener los recursos que necesitan; es decir, no es posible ofrecer garantías.

Existe también trabajo relacionado con introducir garantías de calidad de servicio mejorando el mecanismo DCF [Branch A. y Pérez X.,2002] y [Lindaren A. *et al.*, 2001], algunos de los cuales sirvieron como base para el EDCF (*Enhanced DCF* de 802.11e). Sin embargo, la DCF está basada en la contienda de un número no especificado de estaciones competidoras y por lo tanto, no ofrece garantías de calidad. En otras palabras, EDCF ofrece sólo garantías relativas (le da a algunos usuarios más derechos que a otros) pero no puede ofrecer límites absolutos a los parámetros de calidad de servicio (retardo, pérdidas, caudal eficaz, variación del retardo, etc). Es por eso que esta propuesta se basó en la PCF, que incluye cierto tipo de control de admisión, ya que las estaciones deben registrarse con el AP antes de utilizar el servicio.

Finalmente, el trabajo reportado en [J.-Y. Yen y C. Chen, 2002] es similar a nuestra propuesta en el sentido de que utiliza diferentes mecanismos de calendarización de paquetes (incluyendo encuesta cíclica, FIFO, por prioridades y prioridades ELF) los cuales en combinación con la PCF, intentan mejorar la eficiencia en el uso del medio inalámbrico. Sin embargo, los algoritmos de calendarización utilizados son implementados solamente por el AP y usando únicamente información local, ya que decide a cuál estación encuestar

basándose en la ocupación de sus propias colas, sin tomar en cuenta si hay o no tramas en espera de ser transmitidas en las diferentes estaciones móviles. En otras palabras, las estaciones móviles no juegan ningún papel en las decisiones y el AP no hace ningún esfuerzo por conseguir y utilizar información acerca de las colas en las terminales. En contraste, las diferentes versiones de la propuesta actual consisten ya sea en una técnica de asignación distribuida de ancho de banda, en la cual tanto el AP como las estaciones cooperan (DWRR); o en una técnica centralizada en donde el AP recibe información de las estaciones, misma que utilizará en el proceso de decisión (WFQ, PWFQ, PQ), como será descrito con más detalle en el capítulo IV.

## **I.6 ORGANIZACIÓN DE LA TESIS**

El contenido de este trabajo está organizado de la siguiente forma:

En el Capítulo II se presenta una introducción a las redes del tipo 802.11, los componentes que las forman, los tipos de redes que existen y los servicios de red prestados por este tipo de redes. También se incluye una introducción a la capa MAC del estándar IEEE 802.11 en donde se explican los dos mecanismos de acceso al medio utilizados por este estándar (DCF y PCF). Se explica el problema del nodo oculto en las redes inalámbricas y la solución que se ofrece en el estándar IEEE 802.11 para resolverlo. Por último, se presentan los espacios intertrama existentes y se explica brevemente cómo es la fragmentación y el reensamblado.

En el Capítulo III se explica cómo funcionan cada uno de los mecanismos de calendarización implementados en este proyecto: PQ, WFQ, PWFQ y DWRR.

En el Capítulo IV primero se da una descripción del modelo de simulación del protocolo MAC del estándar IEEE 802.11 en el cual se basó la realización de este trabajo de tesis, incluyendo las partes más importantes del modelo y cómo funciona cada una de ellas. Enseguida se explica cómo se realizó la implementación de los mecanismos de calendarización propuestos y las funciones que se modificaron en el programa original.

En el Capítulo V se muestran los parámetros utilizados para ejecutar las simulaciones de cada uno de los modelos propuestos. Se analizan y comentan los resultados obtenidos en la ejecución de dichas simulaciones, a través de gráficas de diferentes parámetros como retardo y caudal eficaz.

En el Capítulo VI se presentan las principales conclusiones de este trabajo, así como extensiones que podrían realizarse en trabajos futuros de investigación.

## CAPÍTULO II

---

### REDES INALÁMBRICAS DEL TIPO 802.11

#### II.1 INTRODUCCIÓN

##### II.1.1. Nomenclatura y diseño

Las redes 802.11 consisten en cuatro componentes físicos principales, que se muestran en la figura 1, estos componentes son:

##### *Estaciones*

Las redes son construidas para transferir datos entre estaciones. Las estaciones son dispositivos de cómputo con interfaces de red inalámbricas.

##### *Medio inalámbrico*

Para mover las tramas de una estación a otra, el estándar utiliza el medio inalámbrico, que es el medio de transporte de información de 802.11.

##### *Puntos de Acceso*

Las tramas en una red 802.11 deben ser convertidas a otro tipo de tramas para poder ser enviadas al resto del mundo. Los dispositivos llamados puntos de acceso (AP, *Access Point*) desempeñan la función de conversión de inalámbrico a cableado. Los puntos de acceso realizan numerosas operaciones, pero esta conversión es la más importante.

### *Sistema de Distribución*

Cuando varios puntos de acceso están conectados para formar un área de cobertura grande, éstos se deben comunicar entre sí para dar seguimiento a los movimientos de las estaciones móviles. El sistema de distribución es el componente lógico del 802.11 utilizado para reenviar tramas a su destino. El estándar 802.11 no especifica ninguna tecnología en particular para el sistema de distribución.

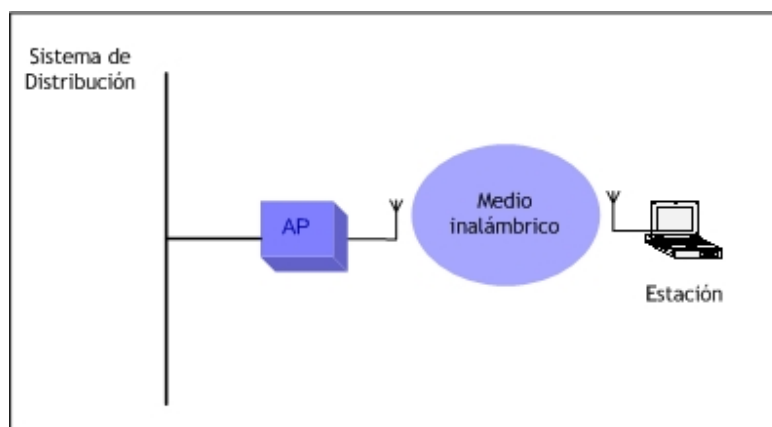


Figura 1.- Componentes de las redes 802.11.

### **II.1.2. Tipos de Redes**

El bloque de construcción básico de una red 802.11 es el *conjunto básico de servicio* (BSS, *Basic Service Set*), el cual es un simple grupo de estaciones que se comunican entre sí ya sea de manera directa o a través de un mismo AP. La comunicación toma lugar dentro de un área llamada *Área básica de servicio*, definida por las características de propagación del medio inalámbrico. Cuando una estación está en el área básica de servicio, puede



comunicarse con los otros miembros del BSS. Existen dos tipos de BSSs: BSS independientes y BSS de infraestructura.

### *Redes independientes*

Las redes independientes son llamadas IBSS (*Independent Basic Service Set*). En estas redes las estaciones se comunican directamente entre ellas. En la figura 2 se muestra un ejemplo de este tipo de redes. La red 802.11 más pequeña posible es una IBSS con dos estaciones. Generalmente, las IBSSs están compuestas de un pequeño número de estaciones establecidas para un propósito específico y por un periodo corto de tiempo. Debido a su corta duración, tamaño pequeño y propósito específico, las IBSS algunas veces son llamadas BSS *ad hoc* o redes *ad hoc*.

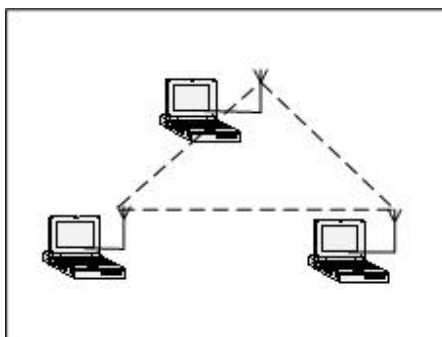


Figura 2.- BSS independiente.

### *Redes de infraestructura*

La figura 3 muestra una red BSS de infraestructura. Las redes de infraestructura se distinguen por el uso de un punto de acceso (AP). Los puntos de acceso son utilizados para todas las comunicaciones en redes de infraestructura, incluyendo comunicaciones entre

nodos móviles en la misma área de servicio. Si una estación móvil en una BSS de infraestructura se quiere comunicar con una segunda estación, generalmente la comunicación toma dos saltos. Primero, la estación móvil origen transfiere la trama al punto de acceso. Segundo, el punto de acceso transmite la trama a la estación destino. El área de servicio básico correspondiente a una BSS de infraestructura está definida por los puntos en los cuales las transmisiones del punto de acceso pueden ser recibidas.

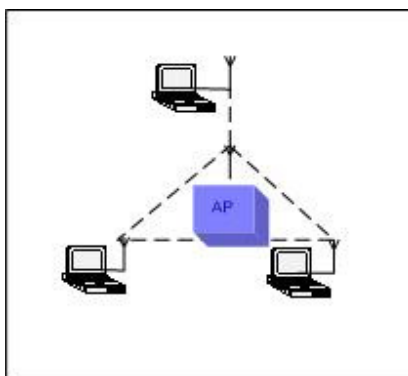


Figura 3.- BSS de Infraestructura.

#### *Áreas de servicio extendidas*

Las BSSs pueden proveer cobertura en pequeñas oficinas o en casas, pero no pueden ofrecer cobertura de red a grandes áreas. 802.11 permite crear redes inalámbricas de tamaño arbitrariamente grande mediante el uso de enlaces de BSSs dentro de un conjunto extendido de servicio (ESS, *Extended Service Set*). Un ESS es creado concatenando BSSs a través de una red dorsal (*backbone*). En la figura 4, el ESS es la unión de tres BSSs. El área de cobertura total del ESS es llamada *Área de Servicio Extendido* (ESA).

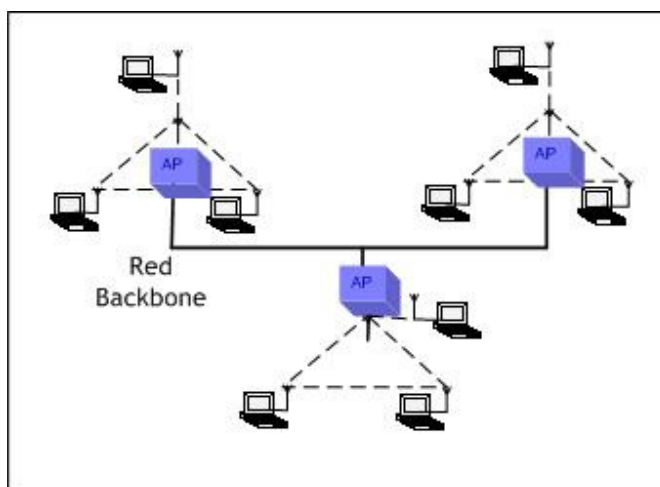


Figura 4.- Conjunto de servicio extendido.

### II.1.3. Sistema de Distribución

El sistema de distribución provee movilidad conectando los puntos de acceso. Es el responsable de dar seguimiento a la localización física de una estación y entregar las tramas apropiadamente. La red dorsal (*backbone*) es el medio del sistema de distribución pero no es todo el sistema de distribución.

La mayoría de los puntos de acceso operan como puentes. Ellos tienen por lo menos una interfaz de red inalámbrica y una interfaz de red cableada (e.g. Ethernet). El extremo cableado puede estar conectado a una red existente, y el lado inalámbrico se convierte en una extensión de esa red. La figura 5 muestra la relación entre el punto de acceso, la red *backbone* y el sistema de distribución. El sistema de distribución en esta figura está compuesto por el puente (componente del punto de acceso) y la red cableada *backbone*.

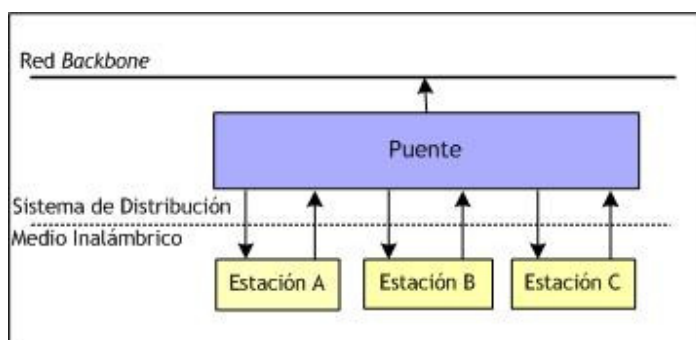


Figura 5.- Sistema de Distribución.

#### II.1.4. Servicios de Red

Existen nueve servicios prestados por las redes del tipo 802.11. Sólo tres de estos servicios son utilizados para mover datos, los seis restantes son operaciones de mantenimiento que permiten a la red rastrear los nodos móviles y entregar las tramas.

Los servicios son descritos en la siguiente lista:

##### *Distribución*

Este servicio es utilizado por las estaciones móviles en una red de infraestructura cada vez que éstas envíen datos. Una vez que el AP acepta la trama, éste utiliza el servicio de distribución para entregar la trama a su destino.

##### *Integración*

La integración es un servicio proporcionado por el sistema de distribución, que permite la conexión del sistema de distribución a una red distinta a la 802.11.

### *Asociación*

La asociación, o registro de las estaciones a un punto de acceso, permite el envío de las tramas a las estaciones. El sistema de distribución puede entonces utilizar la información del registro para determinar cuál punto de acceso utilizar para cada estación móvil.

### *Reasociación*

Cuando una estación se mueve entre áreas de servicio básico dentro de una misma área de servicio extendido, debe evaluar la potencia de la señal, y quizá, conmutar a otro punto de acceso. Las reasociaciones son iniciadas por las estaciones móviles cuando las condiciones de la señal indican que una asociación diferente sería benéfica; éstas nunca son iniciadas por los puntos de acceso. Después de que se completa la reasociación, el sistema de distribución actualiza sus registros de posición para reflejar la accesibilidad de la estación móvil a través de diferentes puntos de acceso.

### *Disociación*

Para terminar una asociación existente, las estaciones deben utilizar el servicio de disociación. Cuando las estaciones invocan el servicio de disociación, cualquier dato almacenado en el sistema de distribución es borrado.

### *Autenticación*

Debido a que las redes inalámbricas no ofrecen una buena seguridad física por la propia naturaleza de la red (señales de radio), la seguridad depende de rutinas adicionales de autenticación para asegurar que los usuarios que accedan a la red estén autorizados. La

autenticación es un requisito previo a la asociación, porque sólo los usuarios autenticados están autorizados para hacer uso de la red.

#### *Finalizar autenticación*

Finaliza una relación autenticada. También termina con la actual asociación.

#### *Privacidad*

La privacidad en una red inalámbrica es difícil de mantener debido a que el acceso físico a una red inalámbrica se puede lograr usando una antena y métodos de modulación. Para ofrecer una privacidad satisfactoria, 802.11 provee un servicio opcional llamado Privacidad Equivalente a Cableada (WEP, *Wired-Equivalent Privacy*). Su propósito, a grandes rasgos, es proveer privacidad equivalente a la de una red cableada encriptando las tramas cuando viajen por la interfaz aérea.

#### *Entrega de MSDU*

Las estaciones proveen el servicio MAC de entrega de unidades de datos (MSDU, *MAC Service Data Unit*), el cual es el responsable de que el receptor final obtenga los datos que le son dirigidos [Gast M., 2002].

## **II.2 PROTOCOLO MAC DE 802.11**

Esta sección fue elaborada de acuerdo a las referencias [Gast M., 2002] y [O'Hara B. y Petrick A., 1999].

### **II.2.1. Funcionamiento del MAC**

La primera función del protocolo MAC es proveer un servicio de envío seguro de datos a los usuarios.

La segunda función del MAC del estándar IEEE 802.11 es ofrecer un control de acceso al medio inalámbrico compartido. Esta función la realiza a través de dos mecanismos de acceso diferentes: el mecanismo de acceso básico, llamado Función de Coordinación Distribuida (DCF, *Distributed Coordination Function*), y el mecanismo de acceso centralmente controlado, llamado Función de Coordinación Puntual (PCF, *Point Coordination Function*). En la figura 6 se ilustra las funciones de coordinación.

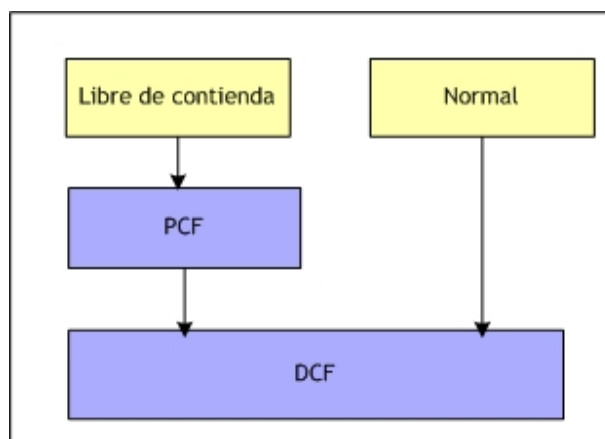


Figura 6.- Funciones de coordinación de la MAC.

### *DCF*

La DCF es la base del mecanismo de acceso CSMA/CA. Como en Ethernet, primero verifica que el canal de radio esté libre antes de transmitir. Para evitar las colisiones, las estaciones utilizan un intervalo de espera de tamaño aleatorio después de cada trama (*backoff*). En algunos casos, la DCF puede usar la técnica de CTS/RTS para reducir más la posibilidad de colisión.

### *PCF*

La función PCF provee un servicio libre de contienda. Se utilizan estaciones especiales llamadas coordinadores puntuales (PC, *Point Coordinator*) para asegurar que el medio sea asignado sin contienda. Los coordinadores puntuales residen en los AP, de tal manera que la función PCF está restringida para redes de infraestructura. Para tener acceso prioritario al canal inalámbrico, las estaciones que transmiten utilizando la función PCF, lo hacen



dejando pausas más pequeñas entre transmisiones que las necesarias para que una estación DCF considere que el canal está libre para poder iniciar su transmisión.

### **II.2.2. Protocolo de intercambio de trama MAC**

Dado que el medio utilizado en una WLAN es generalmente ruidoso e inseguro, el protocolo MAC del IEEE 802.11 implementa un protocolo de intercambio de trama que permite al emisor determinar cuándo la trama ha sido recibida exitosamente en el destino. Este protocolo agrega más encabezado que otros protocolos MAC como el 802.3, pero en un medio inalámbrico no es suficiente simplemente transmitir la trama y esperar que el nodo destino la haya recibido correctamente. Además, no se puede esperar que cada estación en una WLAN sea capaz de comunicarse directamente con cada una de las otras estaciones. Esto conduce a una situación llamada el problema del nodo oculto. El protocolo de intercambio de trama también está diseñado para solucionar este problema en WLANs. Este protocolo requiere la participación de todas las estaciones en la WLAN. Por esta razón, cada estación decodifica y actúa de acuerdo a la información en el encabezado MAC de cada trama que recibe.

### **II.2.3. Negociando con el medio**

El protocolo de intercambio de trama mínimo consiste en dos tramas, la trama enviada de la fuente al destino, y el reconocimiento de envío del destino (*ACK*, *acknowledgement*), que indica que la trama ha sido recibida correctamente. La trama y su reconocimiento son una unidad atómica del protocolo MAC. Como tal, ellos no pueden ser interrumpidos por la transmisión de cualquier otra estación.

Si la fuente no recibe el reconocimiento, porque el destino no lo envió debido a errores en la trama original, o porque el reconocimiento mismo fue corrompido, la fuente intentará transmitir la trama de nuevo, de acuerdo con las reglas del mecanismo de acceso básico.

#### II.2.4. El problema del nodo oculto

Este problema es un resultado del hecho de que no todas las estaciones de una WLAN pueden comunicarse directamente con cada una de las otras estaciones de la misma red. En la figura 7, el nodo 2 puede comunicarse con ambos nodos 1 y 3, pero los nodos 1 y 3 no se pueden comunicar directamente. Desde la perspectiva del nodo 1, el nodo 3 es un nodo oculto. Si el nodo 1 transmite una trama al nodo 2, la trama podría ser corrompida por una transmisión iniciada por el nodo 3 hacia el nodo 2. El nodo 3 desconocerá por completo la transmisión iniciada por el nodo 1 al nodo 2.

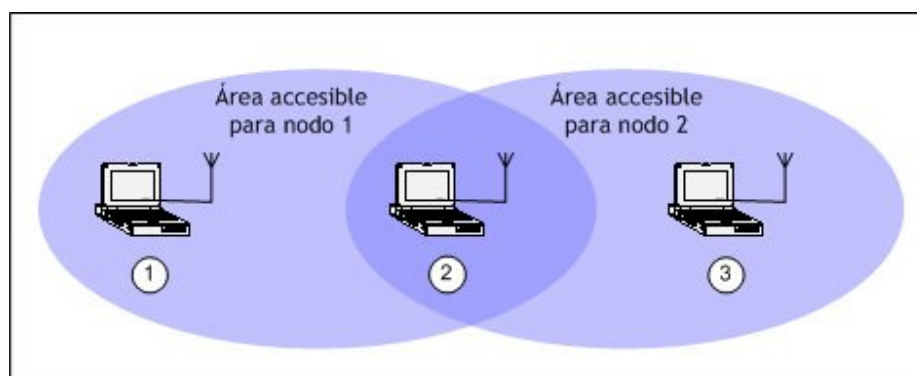


Figura 7.- Los nodos 1 y 3 son ocultos.

El protocolo de intercambio de trama del MAC de IEEE 802.11 soluciona este problema agregando dos tramas adicionales al protocolo de intercambio de trama mínimo descrito

hasta ahora. Las dos tramas son: la trama de petición de envío (RTS, *Request to Send*) y la trama de libre para envío (CTS, *Clear to Send*). La fuente envía una trama RTS al destino. El destino envía una trama CTS a la fuente. Estas tramas contienen información que permite a las otras estaciones que las reciben, es decir, que están dentro del área de cobertura, estar notificadas de las transmisiones próximas de nuevas tramas y retrasar cualquier transmisión que fueran a realizar y que pudiera causar interferencia. Cuando la fuente recibe la trama CTS del destino, se envía la trama que realmente se quiere enviar al destino. Si la trama se recibe correctamente en el destino, el destino regresa un reconocimiento, completando así el protocolo de intercambio de trama. La figura 8 muestra el procedimiento. Dependiendo de la configuración de una estación y la determinación de sus condiciones locales, la estación seleccionará cuándo utilizar las tramas RTS y CTS. Las cuatro tramas de este protocolo son también una unidad atómica del protocolo MAC. No pueden ser interrumpidas por la transmisión de otras estaciones. Si este intercambio de trama falla en cualquier punto, el estado de intercambio y la información que contiene cada trama permite a las estaciones que las han recibido, recobrar y retomar el control del medio en una cantidad mínima de tiempo.

Una estación en las cercanías de la estación fuente que recibe una trama RTS retardará cualquier transmisión hasta que reciba la trama anunciada por la RTS. Similarmente, una estación en las cercanías de la estación destino que recibe una trama CTS, retardará cualquier transmisión hasta que reciba la trama de reconocimiento. Si no se detecta el reconocimiento, entonces la estación puede usar el medio. En la figura 8, el nodo 1 tiene una trama que enviar al nodo 2, éste inicia el proceso enviando una trama RTS. El nodo

destino responde al RTS con un CTS. Como los nodos 3 y 4 también reciben las tramas RTS/CTS, éstas retardarán el envío de cualquier trama. Una vez que se ha efectuado el intercambio de RTS/CTS el nodo 1 puede transmitir sus tramas sin preocuparse de la interferencia que podrían causar los nodos ocultos.

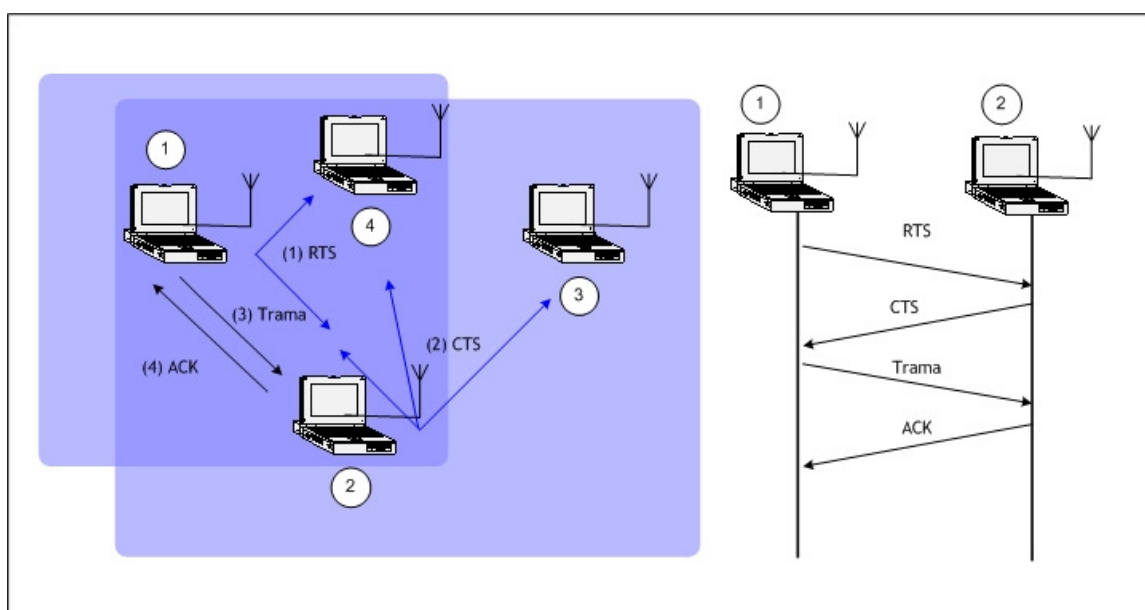


Figura 8.- RTS/CTS.

Una falla del protocolo de intercambio de tramas en la estación fuente ocasionará una retransmisión. Esto es tratado como una colisión. Para prevenir que la capa MAC sea monopolizada intentando enviar una sola trama, existen contadores de reintentos y cronómetros para limitar el tiempo de vida de la trama. Cuando se llega a la cantidad límite de reintentos para una trama, ésta es descartada

Debido a que el procedimiento RTS/CTS agrega bastante lastre (*overhead*) al protocolo, este es utilizado sólo en ambientes de alta capacidad y donde la contienda es significativa. Existe un tamaño mínimo para las tramas que se desean intercambiar utilizando el procedimiento RTS/CTS, llamado umbral RTS, de tal manera que se justifique el costo del uso de estas tramas con el beneficio de la reducción del riesgo de colisión.

### **II.2.5. Espacios Intertrama**

Como en Ethernet, el espacio intertrama es de gran importancia en la coordinación de acceso al medio de transmisión. Los usuarios 802.11 utilizan cuatro tipos de espacios intertrama. La relación entre ellos se muestra en la figura 9.

Se ha visto que como parte de la evasión de colisión en el MAC de 802.11, las estaciones retardan sus transmisiones hasta que el medio se encuentra desocupado. Variando la duración de los espacios intertrama se crean diferentes niveles de prioridad para los diferentes tipos de tráfico. La lógica detrás de esto es simple: el tráfico de alta prioridad tiene que esperar menos tiempo que el tráfico de baja prioridad. Así, si hay tráfico de alta prioridad esperando, éste toma el medio antes que las tramas de baja prioridad.

#### *Espacio corto de intertrama (Short Interframe Space, SIFS)*

El SIFS es utilizado para transmisiones atómicas, es decir, que deben darse de manera consecutiva sin tramas de otro tipo en medio. Por ejemplo las tramas RTS/CTS y los reconocimientos son tramas atómicas. Estas transmisiones de alta prioridad pueden iniciar una vez que el SIFS ha transcurrido. Una vez que estas transmisiones de alta prioridad han

empezado, el medio se encuentra ocupado, entonces las tramas transmitidas después de que el SIFS ha transcurrido tienen prioridad sobre las tramas que pueden ser transmitidas sólo después de intervalos más largos.

*Espacio de intertrama para PCF (PCF Interframe Space, PIFS)*

El PIFS es utilizado por la PCF durante el periodo libre de contienda. Las estaciones con datos para transmitir durante el periodo libre de contienda pueden transmitir inmediatamente después de que el PIFS ha transcurrido a partir de la recepción de una trama de encuesta.

*Espacio intertrama para DCF (DCF Interframe Space, DIFS)*

El DIFS es el tiempo inactivo mínimo del medio para servicios basados en contienda. Las estaciones pueden tener acceso al medio sólo cuando éste ha estado desocupado por un periodo mayor que el DIFS.

*Espacio extendido de intertrama (Extended Interframe Space, EIFS)*

No es un intervalo de longitud fija. Es utilizado sólo cuando hay un error en la transmisión de una trama.

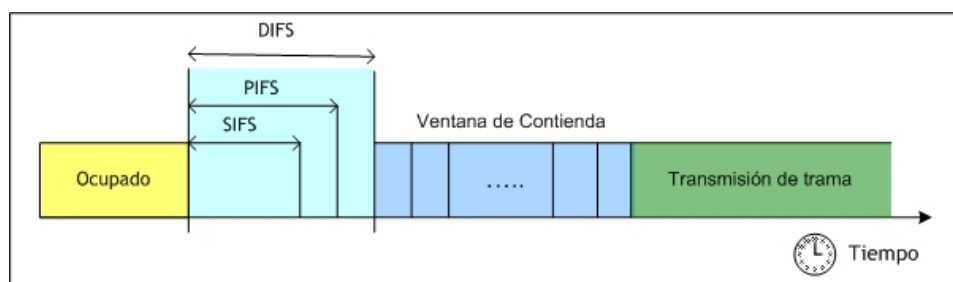


Figura 9.- Espacios intertrama.

### Espacio intertrama y prioridad

Las operaciones atómicas empiezan como transmisiones regulares: deben esperar al DIFS antes de que puedan empezar. Sin embargo, el segundo y cualquier paso subsecuente en una operación atómica toma lugar usando el SIFS, en lugar del DIFS. Esto significa que la segunda parte de una operación atómica tomará el medio antes de que cualquier otro tipo de trama pueda ser transmitida. Utilizando el SIFS y el NAV (*Network Allocation Vector*), que será explicado en la siguiente sección, las estaciones pueden apoderarse del medio por el tiempo que sea necesario.

## II.2.6. Mecanismos de Acceso

### II.2.6.1. DCF Acceso basado en contienda

El tráfico que no requiere servicio en tiempo real, como lo es FTP, TELNET, email, y la mayoría del tráfico WWW utilizan la DCF, la cual provee servicio basado en contienda como el estándar Ethernet. La DCF permite a múltiples estaciones independientes interactuar sin control central, de tal manera que puede utilizarse tanto en redes IBSS como en redes de infraestructura.

Antes de intentar transmitir, cada estación verifica que el medio esté desocupado. Si el medio está activo, las estaciones emplean un algoritmo de espera (*backoff*) exponencial para evitar colisiones.

Debido a que es extremadamente difícil para un dispositivo inalámbrico poder recibir y transmitir simultáneamente, el MAC del IEEE 802.11 usa prevención de colisión en lugar de la detección de colisión del IEEE 802.3. También es difícil que todos los dispositivos inalámbricos en una WLAN puedan escuchar a todos los demás dispositivos. Por esta razón, el MAC del IEEE 802.11 implementa un vector de asignación de red (NAV). El NAV es un valor que indica a una estación la cantidad de tiempo que resta antes de que el medio esté disponible. El NAV se mantiene actual a través de los valores de duración que son transmitidos en todas las tramas. Examinando el NAV, una estación puede evitar transmitir incluso cuando el medio no parece ocupado por el censado físico. El NAV es entonces, un mecanismo de censado virtual. De esta forma, el MAC implementa una prevención de colisión, combinando el censado virtual con el físico. La figura 10 muestra como el NAV protege de colisiones.

Cuando el MAC recibe una petición de las capas superiores para transmitir una trama, se realiza una verificación del medio con los mecanismos de censado virtual y físico. Si ambos mecanismos indican que el medio no está en uso por un intervalo de DIFS (o EIFS si la trama recibida anteriormente contiene errores), el MAC puede iniciar la transmisión de la trama. Si cualquiera de los dos, el mecanismo de censado virtual o el físico, indica que el



medio está siendo ocupado durante un intervalo DIFS, el MAC seleccionará un intervalo de espera usando el algoritmo de *backoff* exponencial binario e incrementará un contador, llamado contador de reintentos.

El algoritmo *backoff* exponencial binario escoge un número aleatorio que representa la cantidad de tiempo que debe transcurrir antes de intentar una nueva transmisión. El número aleatorio resultante de este algoritmo está uniformemente distribuido en un intervalo, llamado ventana de contienda.

El MAC disminuirá el valor de la espera cada vez que el medio se detecte inactivo por ambos mecanismos de censado por un intervalo de una ranura de tiempo. Una vez que el intervalo de espera ha expirado, el MAC inicia la transmisión. Si la transmisión no es exitosa (no se recibe el reconocimiento) se considera que ocurrió una colisión. En este caso la ventana de contienda se duplica y se selecciona un nuevo intervalo de espera. El proceso continuará hasta que la transmisión sea exitosa o hasta que la trama sea descartada por haber excedido el número de reintentos.

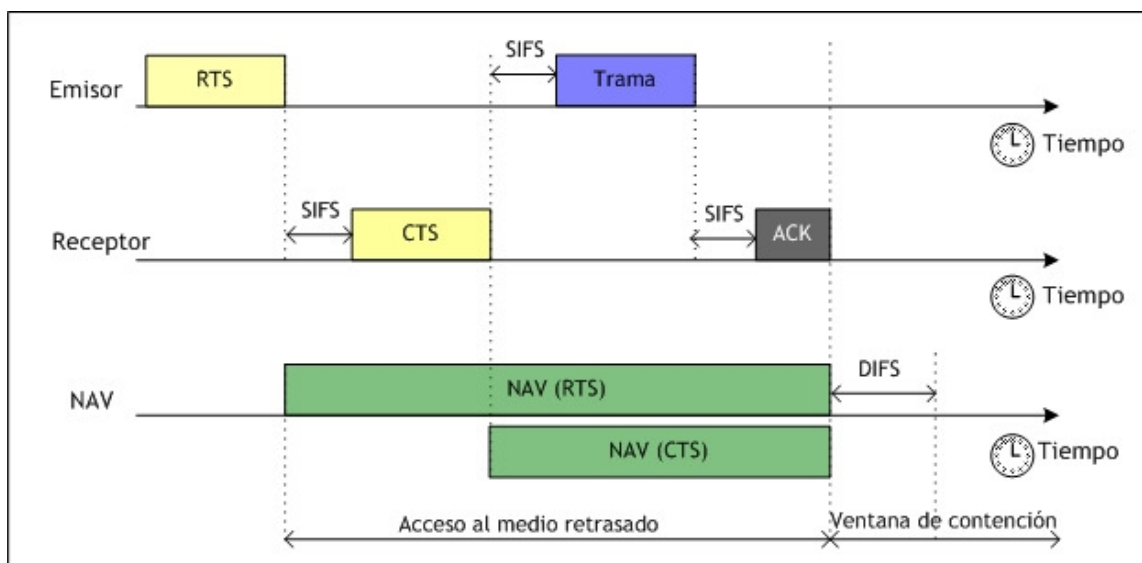


Figura 10.- Uso del NAV para el sensado virtual.

### Recuperación de errores con la DCF

La detección y la corrección de errores dependen de la estación que inicia un intercambio de trama atómico. Cuando se detecta un error, la estación fuente debe reenviar la trama. Los errores deben ser detectados por la estación transmisora. En algunos casos, el emisor puede deducir tramas perdidas por la falta de reconocimientos positivos del receptor. Los contadores de reintentos se incrementan cada vez que se transmite una trama.

Cada trama o fragmento tiene un contador individual asociado con él. Las estaciones tienen dos contadores de reintento: el contador de reintento corto y el largo. Las tramas que son más cortas que el *umbral RTS* (configurado en la tarjeta inalámbrica) son consideradas tramas cortas, y las que no, tramas largas. Dependiendo de la longitud de la trama, ésta es

asociada con un contador corto o largo. Los contadores son inicializados en 0 y son incrementados cuando la transmisión de la trama falla.

### II.2.6.2. PCF Servicio libre de contienda

Para soportar aplicaciones que requieren servicios cercanos al tiempo real, el estándar 802.11 incluye una segunda función de coordinación para proporcionar acceso libre de contienda al medio inalámbrico.

El servicio libre de contienda no está disponible todo el tiempo. Los periodos de servicio libre de contienda son alternados con el servicio estándar DCF, como se muestra en la figura 11.

El servicio libre de contienda utiliza un método de control de acceso centralizado. El acceso al medio está restringido por el coordinador puntual, que es una función especializada implementada en puntos de acceso. Las estaciones asociadas pueden transmitir datos sólo cuando se les ha permitido por el coordinador puntual (o AP).

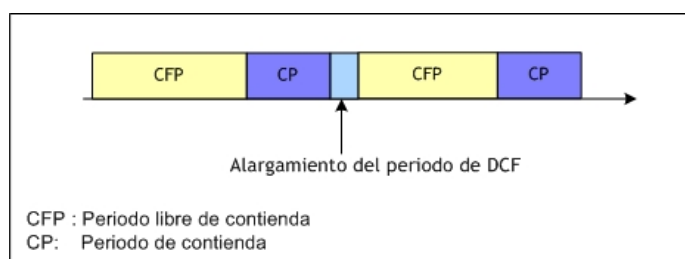


Figura 11.- CFP y CP.

## Operación de la PCF

La figura 12 muestra una transferencia utilizando la PCF. Cuando se utiliza la PCF, el tiempo en el medio es dividido en periodos libres de contienda (CFP, *Contention Free Period*) y periodos de contienda (CP). El periodo de contienda debe ser lo suficientemente largo para transmitir por lo menos una trama de tamaño máximo y su reconocimiento asociado. Los periodos de servicio libre de contienda y los basados en contienda son repetidos a intervalos regulares, los cuales son llamados intervalos de repetición libre de contienda. El AP es quien inicia el periodo libre de contienda, enviando una trama de aviso (*Beacon*).

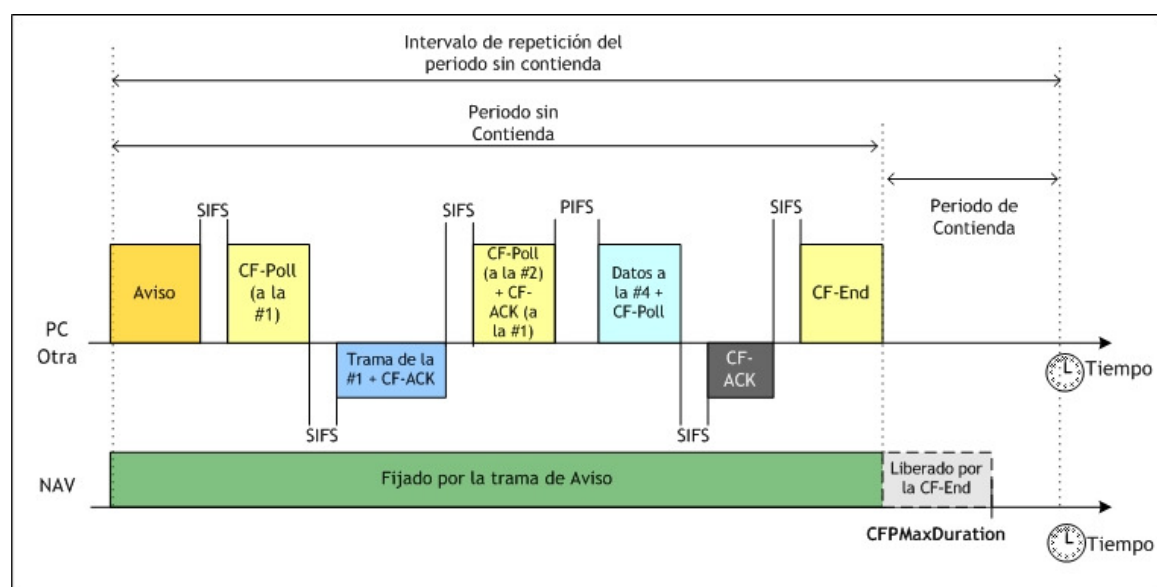


Figura 12.- Utilizando el PCF.

## Reservación del medio durante el periodo de libre contienda

Al principio del periodo libre de contienda, el AP transmite la trama de aviso. Un componente de esta trama es la máxima duración del periodo libre de contienda,

*CPFMaxDuration*. Todas las estaciones que reciben el aviso fijan el NAV a la máxima duración para evitar el acceso de la DCF al medio inalámbrico.

Como seguridad adicional para prevenir interferencia, todas las transmisiones libres de contienda son separadas por un solo espacio de intertrama corto (SIFS) y el espacio intertrama del PCF (PIFS). Ambos son más cortos que el espacio de intertrama del DCF, por lo que las estaciones basadas en DCF no podrán ganar el acceso al medio durante este tiempo.

### **La lista de encuesta**

La lista de encuesta, es la lista de estaciones privilegiadas que solicitan enviar tramas durante el periodo libre de contienda. Las estaciones entran en la lista de encuesta mediante un mensaje de solicitud de asociación enviado al AP. La petición de asociación incluye un campo que indica si la estación es capaz de responder a las encuestas durante el periodo libre de contienda.

Después de que el AP ha ganado el acceso al medio, éste encuesta a cualquier estación incluida en una lista de encuesta para transmisión de datos. Durante el periodo libre de contienda, las estaciones pueden transmitir sólo si el AP solicita la transmisión con una trama de encuesta (CF-Poll) la cual permite la transmisión de una sola trama. Para enviar varias tramas es necesario que el AP envíe varios CF-Poll.

### **II.2.7. Fragmentación y Reensamblado**

Algunas veces, es necesario fraccionar en pequeñas piezas a los paquetes provenientes de las capas superiores y a algunas tramas administrativas grandes, para ajustarse al canal inalámbrico. La fragmentación, además, puede ayudar a mejorar la confiabilidad en presencia de interferencia. La principal fuente de interferencia de las redes 802.11 que transmiten en la banda de 2.4 GHz son los hornos de microondas, que comparten la misma banda de frecuencia

Las estaciones inalámbricas pueden fragmentar una transmisión, de tal manera que la interferencia sólo afecte a pequeños fragmentos. Así, reduciendo la cantidad de datos que pueden ser corrompidos por la interferencia, la fragmentación producirá un alto caudal eficaz.

La fragmentación se lleva a cabo cuando un paquete proveniente de las capas superiores excede el umbral de fragmentación configurado por el administrador de la red. Todos los fragmentos tienen el mismo número de secuencia pero tienen números de fragmentos ascendentes, para permitir el reensamblado. La información de control de trama indica cuando se esperan más fragmentos. Todos los fragmentos que comprenden una trama son enviados normalmente en una ráfaga de fragmentos, la cual se muestra en la figura 13.

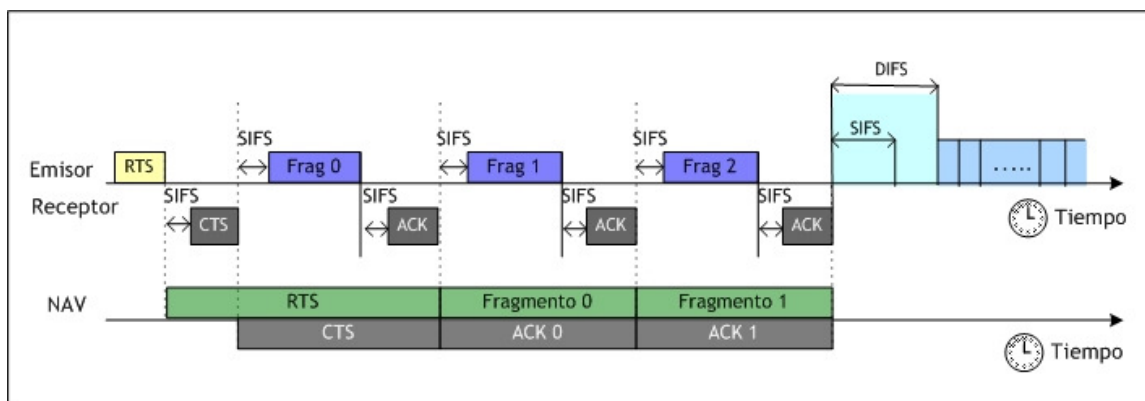


Figura 13.- Ráfaga de fragmentos.

### 1.5.1. PROTOCOLO MAC DE 802.11E

La función PCF fue incluida en el protocolo MAC del estándar IEEE 802.11 con el fin de permitir el servicio a aplicaciones de tiempo real. Sin embargo, este mismo estándar establece textualmente que:

*“El controlador puntual (PC) deberá enviar una trama de encuesta a **al menos una estación** durante cada CFP mientras la lista de encuesta no esté vacía. Durante cada CFP el PC enviará encuestas a **un subconjunto de las estaciones** de la lista de encuesta en orden ascendente de acuerdo con su número de identificación. Mientras haya tiempo disponible en el CFP, después de que todas las tramas libres de contienda hayan sido enviadas a las estaciones y de que todas las estaciones en la lista hayan sido encuestadas, el PC podrá generar una o más encuestas adicionales a **cualesquiera estaciones** en la lista de encuesta. Si sigue habiendo tiempo disponible, después de que todas las tramas libres de contienda hayan sido enviadas a las estaciones y de que todas las estaciones en la lista hayan sido encuestadas, el PC podrá enviar tramas de datos o de gestión a **cualesquiera estaciones**.”*

Se puede concluir del párrafo anterior que la función PCF está lejos de proporcionar realmente diferenciación de servicios y de ofrecer garantías de transferencia de tramas dentro del tiempo límite que pudiera necesitar la aplicación. Dicho de otra manera, el protocolo MAC del estándar IEEE 802.11 no puede satisfacer los requerimientos de calidad de servicio de aplicaciones multimedia.



Debido a lo anterior, el grupo de estudio E para el estándar IEEE 802.11 se ha dado a la tarea de definir un nuevo estándar, denominado IEEE 802.11e, que se encuentra actualmente en desarrollo [IEEE, 2002] [Grilo y Nunes, 2002] [Mangold *et al.*, 2002]. Este nuevo protocolo MAC introduce las nuevas funciones EDCF (*Enhanced DCF*) y HCF (*Hybrid Coordination Function*).

La novedad de EDCF es básicamente la introducción de algunas maneras de dar a unas estaciones una prioridad más alta que a otras mediante la manipulación tanto del tiempo que una estación sensa el canal para verificar si está ocupado (llamado AIFS), como el tiempo de espera o *backoff*. El intervalo AIFS es más corto para estaciones de más alta prioridad, dándoles ventaja sobre las de prioridad más baja. De la misma manera, a pesar de que el tiempo de espera es aleatorio, el conjunto de valores posibles para las estaciones de alta prioridad incluye valores más pequeños que los permitidos a las estaciones de prioridad baja, dando de nuevo ventaja a las primeras.

HCF, por su parte, introduce el concepto de coordinador híbrido (HC), que extiende la noción de coordinador puntual (PC). Además de controlar el período libre de contiendas usual de IEEE 802.11, el HC también puede obtener el control del canal durante el período de contiendas (usando la ventaja que tiene sobre las demás estaciones) y crear períodos adicionales libres de contienda conforme sea necesario para satisfacer los criterios de calidad de servicio, ya sea para enviar tramas a alguna estación o para enviarle una encuesta para permitirle transmitir.

Un aspecto interesante de HCF es la introducción de las llamadas *contienda controlada* que funcionan mediante la reservación de períodos cortos de tiempo para que las estaciones autorizadas puedan solicitar la asignación de oportunidades de transmisión (TXOPs) mediante el envío de solicitudes de recursos al HC. Estas *contienda controlada* inician cuando el HC envía una trama específica de control en la que incluye una clave (máscara filtradora) que indica cuáles categorías de tráfico (TCs) tienen permitido enviar solicitudes de recursos. Todas las estaciones que tengan tramas pendientes por enviar y cuya categoría de tráfico esté entre las indicadas enviarán una solicitud que incluirá ya sea la duración de la oportunidad de transmisión que le hace falta o el número de tramas que tiene esperando para ser enviadas, dependiendo de si necesita la TXOP para enviar por una sola vez una ráfaga de tráfico o para iniciar o continuar con la transmisión de tramas de acuerdo con un contrato previamente establecido de especificación de tráfico (TSPEC).

Es importante mencionar que, a pesar de que este nuevo protocolo MAC incluye varios aspectos nuevos que permiten y promueven el otorgamiento de garantías de calidad de servicio a los usuarios, no está especificado el mecanismo que ha de utilizar el HC para tomar sus decisiones a la hora de asignar los recursos disponibles a tales usuarios. Es aquí donde nuestra propuesta tiene su utilidad.

## CAPÍTULO III

---

### MECANISMO DE CALENDARIZACIÓN DE PAQUETES

#### II.1. INTRODUCCIÓN

Muchos de los problemas que se enfrentan en una red están relacionados con la asignación de ancho de banda a los usuarios, aplicaciones y clases de servicio. Un mecanismo de calendarización permite administrar el acceso a un ancho de banda limitado, seleccionando el siguiente paquete que será transmitido por un puerto. Hay varios tipos de mecanismos de calendarización de paquetes, los cuales varían en complejidad, control y justicia.

Un mecanismo de calendarización de paquetes debe distribuir de manera justa el ancho de banda entre cada una de las clases de servicios o usuarios. Si cierta clase de servicio requiere mayor cantidad de ancho de banda que otras clases de servicios, el mecanismo de calendarización debe soportar asignación de pesos a las diferentes clases de servicios. Además, si una clase de servicio no está utilizando todo el ancho de banda que tiene asignado, debe permitir a las otras clases de servicio utilizar el ancho de banda que no está siendo utilizado, es decir, debe existir una reasignación del ancho de banda.

En este capítulo se describirán los mecanismos de calendarización implementados en este trabajo de tesis: *Priority Queueing (PQ)*, *Weighted Fair Queueing (WFQ)*, *Priority-based Weighted Fair Queueing (PWFQ)*, *Deficit Weighted Round Robin (DWRR)*. Estos

mecanismos funcionan de manera muy diferente, y cada uno de ellos tiene sus ventajas y desventajas, las cuales pueden aprovecharse dependiendo de la aplicación para la cual se utilicen.

### III.1.1. Priority Queueing (PQ)

El encolamiento por prioridad (PQ) fue diseñado para proporcionar, mediante un método relativamente sencillo, el soporte de diferentes clases de servicio. En PQ, los paquetes son primero clasificados por el sistema y después son colocados en diferentes colas que indican la prioridad. Los paquetes al frente de una cola dada son atendidos sólo si todas las colas de prioridad más alta están vacías. Dentro de cada cola los paquetes son atendidos en el orden en que van llegando [Semeria C., 2001], como se observa en la figura 14.

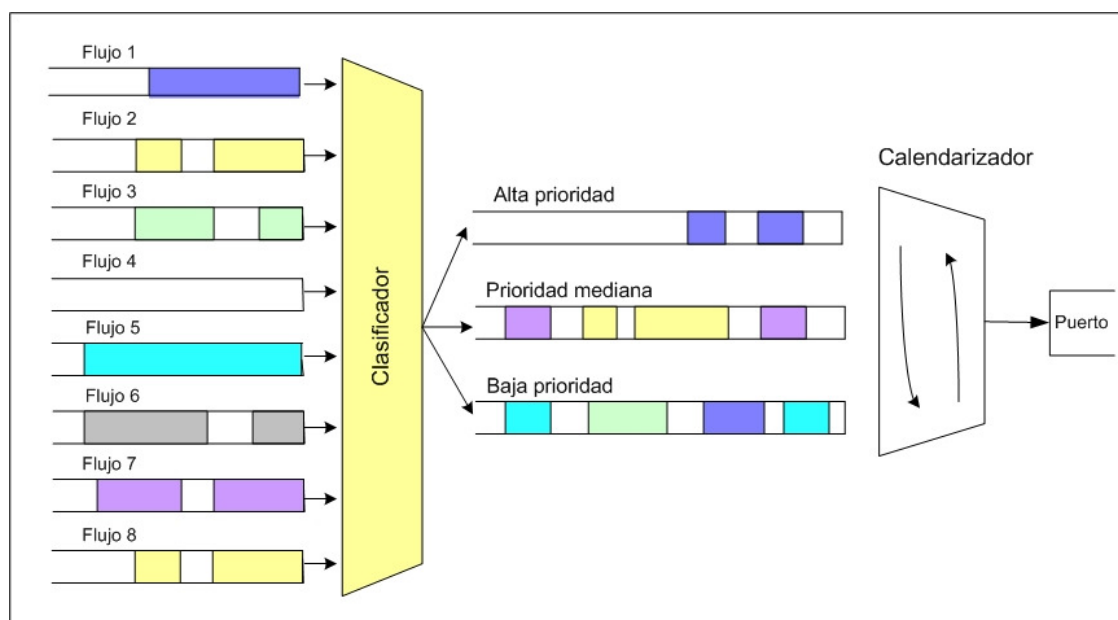


Figura 14.- Encolamiento por prioridad (PQ).

### **Ventajas y Desventajas**

La ventaja y desventaja principal de PQ es:

- ✓ PQ es un algoritmo sencillo de implementar que además proporciona protección a las clases de servicio de alta prioridad, asegurando un mínimo nivel de ancho de banda, independientemente del comportamiento de las clases de servicio de baja prioridad.
- × Debido a que atiende primero a las colas de alta prioridad mientras tengan paquetes en espera, puede dejar sin atender por periodos muy largos a las colas de baja prioridad.

### **III.1.2. Weighted Fair Queieing (WFQ)**

El encolamiento justo ponderado (WFQ) es una clase de algoritmo de calendarización que soporta asignación diferente de ancho de banda para las diferentes clases de tráfico y garantiza límites de retardo [Semeria C., 2001].

### **Modelo de fluido**

Los algoritmos WFQ son explicados frecuentemente con lo que se conoce como *modelo de fluido*. En el modelo de fluido se supone que un nodo puede atender (transmitir) simultáneamente a diferentes flujos, o equivalentemente que el flujo de tráfico es infinitamente divisible (paquetes de tamaño infinitesimal), por lo que aunque se transmiten paquetes de manera secuencial, el efecto es el mismo que si se transmitieran de manera simultánea. En una red real, por supuesto, los paquetes son procesados uno a la vez, de tal manera que el tamaño del paquete afectará al sistema de colas. Sin embargo, la

simplificación en el modelo de fluido permite visualizar la operación de las disciplinas de colas más fácilmente.

Suponga que tenemos dos flujos que comparten el enlace de manera equitativa y que todos los paquetes son del mismo tamaño. En la figura 15, en el modelo de fluido dos paquetes (color amarillo y azul) de los flujos son atendidos simultáneamente y éstos inician y terminan al mismo tiempo. Sin embargo, en el modelo de paquetes, el paquete azul tiene que ser atendido antes que el paquete amarillo. Es importante notar que aunque el paquete azul termina antes que el paquete amarillo, los dos paquetes no terminan después que sus contrapartes en el sistema de fluido.

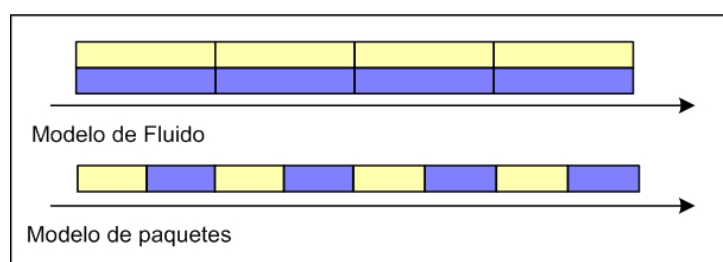


Figura 15.- Modelo de fluido y modelo de paquetes.

### **Algoritmo Generalizado para el Reparto de un Procesador (GPS)**

El GPS (*Generalized Processor Sharing*) es un algoritmo de manejo de colas basado en el modelo de fluido que proporciona una compartición con justicia del procesador, asignando una fracción del tiempo de uso del mismo a cada clase de servicio mediante la utilización de factores de peso. Se habla en general de un procesador atendiendo tareas de los diferentes usuarios, pero esto se aplica de la misma manera a un enlace de comunicaciones

transmitiendo paquetes. Suponga que hay  $N$  flujos que están siendo atendidos por un servidor con una tasa de servicio  $R$  y el  $i$ -ésimo flujo tiene asignado un peso  $\Phi_i$ , y sea  $S(i, \tau, t)$  la cantidad de datos atendidos por el flujo  $i$  durante el intervalo  $(\tau, t)$ . En GPS para cualesquiera flujos  $i, j$  con tareas pendientes (paquetes por transmitir) tenemos que:

$$\frac{S(i, \tau, t)}{S(j, \tau, t)} \geq \frac{\Phi_i}{\Phi_j} \quad (1)$$

Es decir, en el intervalo  $(\tau, t)$  al flujo  $i$  se le atiende con justicia en el sentido que recibe al menos una porción de la capacidad del procesador proporcional a su peso, dada por:

$$R_i = \frac{\Phi_i}{\sum_{j \in V} \Phi_j} \times R \quad (2)$$

donde  $V$  es el conjunto de flujos que tienen paquetes pendientes durante el intervalo en cuestión. Es claro que en el sistema GPS todos los flujos que no tienen paquetes pendientes (enviando menos que el ancho de banda asignado) cederán su parte de la capacidad del procesador a los que si están ocupados de manera proporcional a sus pesos. Es decir, a cada clase de servicio se le garantiza una porción del procesador más lo que se reasigne por no estar siendo usado por algunas otras clases de servicio. Cuando la fuente de tráfico es restringida por un *token bucket* [Wang Z., 2001] con tamaño de ráfaga  $b$  y tasa de *token*:

$$r \leq \frac{\Phi_i}{\sum_{j=1}^N \Phi_j} \times R \quad (3)$$

El GPS puede garantizar un retardo límite  $b/r$ . En esencia, el servicio que un flujo recibe en un sistema GPS es mejor o igual que el de un enlace dedicado equivalente con capacidad de:

$$\frac{\Phi_i}{\sum_{j=1}^N \Phi_j} \times R \quad (4)$$

### Weighted Fair Queuing

WFQ o PGPS (*Packet-by-Packet Generalized Processor Sahring*) es una aproximación paquetizada del calendarizador GPS. WFQ trata de emular un sistema GPS calculando el tiempo de salida de un paquete (llamado tiempo final virtual o tiempo virtual de salida) en un correspondiente sistema GPS y usando este tiempo virtual como etiqueta para calendarizar la transmisión de los paquetes. Note que el tiempo virtual de salida no es el tiempo de salida real del paquete; más bien, es un número que representa el orden en que saldrían los paquetes en el sistema GPS que se está tratando de emular. Cada paquete es etiquetado con este tiempo virtual y el calendarizador selecciona el que tiene el tiempo virtual más pequeño, que sería el paquete que se enviaría antes en el sistema GPS. Por ejemplo, si el paquete A se transmite antes que el paquete B en el sistema GPS, el paquete A será seleccionado para transmitirse antes que el paquete B en el correspondiente WFQ, (observe la figura 16).

A continuación explicaremos cómo se realiza el cálculo del tiempo virtual de salida. Primero se verá un caso simple donde todos los flujos tienen paquetes que transmitir todo el



tiempo (siempre están enviando a tasas más altas que su ancho de banda reservado). En este caso, el tiempo virtual de salida del paquete  $k$  del flujo  $i$  es igual al tiempo virtual del paquete anterior del mismo flujo más el tiempo que tarda en transmitirse el paquete actual usando el ancho de banda reservado.

Si  $F_i^k$  representa el tiempo final del  $k$ -ésimo paquete del flujo  $i$ , se tiene que:

$$F_i^k = F_i^{k-1} + \frac{L_i^k}{\Phi_i R} \quad (5)$$

donde  $L_i^k$  es la longitud en bits del paquete  $k$  del flujo  $i$ .

En el caso más general, la intensidad de los flujos de tráfico puede variar con el tiempo, dando como resultado que no siempre haya paquetes en las colas en espera de ser transmitidos. Esto a su vez provoca que haya periodos de inactividad entre la transmisión de los paquetes consecutivos. El tiempo virtual en este caso puede calcularse como:

$$F_i^k = \max[F_i^{k-1}, a_i^k] + \frac{L_i^k}{\Phi_i R} \quad (6)$$

donde  $a_i^k$  es el tiempo virtual de llegada del  $k$ -ésimo paquete de la clase  $i$  [Parekh A.K. y Gallager R.G., 1993].

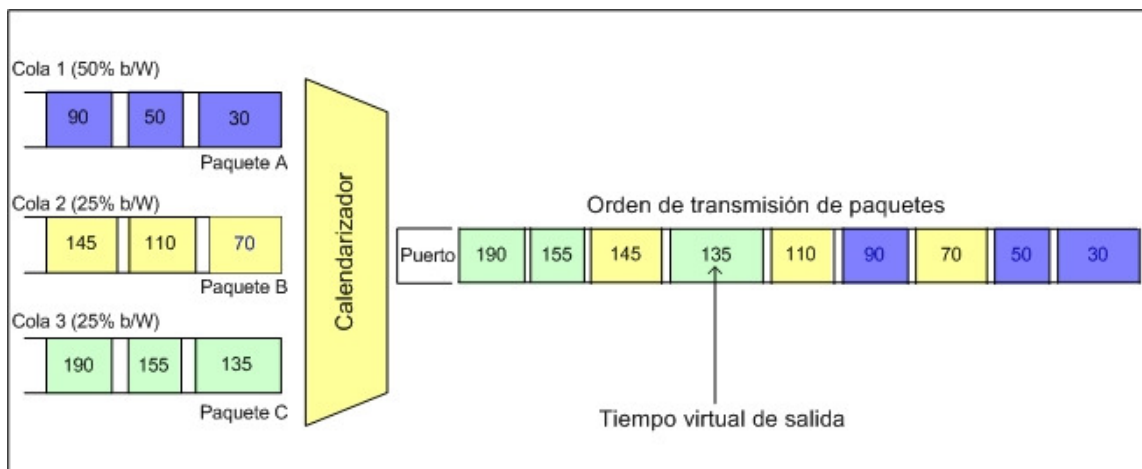


Figura 16.- WFQ Servicio de acuerdo al tiempo virtual de salida.

### Ventajas y Desventajas

La ventaja y desventaja principal de WFQ es:

- ✓ WFQ proporciona protección a cada clase de servicio asegurando un mínimo ancho de banda, independientemente del comportamiento de las demás clases de servicio.
- × WFQ es un algoritmo complejo, lo cual impacta en la escalabilidad cuando se necesita que soporte un gran número de clases de servicio.

### III.1.3. Priority-based WFQ (PWFQ)

En WFQ el único factor que se considera para tomar decisiones sobre la calendarización de paquetes es el peso. En trabajos anteriores [Parekh A.K. y Gallager R.G., 1991] se ha analizado el límite del retardo extremo a extremo que produce WFQ. El límite del retardo y el peso están directamente relacionados [Stoica I. *et al.*, 1991]. Si una clase de servicio desea tener un bajo límite de retardo, entonces necesita un peso grande.

Sin embargo, en algunas aplicaciones ciertas clases de servicio pueden necesitar retardos cortos aunque tengan un peso pequeño. Por ejemplo considere los paquetes de control en una red de comunicaciones, el volumen de los datos generalmente es bajo. Pero debido a la importancia de estos paquetes, deben ser enviados lo más pronto posible. Utilizando WFQ, para tener un bajo retardo sería necesario asignarle un peso grande. Entonces el enlace no sería utilizado eficientemente y serían admitidas menos clases de servicio en el sistema.

Para hacer WFQ más flexible se introdujo un atributo de prioridad al calendarizador WFQ con el fin de manejar mejor los límites de retardo de encolamiento de las estaciones. WFQ calcula el tiempo virtual de salida de un paquete en una clase de servicio con cierto peso. Entre más grande sea el peso, más pequeño será el tiempo virtual de salida y por ende el retardo.

En PWFQ se introdujo un mecanismo llamado ventana deslizante. Una ventana se define como un intervalo de tiempo (virtual) de longitud fija y cuyo inicio es el tiempo actual del reloj virtual. Todos los paquetes cuyo tiempo virtual de salida caiga dentro de la ventana, serán considerados que tienen tiempos de salida similares. Cada vez que el calendarizador va a decidir qué paquete enviar, comparará entre todos los paquetes cuyo tiempo virtual está dentro de la ventana y escogerá el paquete con la prioridad más alta. Así los paquetes con bajo peso pero con alta prioridad se enviarán antes que en un sistema WFQ. La diferencia en el tiempo de salida entre WFQ y PWFQ puede ser de hasta el tamaño de la ventana.

Utilizando este mecanismo, el tamaño de la ventana deslizante tiene un gran impacto en el retardo de un paquete. Un caso extremo es fijar el tamaño de la ventana a infinito. En ese caso, todos los paquetes caerán dentro de la ventana, entonces, todos los paquetes serán calendarizados de acuerdo únicamente con su prioridad. El calendarizador se convierte entonces en PQ. El otro extremo es un tamaño de ventana de cero, el algoritmo se comporta exactamente como WFQ, dado que no se consideran las prioridades para decidir, porque sólo el paquete con el tiempo virtual de salida más pequeño puede estar dentro de la ventana.

Una de las contribuciones del algoritmo PWFQ es que trata de encontrar un balance entre WFQ y PQ. El mecanismo de la ventana deslizante integra el peso y la prioridad ajustando el tamaño de la ventana. Si se selecciona un tamaño de ventana adecuado, las fuentes con bajo peso pero con alta prioridad tendrán con un retardo limitado, oportunidad de ser atendidas. Por otro lado, aún las fuentes con baja prioridad, tendrán garantizado en el largo plazo un mínimo ancho de banda, al igual que en WFQ [Wang S. E *et al.*, 1998].

#### **III.1.4. Deficit Weighted Round Robin (DWRR)**

Para poder entender cómo funciona DWRR es necesario conocer primero WRR, el cual es la base de DWRR sólo que éste último utiliza un contador de créditos. WRR o CBQ (*Class-based Queuing*) realiza encuestas cíclicas y soporta asignación de diferentes requerimientos de ancho de banda. En este mecanismo a cada cola se le asigna un peso que corresponde a un porcentaje del ancho de banda total, de tal manera que se maneja una

diferenciación de servicios. El peso define el mínimo de veces que el controlador encuesta a cada clase de servicio en una ronda.

Con WRR se asegura que todas las colas de más baja prioridad tengan la oportunidad de enviar por lo menos un paquete en cada ronda de servicio.

Para poder utilizar WRR es necesario que los paquetes sean primero clasificados dentro de varias clases de servicio y después asignados a una cola especialmente dedicada a esa clase de servicio. Una vez hecho esto, se procede a hacer la encuesta cíclica tomando en cuenta los pesos. Para que este algoritmo funcione adecuadamente, todos los paquetes deben ser de la misma longitud.

En la figura 17, se muestra un ejemplo en el que la cola de tráfico de tiempo real tiene asignado un 25% del ancho de banda, la de tráfico interactivo un 25% y la de transferencia de archivos un 50% del ancho de banda. WRR soporta esta asignación de pesos visitando la cola de transferencia de archivos dos veces en cada ronda de servicio.

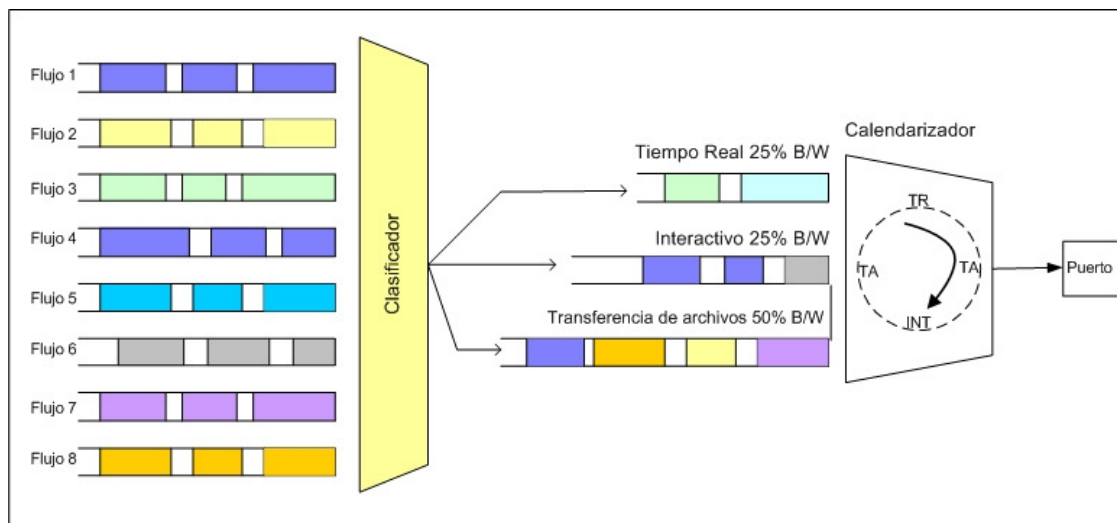


Figura 17.- Clasificador de paquetes y WRR.

DWRR, por su parte, soporta paquetes de longitud variable. Las encuestas en DWRR son cíclicas y sólo se visita una vez a cada clase de servicio en una ronda. Para lograr la diferenciación, en DWRR se utiliza un peso, un contador de créditos y un *quantum*.

El **peso** representa el porcentaje de ancho de banda que será asignado a una cola.

El ***quantum*** es en general diferente para cada clase de tráfico, es proporcional al peso correspondiente y es expresado en términos de octetos.

El **contador de créditos** es incrementado por un *quantum* cada vez que se recibe una encuesta del calendarizador mientras haya paquetes en espera de ser transmitidos. Este contador de créditos se compara con el tamaño del paquete al frente de la cola; si es mayor se envía el paquete y se decrementa el contador de créditos, de lo contrario, es decir, si es

menor, esperará a seguir acumulando créditos hasta que sean suficientes para enviar el paquete que está en espera al frente de la cola.

El contador de créditos permite a una cola, a la cual no le fue permitido enviar un paquete en la ronda anterior (porque su paquete era más grande que el incremento de créditos acumulados) guardar los créditos y usarlos en una ronda posterior de servicio.

En resumen, las encuestas por parte del controlador son cíclicas, consistiendo en una encuesta a cada estación por ciclo, y es la estación la que decide si puede o no enviar un paquete dependiendo del número de créditos que ha acumulado.

En la figura 18, se muestra un ejemplo, en el que el flujo 1 tiene asignado un porcentaje del 50% del ancho de banda, mientras que los flujos 2 y 3 de 25%. Esto implica que los paquetes del flujo 1 serán enviados más rápidamente que los del 2 y 3. Debido a que el flujo 1 tiene un 50% del ancho de banda, éste recibe un *quantum* de 1000 bits y los otros de 500. Por lo tanto, el flujo 1 puede enviar mayor cantidad de información cada vez que es visitado por el calendarizador. Si el flujo 1 requiere enviar un paquete de 1500 octetos, necesitará ser visitado 2 veces para poder acumular 2000 octetos en el contador de créditos y poder enviar su paquete [Semeria C., 2001].

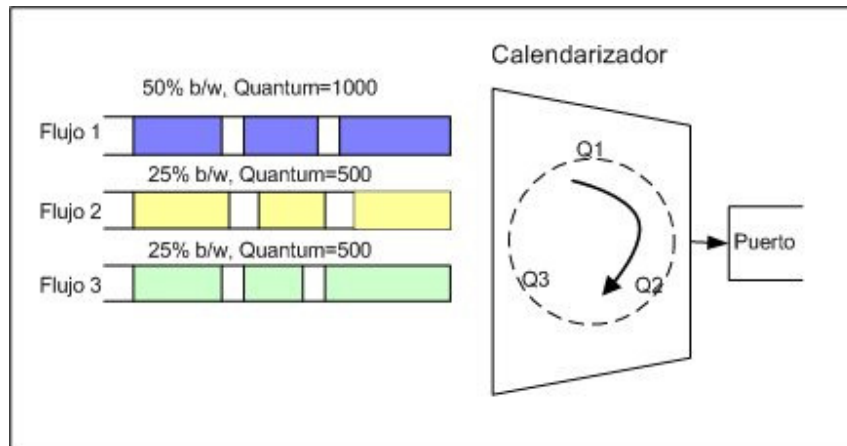


Figura 18.- DWRR.

### Ventajas y Desventajas

La ventaja y desventaja principal de DWRR es:

- ✓ El algoritmo es más sencillo que el de WFQ.
- ✗ No proporciona garantías de retardo extremo a extremo tan precisamente como otros mecanismos de calendarización.



## CAPÍTULO IV

---

### IMPLEMENTACIÓN DE LOS MECANISMOS DE CALENDARIZACIÓN EN EL MODELO DE IEEE 802.11

#### IV.1. INTRODUCCIÓN

La implementación de los mecanismos de calendarización se llevó a cabo a través de simulaciones. Utilizando un buen simulador es posible obtener resultados confiables sobre el desempeño del sistema. Para la implementación de los mecanismos PQ, WFQ, PWFQ y DWRR se utilizó la Herramienta de Simulación de Ingeniería de Red Optimizada (OPNET, Optimized Network Engineering Tool) versión 9.0 PL4, el cual es un sistema capaz de simular en forma detallada los diferentes elementos de una red y de predecir su desempeño. OPNET incluye herramientas para el diseño de modelos, simulación, recopilación y análisis de resultados. OPNET divide los modelos en tres niveles: Red, Nodos y Procesos, cubriendo todos los niveles jerárquicos (o dominios) de un modelo. A continuación se describe brevemente cada dominio.

#### *Dominio de Red*

Se refiere a las especificaciones de un sistema en términos de dispositivos de alto nivel llamados nodos y enlaces de comunicación entre ellos. Físicamente los nodos corresponden a varios tipos de equipo de comunicaciones, tales como: enrutadores, puentes, conmutadores, terminales, computadoras, servidores, etc.

Es la descripción general de los objetos contenidos en el sistema, especificando la localización física, configuración e interconexión entre ellos. Para la implementación de los mecanismos de calendarización, se empleo el modelo de 802.11 incluido dentro de OPNET, el cual fue construido basándose en el estándar de IEEE 802.11.

#### *Dominio de Nodos*

Especifica las capacidades de los nodos en términos de la aplicación, del procesamiento, del encolamiento y de las interfaces de comunicación. Cada nodo, a su vez, puede contar con varios bloques que ejecuten tareas independientes. Estos bloques pueden corresponder a las diferentes capas o subcapas de los protocolos de comunicaciones, tales como aplicación, TCP, IP, MAC, etc.

### *Dominio de Procesos*

Se refiere a las especificaciones de comportamiento para los procesos que operan dentro de los bloques que constituyen cada nodo del sistema. Un proceso se define a través de un diagrama de estados, de las acciones que se ejecuten en cada estado y de las condiciones para la transición entre estados.

El modelo de procesos en OPNET se puede usar para implementar una gran variedad de subsistemas (hardware y software), incluyendo protocolos de comunicación, algoritmos, disciplinas de servicio, generadores de tráfico, colectores de estadísticas, etc. Un proceso individual o un grupo de procesos se definen para implementar una tarea particular dentro de un módulo.

El modelo de procesos es implementado a través de máquinas de estado finito (FSM, *Finite State Machine*) conectadas por medio de líneas de transición, las cuales se dan a través de interrupciones. Dentro de los estados se puede incluir un código de programación para que realice una cierta tarea. El lenguaje de programación de OPNET es PROTO C que es compatible con C++, con algunas adiciones que facilitan la compilación de los programas para su ejecución. Las FSM pueden ser representadas a través de estados forzados o no forzados. Dentro de OPNET los estados forzados son de color verde, mientras que los estados no forzados son de color rojo. La diferencia entre ellos se explica enseguida.

El código por ejecutar en cada estado se divide en dos partes: las instrucciones de entrada, que se ejecutan cuando la FSM llega al estado, y las de salida, que se ejecutan cuando la

FSM está a punto de transitar a otro estado. Si se trata de un estado no forzado después de ejecutar las instrucciones de entrada, la FSM detendrá temporalmente la ejecución (estará latente) y sólo ejecutará las instrucciones de salida cuando se dé una interrupción para posteriormente pasar a otro estado. Cuando se trata de estados forzados, no hay pausa, entra la ejecución de las instrucciones de entrada/salida y la transición al siguiente estado.

Las interrupciones pueden deberse a la recepción de un paquete, pueden provenir de otro módulo, o bien, puede tratarse de interrupciones calendarizadas por el mismo módulo.

Las transiciones entre los estados pueden ser condicionadas o incondicionales. Una transición condicionada implica que para pasar al siguiente estado forzosamente se debe cumplir con alguna condición específica. Las transiciones incondicionales indican que no hay condiciones que cumplir.

Una simulación en OPNET opera bajo una secuencia de estados para un sistema determinado. El modelo evoluciona a través de estos estados en función del tiempo, basándose en el comportamiento de los componentes del modelo y de sus interacciones. La noción del tiempo de una simulación no está directamente relacionada con el tiempo que toma para correr la simulación. Las simulaciones en OPNET están basadas en eventos discretos, donde el progreso del modelo en términos del tiempo de simulación está dado por puntos individuales, en donde puede ocurrir un cambio. El término dado por OPNET para estos puntos es “eventos”. OPNET permite que ocurran múltiples eventos simultáneamente, lo que da una idea de que el tiempo de ejecución de una tarea puede ser cero.

La implementación de los mecanismos de calendarización de WFQ, PWFQ, PQ, y DWRR se realizó bajo los dominios de red, nodo y proceso.

#### *Proyectos y escenarios*

Un escenario incluye red, nodo y proceso, más parámetros de simulación. Un proyecto puede consistir de varios escenarios.

## **IV.2. MODELO IEEE 802.11 ORIGINAL**

El modelo de simulación de 802.11 original en el cual se basó la realización de este trabajo de tesis, viene incluido en OPNET y cuenta, entre otros, con un escenario para la PCF. En este escenario se modificó el número y el tipo de estaciones móviles. A nivel de los módulos de nodos se modificó la parte correspondiente a la aplicación para simular la

generación de diferentes tipos de tráfico (video, voz y WWW; ver Apéndice A). Y la modificación más importante consistió en sustituir el bloque correspondiente a la subcapa MAC con versiones que incluyen los diferentes mecanismos de calendarización de paquetes.

#### **IV.2.1. Modelo de Red**

El modelo de red utilizado es una BSS de infraestructura con un AP y 10 estaciones de trabajo, de las cuales 4 estaciones transmiten tráfico de voz, 4 tráfico de datos (WWW) y 2 transmiten video. En la figura 19 se muestra el modelo de OPNET en el dominio de red. La distancia entre las estaciones no se toma en cuenta, se considera que todas las estaciones pueden verse entre sí, es decir, no hay nodos ocultos.

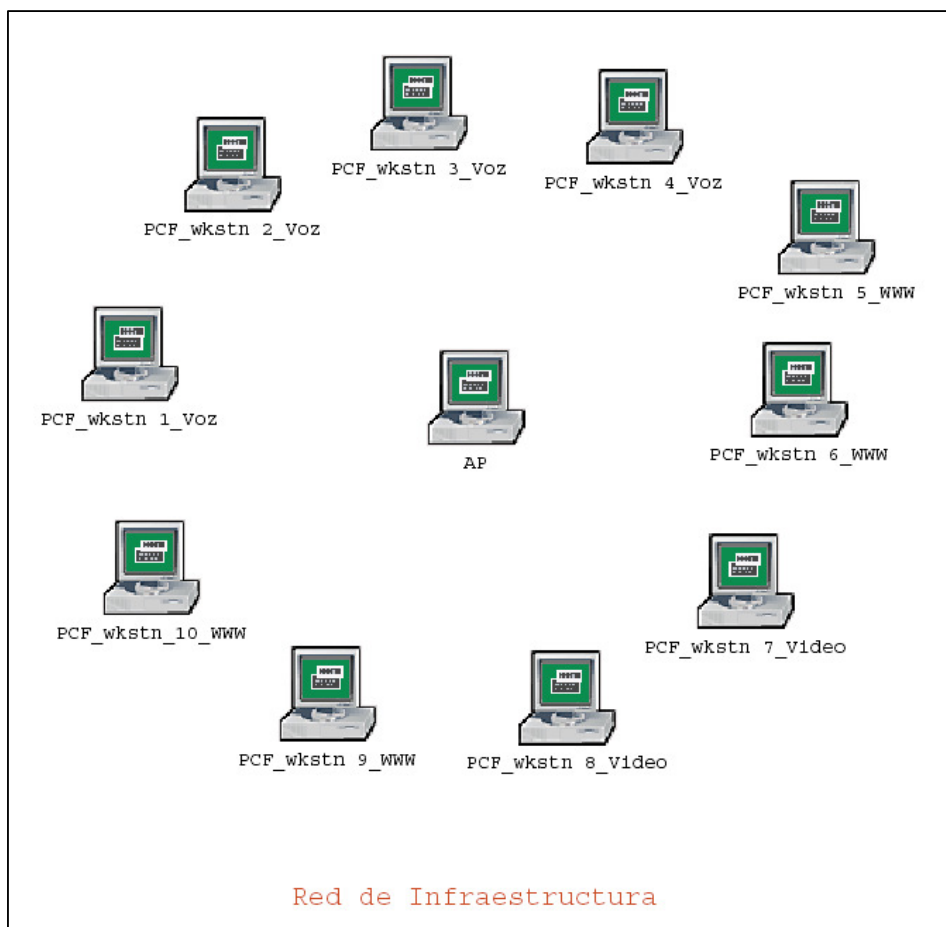


Figura 19.- Dominio de red del modelo original de IEEE 802.11.

#### IV.2.2. Modelo de nodos

En el modelo de nodos que se muestra en la figura 20, es donde se encuentra el proceso de la capa MAC y la fuente de tráfico. Este modelo de nodos es igual para todas las estaciones, excepto por la fuente de tráfico.

En este modelo de nodos es donde se generan las tramas de las fuentes de tráfico y se segmentan en un tamaño de 1500 bits, además, se les agrega el encabezado de TCP/IP de

320 bits. Las tramas generadas son enviadas a la subcapa MAC en el proceso **wireless\_lan\_mac** en donde se envían a las estaciones destino y también es donde se reciben las tramas provenientes de las otras estaciones. Para realizar este trabajo se modificó el proceso llamado **“wireless\_lan\_mac”** que se observa en la figura.

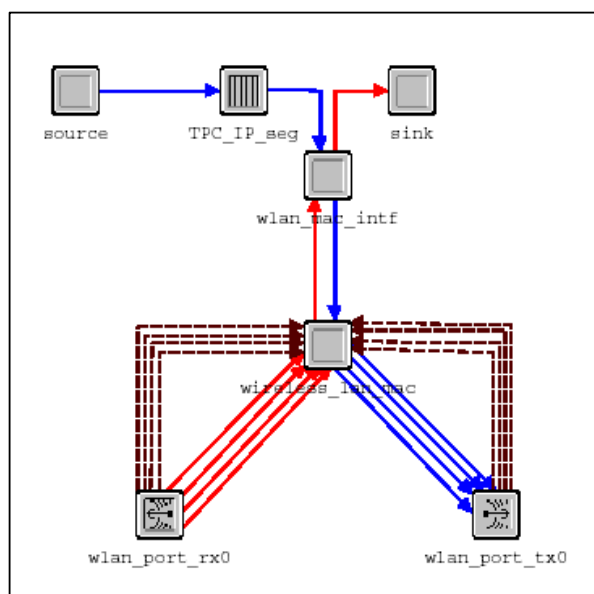


Figura 20.- Dominio de nodos del modelo original.





Este modelo cuenta con un bloque de funciones (FB, *Function Block*) que realizan tareas necesarias para controlar y ejecutar las dos funciones principales de la capa MAC: la DCF y la PCF. Para realizar este proyecto sólo se trabajó en lo relacionado con la función PCF. A continuación, en la tabla I, se muestra la lista de las funciones del FB, resaltando con negritas las funciones más importantes que se modificaron para implementar los mecanismos de calendarización.

Tabla I. Lista de Funciones del programa Original	
1. wlan_mac_sv_init()	10. wlan_accepted_frame_status_update()
2. wlan_higher_layer_data_arrival()	11. wlan_schedule_deference()
3. wlan_hplk_enqueue()	12. wlan_frame_discard()
4. wlan_frame_transmit()	13. wlan_pcf_frame_discard()
5. wlan_prepare_frame_to_send()	14. wlan_rvc_channel_status_update()
6. wlan_interrupts_process()	15. wlan_mac_error()
7. wlan_physical_layer_data_arrival()	16. wlan_poll_list_mem_find()
8. wlan_tuple_find()	17. wlan_hld_list_elem_comp()
9. wlan_data_process()	18. wlan_frame_type_conv()

### Funcionamiento de la PCF

Para explicar mejor el funcionamiento de la PCF se verán las principales operaciones llevadas a cabo por el AP y por las estaciones móviles en este modelo.

#### ➤ Inicialización y creación de lista de encuesta

Al inicio del programa en el estado **BSS\_INIT** el AP genera una lista de las estaciones en la BSS que pueden responder a una encuesta y las ordena por dirección MAC en forma ascendente. Esta lista se utiliza para realizar la encuesta y se llama *polling\_list*.

#### ➤ Reservación del medio durante el periodo de libre contienda (CFP)

La reservación del medio se hace cuando el AP envía a todas las estaciones la trama de aviso (*beacon*) y éstas fijan su NAV para no intentar transmitir durante ese periodo de tiempo, como se describe en la figura 22. La primera vez, en el estado **BSS\_INIT**, el AP

programa una interrupción que indica que se debe enviar la trama de aviso. Los siguientes avisos se programan en otra función como veremos adelante.

Inicialmente, el control del programa se encuentra en el estado **IDLE**. Cuando se genera alguna interrupción se ejecuta la función **wlan\_interrupts\_process()** que se encuentra dentro del bloque de funciones.

Cuando se genera la interrupción de inicio de CFP la función **wlan\_interrupts\_process()** programa la interrupción para el fin de CFP actual y el inicio del siguiente. Si se trata de iniciar el CFP entonces debe enviar la trama de aviso y el control del programa pasa al estado **TRANSMIT**.

En el estado **TRANSMIT** se llama a la función **wlan\_frame\_transmit()** en la que se decide, de acuerdo al tipo de trama, la dirección destino que llevará y se ejecuta a la función **wlan\_prepare\_frame\_to\_send()**.

En la función **wlan\_prepare\_frame\_to\_send()** se genera, se prepara y se envía la trama de aviso.

#### ➤ **Recepción de la trama de aviso**

Cuando una estación está inactiva se encuentra en el estado **IDLE**. Una vez que recibe alguna trama se ejecuta la función **wlan\_interrupts\_process()**. Si se trata de una trama de aviso se hará un llamado a la función **wlan\_physical\_layer\_data\_arrival()**, en donde se

obtiene el valor del NAV de la trama y con este valor se fija el NAV de la estación, como se observa en la figura 22.

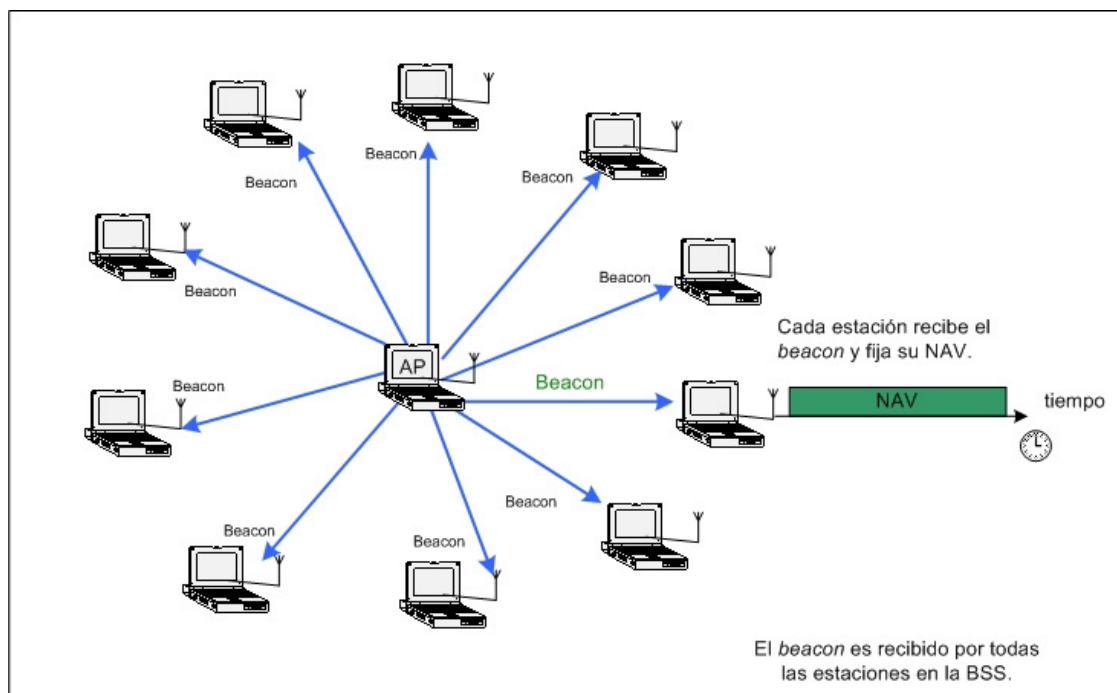


Figura 22.- Envío de *beacon* a las estaciones en la BSS.

### ➤ Encuestado de estaciones de la BSS

Una vez que el AP envía el aviso, espera un tiempo de intertrama corto (SIFS) y regresa el control al estado **TRANSMIT** en la función `wlan_frame_transmit()`, donde empezará a encuestar a las estaciones que se encuentren en la lista de encuesta. La encuesta se realiza en forma ascendente de acuerdo a la dirección MAC, y se empieza a encuestar a la estación número uno en la lista, en cada inicio de CFP. Cada vez que se va a encuestar a una estación se incrementa un contador de número de encuestas. Una vez que se decide a quién

va a ser dirigida la encuesta se llama a la función **wlan\_frame\_transmit()**, donde se prepara y se envía la trama de encuesta.

Después de enviar la encuesta, el AP pasa a un estado de espera (**WAIT\_FOR\_RESPONSE**) por un periodo de SIFS o hasta que recibe una respuesta de la estación encuestada. Si el tiempo se vence, entonces el AP regresa al estado de **TRANSMIT** para volver a encuestar a la misma estación o encuestar a la siguiente en la lista. El número de veces que se encuesta a una estación sin recibir respuesta de ella, esta determinado por un límite llamado *retry\_limit*. Si se llega a este valor, entonces encuestará a la siguiente estación en la lista.

Cada vez que el AP recibe una trama de la estación encuestada verifica un campo llamado *more\_frag* que indica si la estación todavía tiene paquetes pendientes que enviar. Si esta bandera es igual a verdadero, entonces el AP volverá a encuestar a esta estación hasta que sea igual a falso, es decir, hasta que la estación no tenga tramas pendientes que enviar.

#### ➤ **Recepción y envío de tramas en el AP**

Cuando el AP recibe una respuesta de la estación encuestada llama a la función **wlan\_physical\_layer\_data\_arrival()**. Aquí se verifica que la trama proceda de la estación encuestada y de qué tipo de trama se trata. La estación puede enviar ya sea una trama de datos o una trama llamada *Data\_Null* que indica que la estación no tiene nada que enviar. Si el AP recibe una trama de datos de la estación, la trama es almacenada en una lista de tramas de acuerdo a la estación destino. Enseguida pasa al estado de **TRANSMIT** donde

envía un reconocimiento (ACK) a la estación emisora. La figura 23 muestra el procedimiento de encuestado, primero el AP envía la encuesta, la estación responde con una trama de datos, el AP guarda esta trama en una lista y contesta a la estación con un ACK.

Hasta que el AP encueste a la estación destino, le envía como carga a cuentas la trama junto con la encuesta respectiva. De esta forma, las tramas no son reenviadas inmediatamente, sino hasta que es turno de la estación destino de ser encuestada. El AP encuesta a la estación mientras tenga tramas pendientes que enviarle. En la figura 24 se muestra cómo el AP encuesta a la estación destino y además le envía la trama que tenía pendiente para ella.

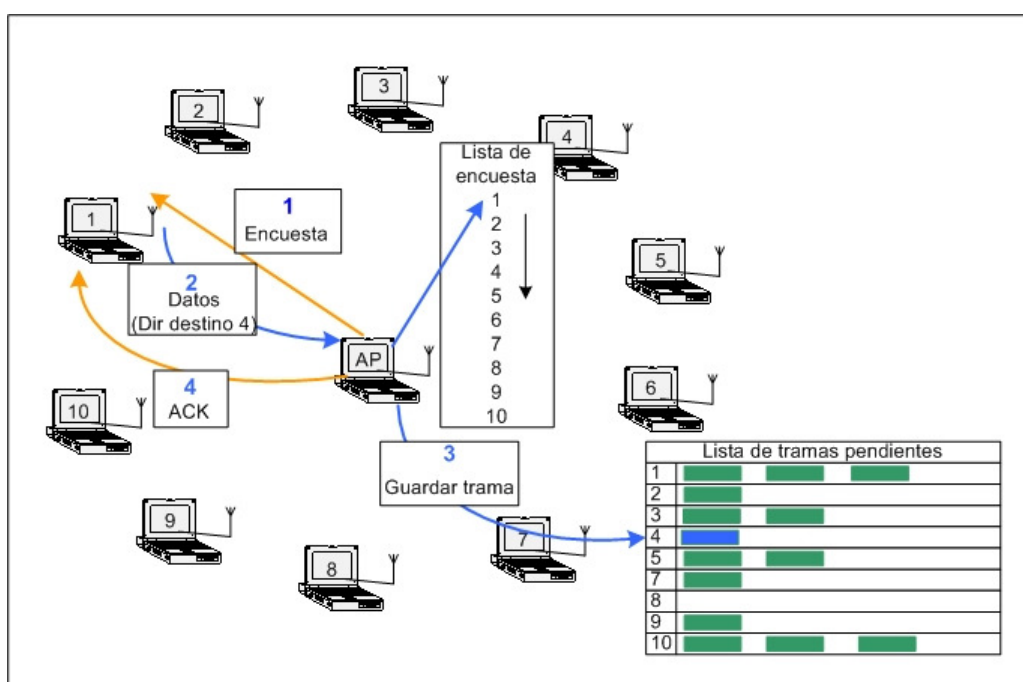


Figura 23.- Encuestado del AP.

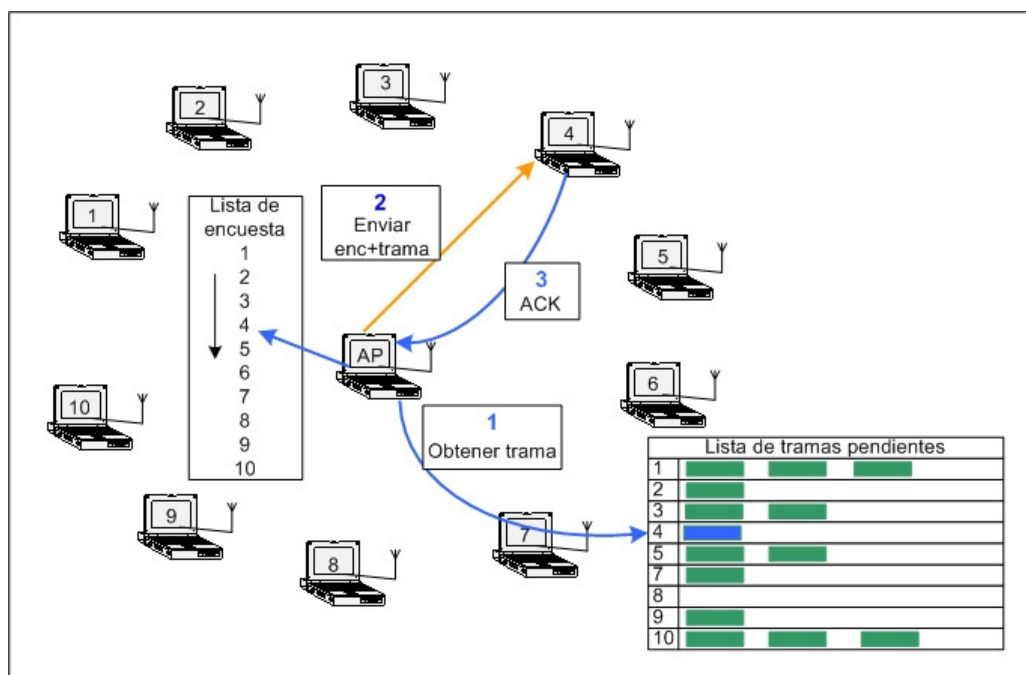


Figura 24.- Envío de encuesta y trama como carga a cuestras.

➤ **Recepción de trama en las estaciones y envío de ACK al AP**

Cuando la estación recibe una trama, primero llama a la función `wlan_interrupts_process()` para determinar el tipo de interrupción. Si se trata de la llegada de una trama, llama a la función `wlan_physical_layer_data_arrival()` para obtener la trama recibida y mandarla a capas superiores. Finalmente, la estación responde a la encuesta con una trama si tiene algo pendiente que enviar o con un ACK en caso contrario.

➤ **Finalizar el CFP**

Cuando se genera la interrupción para la finalización del periodo de libre contienda en el AP, en la función `wlan_interrupts_process()` se actualiza una bandera llamada `tx_cfp_end` que indica que debe enviarse la trama de fin de CFP, sin embargo, el periodo



libre de contienda no termina en ese momento. Si el AP está encuestando a una estación que todavía tiene paquetes pendientes, entonces pospone el envío de la trama de fin de CFP hasta que termine de encuestar a dicha estación. Una vez que ha terminado, regresa al estado **TRANSMIT** y la función **wlan\_frame\_transmit()** llama a **wlan\_prepare\_frame\_to\_send()** quien genera y envía la trama de fin de CFP. Es hasta entonces cuando realmente finaliza el CFP.

Cuando las estaciones móviles reciben una trama de fin de CFP, actualizarán una bandera que indica que se encuentran fuera del CFP, lo que les permitirá iniciar al proceso de competencia por el canal en caso necesario.

### **IV.3. MODELO WFQ PROPUESTO**

Para implementar el modelo de WFQ, no fue necesario realizar cambios en los dominios de red y de nodos del modelo original, sólo en el dominio de procesos. Las modificaciones se realizaron sobre las funciones del FB y no sobre los estados mismos. Para explicar cómo se realizó este trabajo se tomarán en cuenta la mayoría de los procedimientos explicados en el modelo original.

#### **➤ Inicialización y creación de lista de encuesta**

Antes que nada, fue necesario asignarle un peso a cada estación de la BSS. Este peso corresponde a un porcentaje del total de ancho de banda del canal. Este procedimiento se realizó en el estado **BSS\_INIT**. El peso asignado a cada una de las estaciones está

determinado por el tipo de tráfico que genera la estación. Este campo de peso fue agregado a los elementos de la lista de encuesta *polling\_list*. En este mismo estado, la lista se ordenó de mayor a menor peso.

Además del campo de peso, también se le agregan otros dos campos para poder realizar el algoritmo de WFQ llamados *packet\_sizes* y *previous\_finish\_time*. Para que este algoritmo funcione es necesario que el AP tenga conocimiento, lo mas actualizado posible, de las tramas que se encuentran en espera de ser transmitidas en las colas de cada una de las estaciones. El campo *packet\_sizes* es una lista que se usa con éste propósito. Los elementos de esta lista contienen el tamaño de las tramas y su tiempo virtual de llegada, que en realidad es el tiempo virtual correspondiente al instante en que le llegó al AP el aviso de que esa trama existía. Cabe mencionar, que las estaciones avisan al AP de las nuevas tramas que están en sus colas mediante un apéndice que se agrega a las tramas de datos. Finalmente, los elementos de esta lista contienen también un estimado del tiempo de fin de servicio ( $F_i$ ) que es utilizado por el AP a la hora de tomar la decisión. El campo *previous\_finish\_time* se utiliza para guardar el tiempo virtual de la última vez que se le debió dar servicio a esa estación, que también es necesario para el algoritmo. La figura 25 muestra la lista de encuesta del AP en WFQ. La lista está formada por cuatro campos, a diferencia del modelo original donde sólo se tenía la dirección MAC de las estaciones.

Lista de Encuesta			
Dirección	Peso	Lista de Tam de paquetes pendientes	Tiempo final anterior
1			
2			
3			
4			
7			
8			
5			
6			
9			
10			




Figura 25.- Lista de encuesta del AP en WFQ.

En el modelo de WFQ el AP es quien decide a qué estación se va a encuestar para permitirle enviar sus paquetes pendientes. Esto lo hace con el algoritmo de WFQ. Para que el AP pueda tomar esta decisión necesita como se mencionó anteriormente, estar informado del número de paquetes que tiene cada estación y del tamaño de cada uno de ellos. Para hacer esto se modificó el formato de las tramas de datos del modelo original y se agregó el campo *packet size list*. Cada vez que una estación va a enviar una trama de datos al AP, le envía la lista con la información de los paquetes que no han sido informados. Es decir, si una estación ya informó de sus paquetes pendientes y le envía alguna trama al AP, el tamaño de lista será cero. Sólo si la estación genera nuevos paquetes, entonces enviará al AP la lista de los nuevos paquetes pendientes.

En la figura 26 se muestra un ejemplo. Primero se encuesta a la estación 4, quien tiene 4 tramas pendientes por enviar e informa al AP. El AP guarda esta lista de tramas pendientes en la lista de encuesta. Para la siguiente vez que la estación 4 es encuestada no tendrá

tramas nuevas que informar, dado que el AP ya tiene conocimiento de las tramas pendientes.

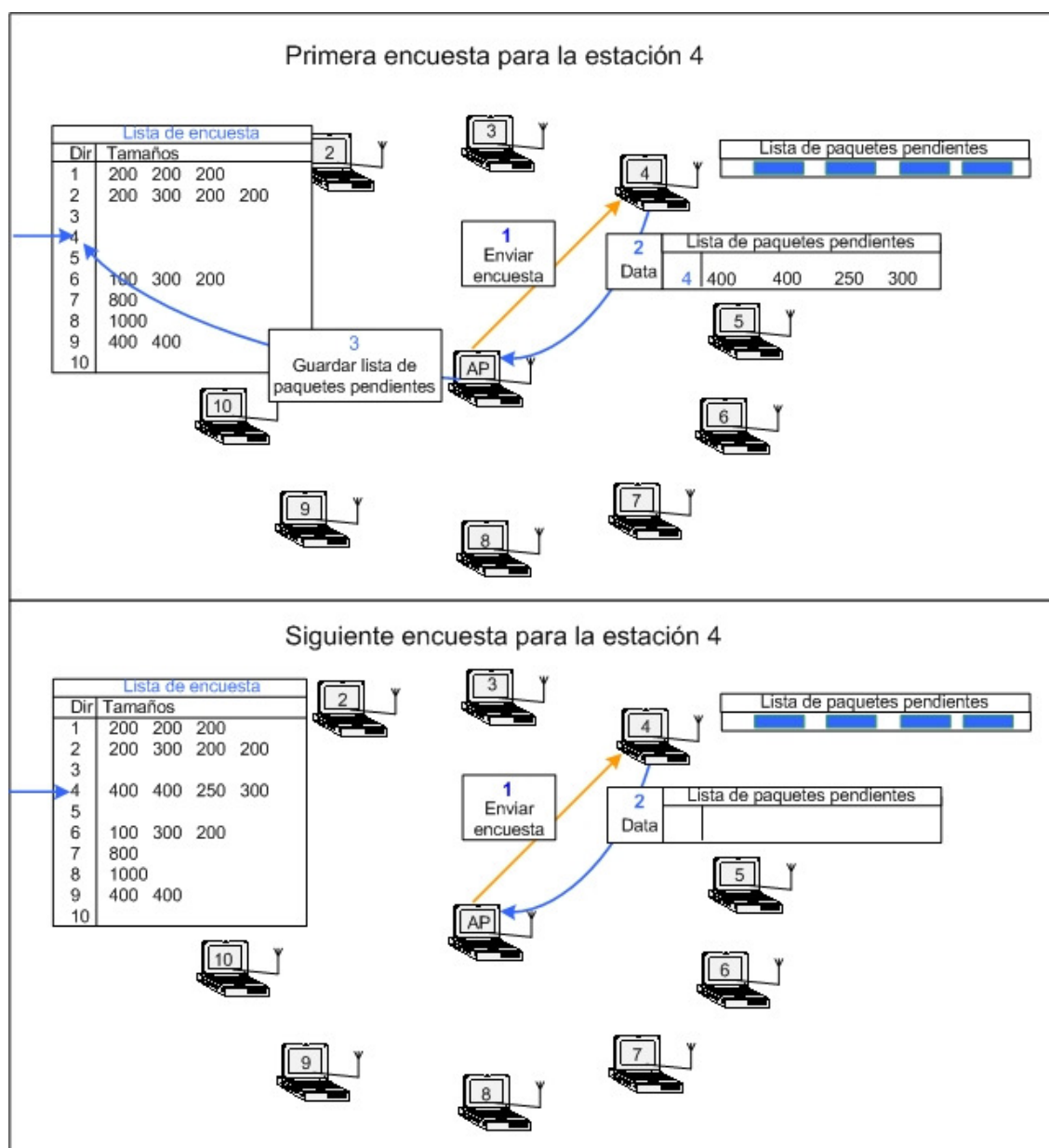


Figura 26.- Ejemplo del envío de la lista de paquetes pendientes.

➤ **Reservación del medio durante el periodo de libre contienda (CFP)**

La reservación del medio para el modelo de WFQ se realiza de la misma forma que en el modelo original. Es decir, se envía una trama de aviso (*beacon*) para que las estaciones reserven su NAV.

➤ **Recepción de lista de paquetes pendientes en el AP**

Como ya se vio anteriormente, en este modelo cada vez que una estación va a enviar una trama también envía como carga a cuestas la lista de los tamaños de los paquetes pendientes. Cuando el AP recibe esta lista en la función **wlan\_physical\_layer\_data\_arrival()** primero actualiza el tiempo virtual del último uso de canal, después se actualiza la suma de  $\Phi$ s activas, que corresponde a las estaciones que tienen paquetes pendientes, y finalmente se calcula el tiempo virtual de llegada de las nuevas tramas de las que está recibiendo notificación. En la figura 27 se muestra como la lista de encuesta guarda a su vez otra lista de tamaños que también tiene el campo de tiempo virtual de llegada.

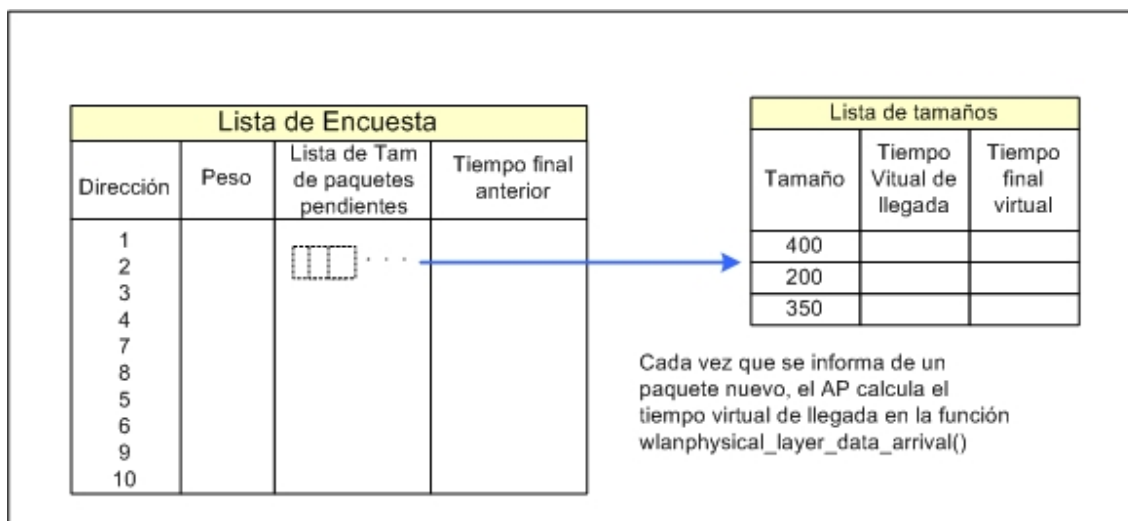


Figura 27.- Lista de encuesta y lista de tamaños de paquetes.

#### ➤ Encuestado de estaciones de la BSS

Una vez que el AP tiene el control del medio determinará por medio del algoritmo de WFQ qué estación es la ganadora y le enviará una encuesta. Este procedimiento se lleva a cabo dentro del estado **TRANSMIT** en la función **wlan\_frame\_transmit()**. Primero verifica que el paquete que esté al frente de la cola de cada estación tenga calculado el tiempo virtual de salida, si no es así lo calcula. Una vez que cuenta con este valor busca en la lista de paquetes el que tenga el tiempo virtual de salida más pequeño. La estación con ese paquete será la ganadora. Esta competencia sólo se realiza entre los paquetes al frente de la cola de todas las estaciones de la lista de encuesta.

Para asegurar que el AP se encuentre lo más informado posible sobre los paquetes pendientes en cada una de las estaciones y así pueda tomar una decisión más justa, además del procedimiento de encuestado antes explicado, se realiza de manera periódica una

encuesta cíclica a todas las estaciones de la lista. Esto se lleva a cabo al principio del CFP en cada determinado número de periodos ( $num\_of\_CFPs\_to\_wait$ ) con el fin de que todas las estaciones tengan la oportunidad de informarle al AP sobre los paquetes pendientes en sus colas. En las simulaciones se tomó el valor  $num\_of\_CFPs\_to\_wait = 5$ . La figura 28 muestra un esquema de lo antes mencionado.

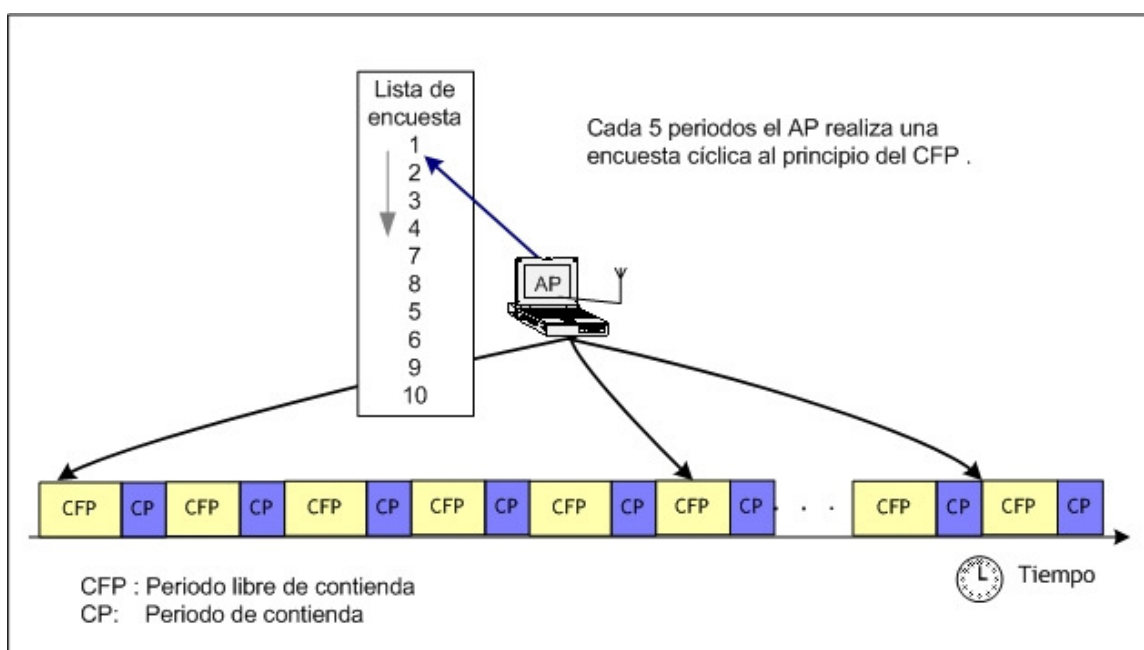


Figura 28.- Encuesta cíclica.

### ➤ Recepción y envío de tramas en el AP

Recordemos que las tramas que se envían de una estación a otra en una misma BSS pasan a través del AP. Tomemos en cuenta que en el modelo original el AP guarda las tramas que recibe y las envía a su destino final cuando le toca el turno a esta última estación de ser encuestada, como se describió en la sección IV.2.3.

En el modelo de WFQ el reenvío de las tramas en el AP se hace inmediatamente después de recibirlas como se observa la figura 29. Lo anterior se puede interpretar como que el permiso otorgado por la encuesta a la estación transmisora es para que la trama viaje el trayecto completo hasta la estación receptora. El propósito es el de reducir el retardo extremo a extremo de tramas individuales.

➤ **Recepción de trama en las estaciones y envío de ACK al AP**

Este procedimiento se lleva a cabo de la misma forma que en el modelo original. Cuando la estación recibe una trama (en cuyo caso se genera una interrupción), primero llama a la función `wlan_interrupts_process()` para determinar el tipo de interrupción que se trata, en el caso de la llegada de una trama, llama a función `wlan_physical_layer_data_arrival()` para obtener la trama recibida y mandarla a capas superiores. Finalmente, la estación responde a la encuesta con una trama si tiene algo pendiente que enviar, sino es así entonces sólo le responde al AP con un ACK.



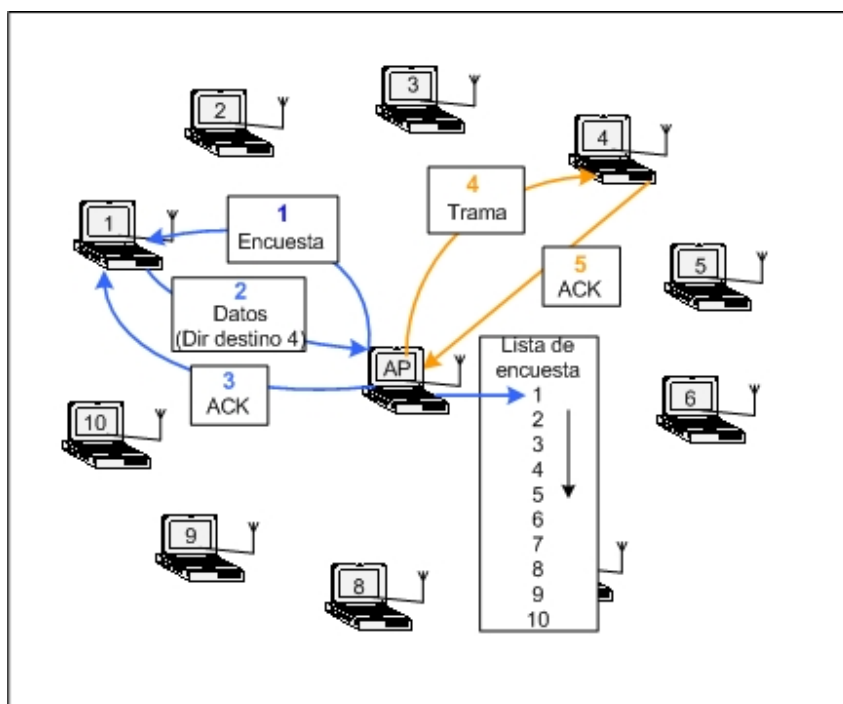


Figura 29.- Reenvío de trama inmediato en WFQ.

### ➤ Finalizar el CFP

En el modelo original, cada vez que se genera la interrupción de inicio de CFP se programa a su vez la interrupción para el siguiente inicio de CFP, para que inicie dentro de un tiempo definido por el parámetro *Intervalo de Beacon*, cuya longitud abarca un CFP y un CP. Es decir, los CFPs inician en intervalos de tiempo fijos y de manera periódica, como se observa en la figura 30a). Pero debido a que un CFP puede alargarse más de lo considerado, puede suceder que la finalización del CFP se recorra de tal manera que se traslape con el inicio del siguiente CFP como lo muestra la figura 30b). En otras palabras, que entre un CFP y otro, no quede tiempo para un CP. Para solucionar esto, en el modelo WFQ, el inicio del siguiente CFP se programa una vez que finaliza el actual.

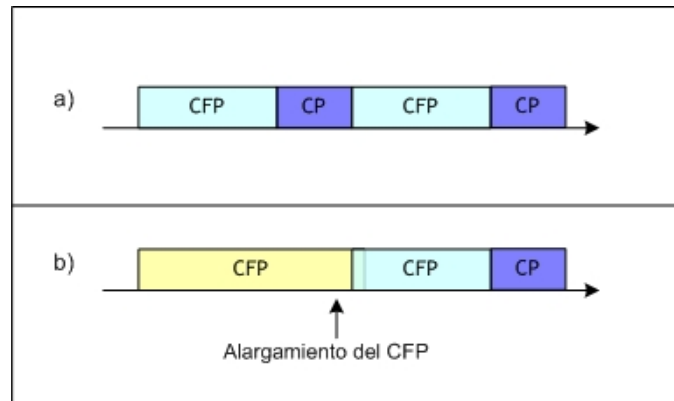


Figura 30.- Traslape de CFP.

#### IV.4. MODELO PWFQ PROPUESTO

Debido a que PWFQ es muy similar a WFQ excepto por el uso de la ventana deslizante, para la implementación de este modelo sólo se modificó el WFQ agregándole las prioridades a las estaciones y la ventana deslizante.

##### ➤ Inicialización y creación de lista de encuesta

Igual que para WFQ fue necesario asignarle a cada estación un peso que corresponde a un porcentaje del total de ancho de banda del canal. Además del peso también se le asignó a cada estación un nivel de prioridad (observe la tabla II), dependiendo del tipo de tráfico que genera.

Tabla II. Niveles de prioridad	
Tipo de tráfico	Nivel de prioridad
Voz	1
Videoconferencia	1
Video ( <i>JurassicPark</i> )	2
Datos (WWW)	3

El objetivo principal de PWFQ es reducir los retardos del tráfico de las estaciones con las prioridades más altas. Por esta razón, se le dio la prioridad más alta al tráfico de voz, que es más sensible a retardos, seguido del tráfico de video y por último el tráfico de datos (WWW).

Para el modelo de PWFQ la lista de encuesta es ordenada de mayor a menor prioridad. Además de estos campos (*peso* y *prioridad*), también se le agregan los mismos campos que en WFQ para poder realizar el algoritmo: *packet\_sizes* y *previous\_finish\_time*, como se observa en la figura 31.

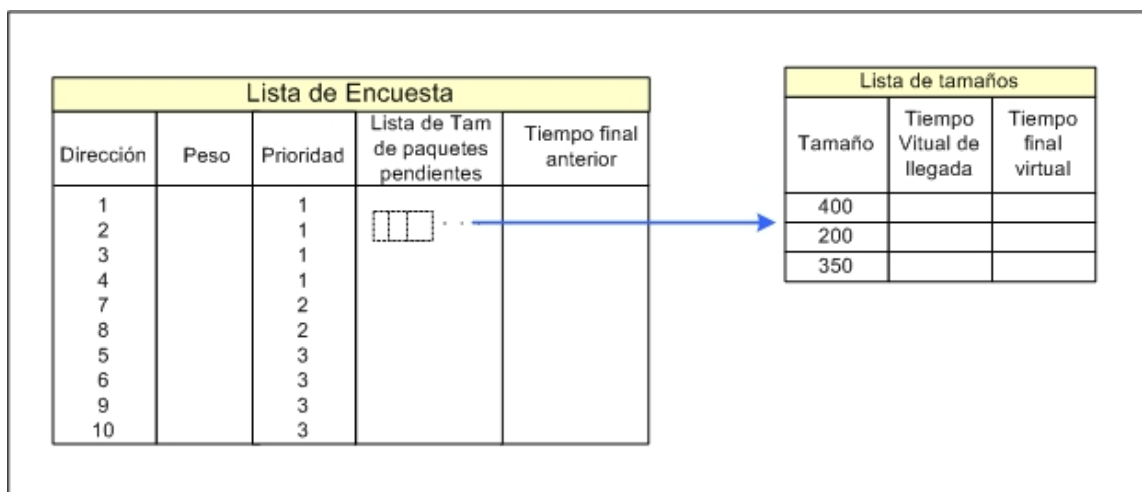


Figura 31.- Lista de encuesta del AP en PWFQ.

En la implantación de este mecanismo el inicio de la ventana deslizante es igual al tiempo final virtual más pequeño de entre los correspondientes a las tramas que están al frente de las colas. El tamaño de esta ventana se seleccionó igual a 40 ms, que es igual al tiempo entre la generación de cuadros de video. La razón por la que se seleccionó este tamaño es para permitir que todas las tramas correspondientes a un mismo cuadro de video puedan ser enviadas sin ser retrasadas por el tráfico WWW. La voz tiene prioridad más alta que el video pero genera tráfico menos intenso, que no provoca retrasos excesivos.

#### ➤ Encuestado de estaciones de la BSS

Una vez que el AP tiene el control del medio determinará por medio del algoritmo de PWFQ qué estación es la ganadora y le enviará una encuesta. Este procedimiento se lleva a cabo dentro del estado **TRANSMIT** en la función **wlan\_frame\_transmit()**. Primero

verifica, al igual que en WFQ, que el paquete que esté al frente de la cola de cada estación tenga calculado el tiempo virtual de salida; si no es así lo calcula.

Una vez que todos los paquetes al frente de las colas cuentan con este valor, el AP procede a determinar quién es la estación ganadora.

Para seleccionar la estación ganadora, primero se realiza un ciclo de búsqueda en la lista de estaciones para encontrar cuál es el tiempo final virtual más pequeño y determinar los límites de la ventana.

Enseguida, se realiza otro ciclo en la lista para seleccionar un ganador de entre las estaciones que se encuentren dentro de la ventana deslizante. Recordemos que la lista de encuestas en este modelo está ordenada de mayor a menor prioridad, de tal forma que primero se buscará entre las estaciones de más alta prioridad. Una vez que se ha encontrado la primera trama dentro de la ventana deslizante, la competencia sólo se llevará a cabo entre estaciones que tengan la misma prioridad que la correspondiente a esta primera trama encontrada. La razón de lo anterior es que no hay tramas de prioridad más alta (dado que la lista está ordenada por prioridad) y las de prioridad más baja no tienen oportunidad de ganar.

En la figura 32a) se muestra cómo la estación 2, a pesar de tener una prioridad más alta, no es ganadora porque no se encuentra dentro de la ventana. En el caso b) la estación 2 sí está dentro de la ventana y es ganadora dado que tiene una prioridad más alta.

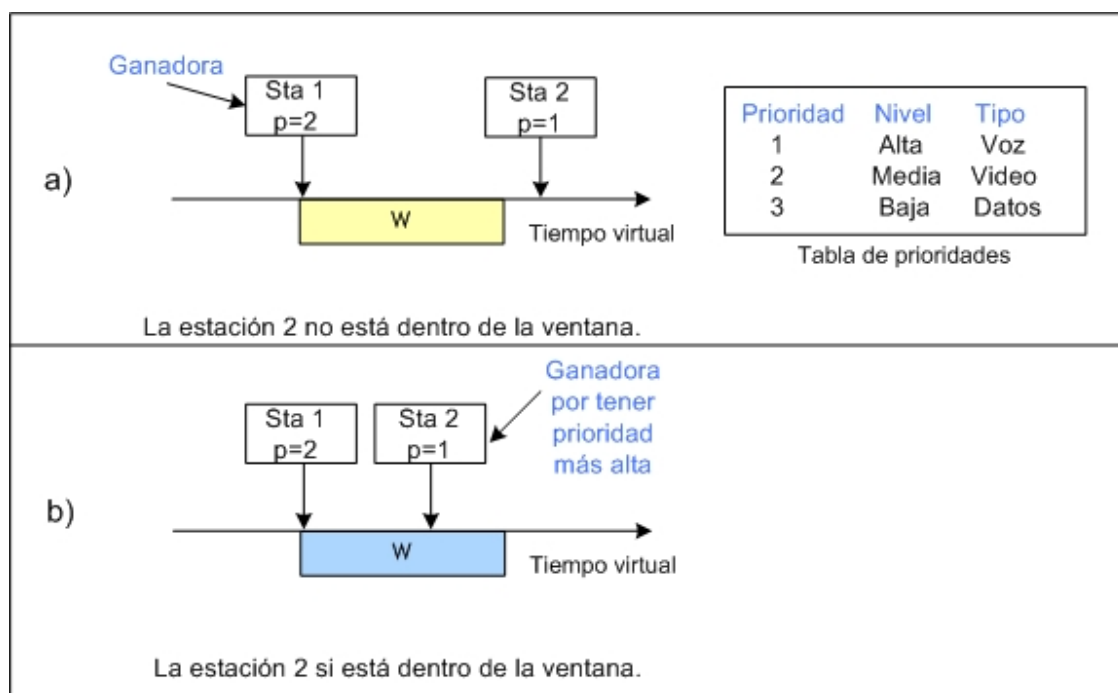


Figura 32.- Ventana deslizante.

#### IV.5. MODELO PQ PROPUESTO

Como ya se explicó en el capítulo III, cuando se selecciona un tamaño de ventana muy grande el modelo de PWFQ se comporta como PQ. Con una ventana muy grande todos los paquetes caen dentro de ella y la selección sólo se basa en encontrar al de prioridad mayor. Para implementar este modelo sólo se aumentó el tamaño de la ventana a 3,600 seg (1 hora), que es mayor que el tiempo total de simulación.

#### IV.6. MODELO DWRR PROPUESTO

Igual que en el modelo de WFQ, para implementar el modelo de DWRR no fue necesario realizar cambios en el modelo original en los dominios de red y de nodos, sólo en

el dominio de procesos. Estas modificaciones se realizaron sobre las funciones del FB y no sobre los estados mismos. A continuación se explican los procedimientos principales que fueron modificados del modelo original para implementar DWRR.

➤ **Inicialización y lista de encuesta en el AP**

Primero que nada fue necesario asignarle un *quantum* (bits) a cada estación de la BSS. Este *quantum* corresponde a los créditos que recibe una estación con cada encuesta, como se explicó en la sección III.1.4. Este procedimiento se realizó en el estado **BSS\_INIT**. El *quantum* asignado a cada una de las estaciones está determinado de acuerdo al tráfico promedio generado por la fuente y está dado por la siguiente fórmula:

$$quantum(i) = \frac{frag}{2} \times \frac{\mu(i)}{\mu_{min}} \quad (7)$$

donde:  $\mu(i)$  = Tasa promedio de generación de tráfico de la estación *i*-ésima.  
 $frag$  = Tamaño de fragmento (18432 bits).  
 $\mu_{min}$  = Tasa promedio de generación de tráfico mínima (que en nuestro caso corresponde a las estaciones de voz)

Este valor se calcula en el estado **BSS\_INIT** y se guarda en la lista de encuesta para enviárselo posteriormente a las estaciones. La figura 33 muestra la lista de encuesta del modelo de DWRR.

Lista de Encuesta	
Dirección	Quantum
1	
2	
3	
4	
7	
8	
5	
6	
9	
10	

Figura 33.- Lista de encuesta en modelo DWRR.

La lista es ordenada de acuerdo al *quantum* de la estación en orden descendente, similarmente a lo que se hizo en WFQ con respecto a los pesos.

➤ **Reservación del medio durante el periodo libre de contienda**

La reservación del medio para el modelo de DWRR se realiza de la misma forma que el modelo original, es decir, se envía una trama de aviso (*beacon*) y cuando lo reciben las estaciones fijan su NAV.



### ➤ Encuestado de estaciones de la BSS

Debido a que el control en DWRR es llevado a cabo por las estaciones, es decir, son ellas quienes deciden si pueden o no transmitir una trama, entonces el AP tiene que enviar el *quantum* a cada una de las estaciones en la trama de encuesta. Para hacer esto fue necesario modificar el formato del paquete y agregar un campo llamado *quantum* en donde el AP envía a cada estación los créditos otorgados.

En DWRR la encuesta de las estaciones por el AP, se realiza de manera cíclica de acuerdo con el orden de la lista, igual que en el modelo original. Cabe la posibilidad de que el número de créditos que ha acumulado una estación sea suficiente para enviar más de una trama. Cuando éste sea el caso, la estación informará al AP mediante la bandera *more\_frag*, incluida en las tramas para que el AP siga encuestando a esa misma estación. Las encuestas adicionales a una misma estación que se generan por la recepción de la bandera *more\_frag* no otorgarán créditos a la estación que las reciba.

### ➤ Recepción de la trama de encuesta en las estaciones

En la recepción de la encuesta es donde existe la diferencia principal en este modelo con respecto al original. Las estaciones tienen una variable llamada contador de créditos (*credit\_counter*) que se incrementa con el valor del *quantum* cada vez que reciben la encuesta, salvo en el caso explicado en el párrafo anterior.

Cuando una estación recibe una encuesta, se realizarán las siguientes tareas en la función **wlan\_physical\_layer\_data arrival()**:

- Si la estación tiene uno o más paquetes pendientes en la cola y recibe una encuesta sumará los créditos de esta encuesta a su contador de créditos, verificará si la cantidad de créditos que tiene son suficientes para enviar el paquete que está al frente de la cola. Si no le alcanzan, entonces guardará los créditos y esperará la siguiente encuesta del AP.
- Si la estación no tiene ningún paquete pendiente en la cola y recibe una encuesta, simplemente la ignorará, es decir, no incrementará el contador de créditos, que será igual a cero mientras la cola esté vacía.

➤ **Recepción y envío de tramas en el AP**

La recepción y envío de tramas en este modelo se realiza de la misma forma que en el modelo original, el AP recibe la trama de la estación y la guarda en una lista. Cuando es turno de la estación destino entonces le envía los paquetes que tiene para ella en la tabla.

## CAPÍTULO V

---

### SIMULACIÓN Y RESULTADOS

#### V.1 SIMULACIÓN

Para llevar a cabo el proceso de simulación del sistema implementado a través de OPNET se tomó en cuenta la configuración mostrada en la figura 34, que consta de 10 estaciones, entre las que se encuentran 4 de voz, 2 de video y 4 de datos. Esa misma figura muestra cómo se configuran las parejas de transmisor y receptor. Las flechas bidireccionales indican que el envío de tramas fue en ambos sentidos (transmisión recíproca). La flecha unidireccional entre las estaciones 7 y 8 indica que la estación 7 envía hacia la estación 8, y la flecha que sale de la estación 8 indica que esta estación envía a través del AP tramas de video a alguna estación remota que se encuentra fuera de esta BSS.

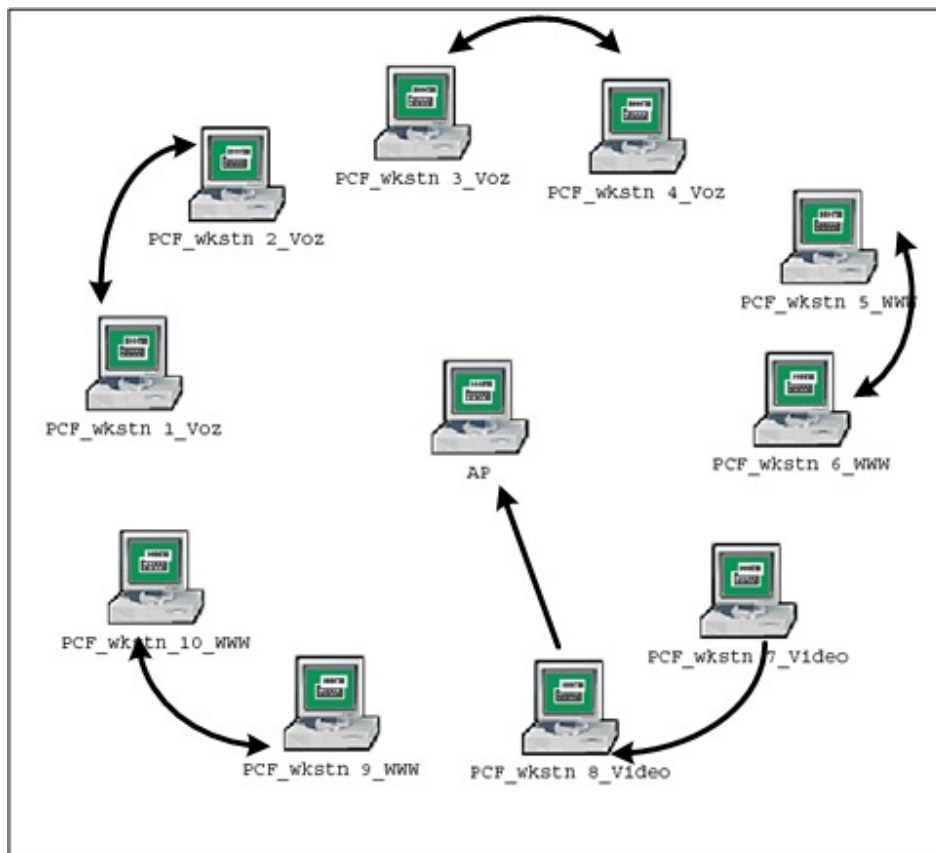


Figura 34.- Transmisiones entre las estaciones de la BSS.

En cada una de las transmisiones entre estaciones mostrada en la figura anterior, las tramas pasan primero por el AP y éste las reenvía a su destino, aunque las líneas estén dibujadas entre las estaciones directamente.

### V.1.1. Parámetros de simulación

En todos los modelos implementados se utilizan los mismos parámetros de la WLAN que se muestran en la tabla III. El parámetro *Funcionalidad de Punto de Acceso* sirve para indicar cuál de las estaciones en una BSS funcionará como punto de acceso, por lo que se

habilita sólo para el AP, todas las demás estaciones en la BSS tienen este parámetro deshabilitado. La tasa de transmisión es de 2 Mbps.

<b>Tabla III. Parámetros de la WLAN</b>	
Umbral Rts (octetos)	Ninguno
Umbral de Fragmentación (octetos)	2304
Tasa de transmisión (bps)	2 Mbps
Características Físicas	Saltos en Frecuencia
Modulación	GFSK
Recepción de paquetes - Umbral de potencia	7.33 E-14
Límite de retransmisión corto	7
Límite de retransmisión largo	4
Funcionalidad de Punto de Acceso	Habilitado ( <b>Sólo para el AP</b> )
➤ Configuración de Canal	
Ancho de Banda (Khz)	1,000
Frecuencia mínima	Basada en la BSS
Tamaño del buffer (bits)	2024000
Tiempo de vida de recepción máximo (segundos)	0.5
Procesamiento de paquetes grandes	Descarte
Identificador de la BSS	No utilizado
➤ Parámetros PCF	
Funcionalidad PCF	Habilitada
Múltiple <i>beacon</i> CDP	1
Desplazamiento CDP	0
Intervalo CFP (seg)	0.18
Máximo número de encuestas fallidas	2
Intervalo de <i>Beacon</i>	0.182

### **Intervalo de CFP**

En el modelo original de la subcapa MAC, las estaciones registradas para recibir servicio libre de contienda a través de la PCF pueden además competir por el medio durante el periodo de contienda a través de la DCF. Esto puede introducir problemas de desincronización entre las estaciones y el AP cuando se usan los algoritmos WFQ, PWFQ y PQ, ya que el AP puede pensar que hay tramas esperando que ya fueron transmitidas durante el CP. Para minimizar la posibilidad de ocurrencia de este problema sin tener que modificar la parte del programa correspondiente a la DCF, se le dio un valor muy pequeño a la duración del CP en comparación con el CFP. Específicamente, en nuestras simulaciones el periodo de CFP tiene una duración de 180 ms y el CP de 2 ms, mientras que originalmente el CFP duraba 18 ms y el CP 2 ms, pero se alargó el CFP 10 veces.

Se utilizaron tres diferentes modelos de tráfico para simular terminales de voz, datos (WWW) y video.

#### **➤ Tráfico de Voz**

Para voz se utilizó una cadena de Markov de dos estados descrita en el Apéndice, en el cual la voz ha sido comprimida de acuerdo al estándar de la ITU-T G.729. La tabla IV muestra los parámetros de voz utilizados para todos los modelos en las estaciones de voz.

<b>Tabla IV. Parámetros para la fuente de Voz</b>	
Intervalo de generación de muestras	0.015 seg
Duración de períodos de silencios	1.35 seg
Duración de períodos de conversación	1.0 seg
Tamaño de muestra	80 bits

➤ **Tráfico de WWW**

Para WWW se utilizaron el modelo descrito en el Apéndice, en el cual cada terminal genera un tráfico equivalente a 20 estaciones (20 usuarios). La tabla V, muestra los parámetros de las estaciones de WWW.

<b>Tabla V. Parámetros para la fuente de WWW</b>	
Número de usuarios	20
Semilla	Diferente para cada estación
Flujos de salida	1
Tiempo de inicio	0.0
Formato de paquete	Ninguno

➤ **Tráfico de Video**

Para video se utilizaron generadores de tráfico basados en muestras reales, una correspondiente a la película *Jurassic Park* codificada en MPEG1, y otra correspondiente a videoconferencia codificada en H.263. La tabla VI muestra los parámetros utilizados para el video.

Tabla VI. Parámetros para la fuente de video	
Archivos de muestras	H.263 y Jurassic Park
Tiempo de inicio	0.0
Tramas por segundo	25

### ➤ Quantums y pesos

El *quantum* otorgado en el modelo DWRR a cada estación fue determinado con la fórmula (7) del capítulo 4. Donde:

$\mu(i)$  = los valores se muestran en la tabla VII para cada estación.

$frag$  = 2304 octetos = 18,432 bits

$\mu_{min}$  = 22,728

La tabla VII muestra la tasa promedio de generación de tráfico de cada estación, sin embargo, el valor mostrado es dos veces el valor promedio real, porque como ya se había mencionado antes, la información viaja dos veces por el medio inalámbrico al tener que pasar por el AP antes de llegar a su destino final. Además, esta tabla muestra los valores de los *quantums* (bits) calculados y asignados a las estaciones en la simulación del modelo DWRR y los pesos utilizados en los modelos WFQ, PWFQ y PQ, que son proporcionales a los valores de los *quantums* del modelo DWRR.

Tabla VII. Valores de <i>Quantums</i> y de Peso para las estaciones en la BSS			
Estación	Tasa promedio de generación (bps) $\mu(i)$	Quantum	Peso
Voz	22,728	9,200	0.01780186
WWW	29,558	12,000	0.02321981
Videoconferencia (H.263)	270,000	110,000	0.2128483
Video (Jurassic Park)	794,000	322,000	0.62306502



### V.1.2. Parámetros de desempeño

Para determinar el desempeño de los modelos se tomo en cuentan los siguientes parámetros:

- **Retardo promedio:** Se define como el tiempo promedio transcurrido desde que el paquete es generado en la estación fuente hasta que es recibido por la estación destino.
- **Variación del retardo (*Jitter*):** Es la variación del retardo de los paquetes dentro de la BSS. Se define como la desviación estándar del retardo experimentado. Es una característica inevitable de los equipos de comunicación, ya que el número de paquetes que llega es aleatorio.
- **Caudal eficaz:** Indica qué tan eficiente es la red, en función de la cantidad de información transmitida y recibida con éxito.
- **Número de paquetes pendientes informados al AP:** Este valor corresponde al número de elementos de la lista de paquetes pendientes que cada estación envía al AP en los modelos WFQ, PWFQ y PQ. Indica la cantidad de encabezado que es agregado para mantener al AP informado. Cada elemento utiliza un campo para guardar el tamaño del paquete.

### **V.1.3. Resultados de las simulaciones**

Todas las simulaciones tienen una duración de 5 minutos que es un tiempo adecuado para que las estadísticas se estabilicen. Sin embargo, sólo se toman resultados de la segunda mitad de la simulación para permitir al sistema pasar el estado transitorio.

A continuación se muestran, a través de gráficas, los resultados obtenidos de la simulación del modelo original y de los modelos implementados DWRR, WFQ, PWFQ y PQ.

#### **V.1.3.1. Modelo original**

Los resultados recolectados en la simulación del modelo original son de retardo promedio, *jitter* y caudal eficaz. A continuación se muestran las gráficas obtenidas.

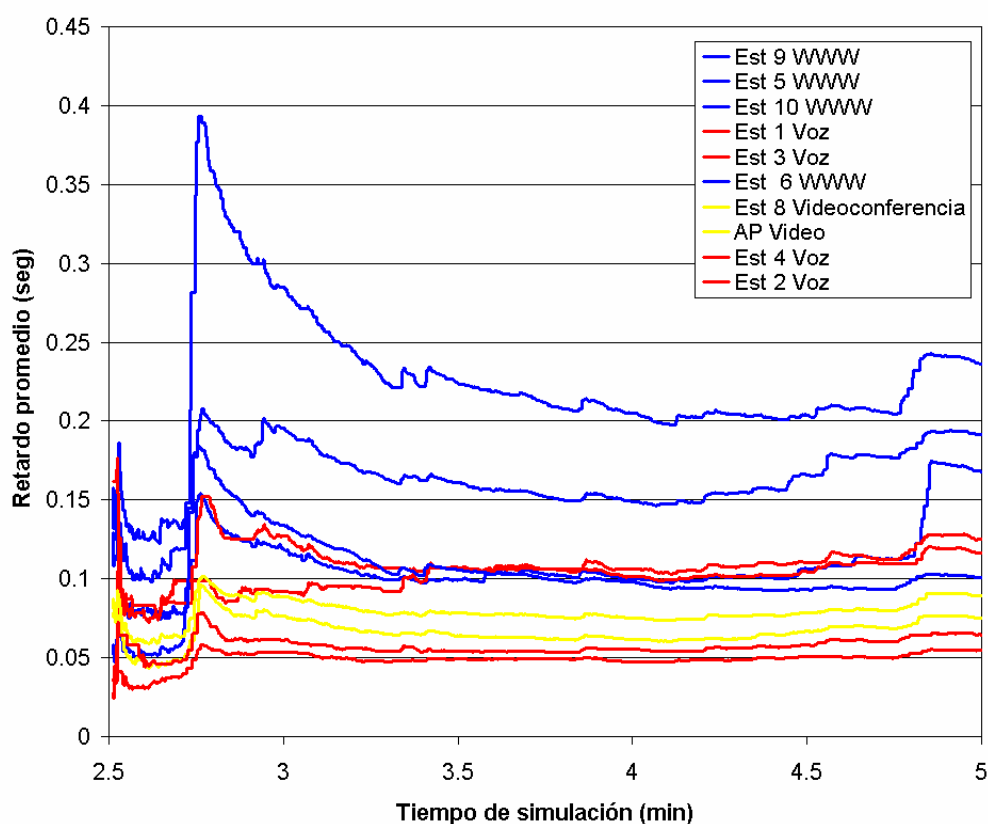


Figura 35.- Gráfica de retardo promedio.

La figura 35 muestra la gráfica de retardo promedio con valores de tiempo expresados en segundos. La estación 7 no está incluida en la gráfica 35, debido a que no recibe información de ninguna estación y el retardo se mide en la estación receptora. El AP, por su parte, sí está presente porque recibe datos de la estación 8 que corresponden a video. A continuación se muestra la tabla VIII, en la cual se observa el retardo promedio por estación y el *jitter*. La tabla está ordenada de manera decreciente de acuerdo al retardo.

<b>Tabla VIII. Retardo promedio y Jitter del modelo Original</b>		
<b>Estación</b>	<b>Retardo promedio</b>	<b>Jitter</b>
9_WWW	0.225013155	0.093128
5_WWW	0.185756813	0.044317
10_WWW	0.163129897	0.095501
1_Voz	0.122181139	0.029619
3_Voz	0.1132417	0.026452
6_WWW	0.09888816	0.025421
8_Video	0.087307104	0.013271
AP_Video	0.065925897	0.009094
4_Voz	0.061417051	0.006316
2_Voz	0.054611333	0.021306

Como puede notarse en la tabla, el máximo retardo es sufrido por la estación 9\_WWW y el mínimo por la estación 2\_Voz. El orden de retardo es aleatorio, es decir, ningún tipo de tráfico tiene privilegios sobre otro. Esto se debe a que el modelo original de 802.11 no maneja diferenciación de servicios, porque todos los tipos de tráfico son tratados con la misma prioridad.

La figura 36 muestra el caudal eficaz obtenido en el modelo original. Como puede verse, el valor más alto es el del AP, esto es porque recibe las tramas que le envía la estación 8 (*Jurassic Park*), la cual tiene una tasa de generación de paquetes muy alta, de tal manera que obtiene un caudal eficaz muy alto. El caudal eficaz es mayor si la estación recibe más tramas, porque es calculado en función de la información recibida. El siguiente valor que puede notarse en la gráfica es el de la estación 8, que recibe los paquetes que le envía la

estación 7 (videoconferencia), es por eso que el caudal eficaz es alto, dado que la tasa de generación de tráfico de esta fuente también es alta. Después le siguen las estaciones de WWW y por último las de voz quienes tienen una tasa de generación más pequeña, por lo que su caudal es pequeño con respecto a los demás. Las gráficas de caudal eficaz obtenidas en todos los modelos son muy parecidas. Esto se debe a que las estaciones transmiten aproximadamente la misma cantidad de bits en los 5 minutos y, además, a que el medio no está muy saturado. El medio tiene una capacidad de 2 Mbps y la carga promedio es de aproximadamente 1 Mbps. Por lo anterior, sólo se incluye la siguiente gráfica de caudal eficaz.

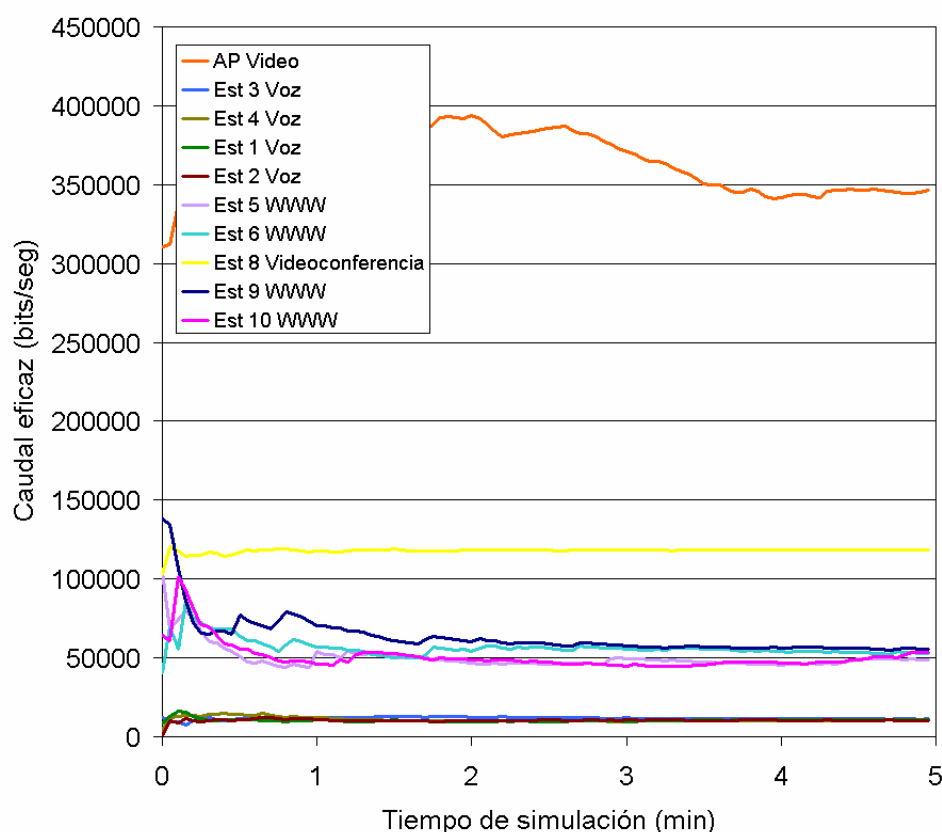


Figura 36.- Gráfica de caudal eficaz.

### V.1.3.2. Modelo DWRR

Los resultados recolectados en la simulación del modelo DWRR son también retardo promedio y caudal eficaz para poder realizar una comparación con los resultados del modelo original. La figura 37 muestra la gráfica de retardo promedio.

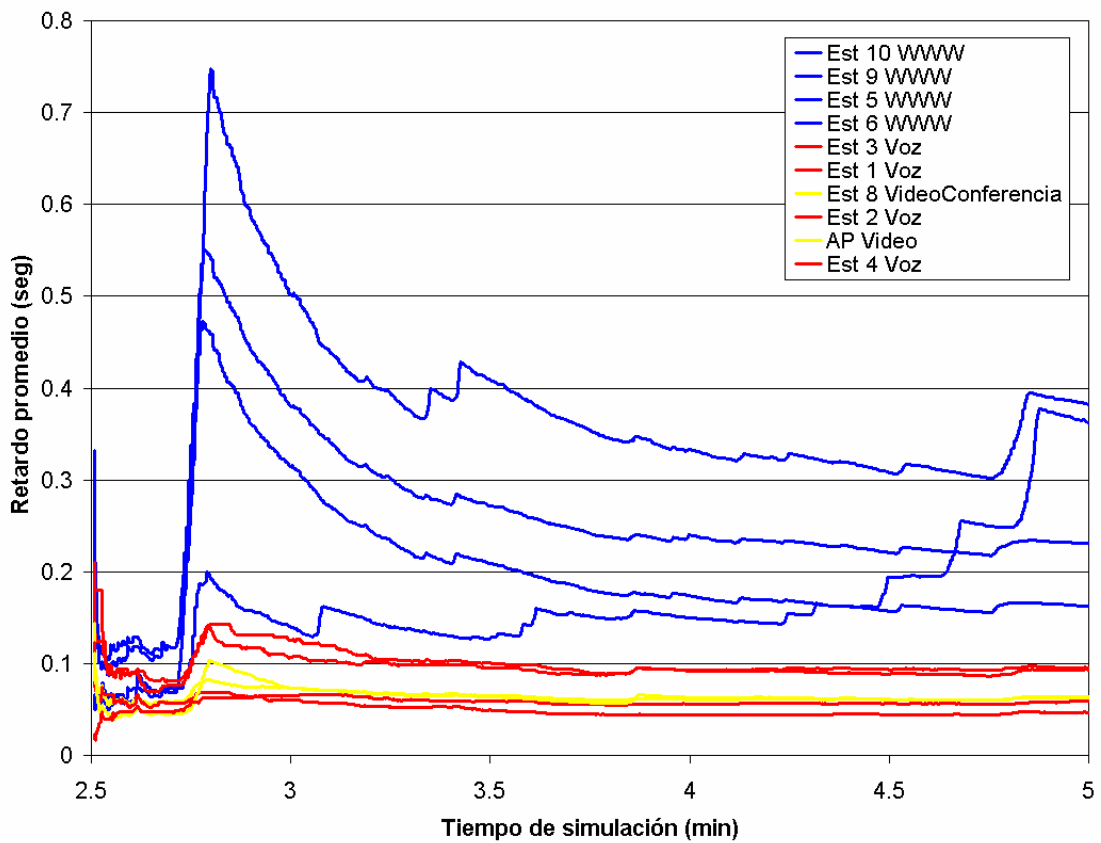


Figura 37.- Gráfica de retardo promedio del modelo DWRR.

Para realizar una comparación observe la tabla IX, que muestra el retardo promedio y el *jitter* igual que para el modelo original.

<b>Tabla IX. Retardo promedio y <i>Jitter</i> de DWRR</b>		
<b>Estación</b>	<b>Retardo promedio</b>	<b>Jitter</b>
10_WWW	0.36377763	0.42247302
9_WWW	0.28831202	0.22730563
5_WWW	0.18921548	0.06520683
6_WWW	0.18876874	0.13376678
3_Voz	0.08383958	0.00491899
1_Voz	0.08311504	0.00539814
8_Video	0.0555417	0.00238527
2_Voz	0.05408154	0.00390032
AP_Video	0.05081475	0.00404365
4_Voz	0.04252319	0.00146718

Como puede notarse, aunque estos resultados muestran un retardo máximo más alto, este retardo es sufrido por las estaciones de WWW y el retardo más bajo es para la estación de video y de voz. Analizando los resultados anteriores y comparándolos los con los del modelo original se obtiene una mejora en promedio de 24% para todas las estaciones de tiempo real. DWRR ofrece una diferenciación de servicios de acuerdo a los *quantums* otorgados a las estaciones.

La principal diferencia y mejora que presenta este modelo es la diferenciación de los tres servicios, ofreciendo un menor retardo para las estaciones que son sensibles a éste, y el mayor retardo para las estaciones de datos que no lo son.

### V.1.3.3. Modelo WFQ

En el modelo de WFQ se recolectaron resultados para el retardo promedio, *jitter*, caudal eficaz y el número promedio de paquetes informados, que corresponde a la lista de los tamaños de los paquetes pendientes que tiene cada estación. Si el AP es frecuentemente informado de los paquetes pendientes en las estaciones, entonces la lista enviada cada vez que la estación informe de sus nuevos paquetes, no deberá ser grande. Si el AP se mantiene mucho tiempo atendiendo a una estación y abandona por un tiempo a otras, entonces éstas estaciones acumularán paquetes pendientes de los cuales no tendrá conocimiento el AP. Por lo tanto, la siguiente vez que alguna de estas estaciones envíe un paquete al AP el tamaño de la lista será muy grande y por lo tanto aumentará mucho el encabezado. La figura 38 muestra los retardos promedios obtenidos en este modelo.



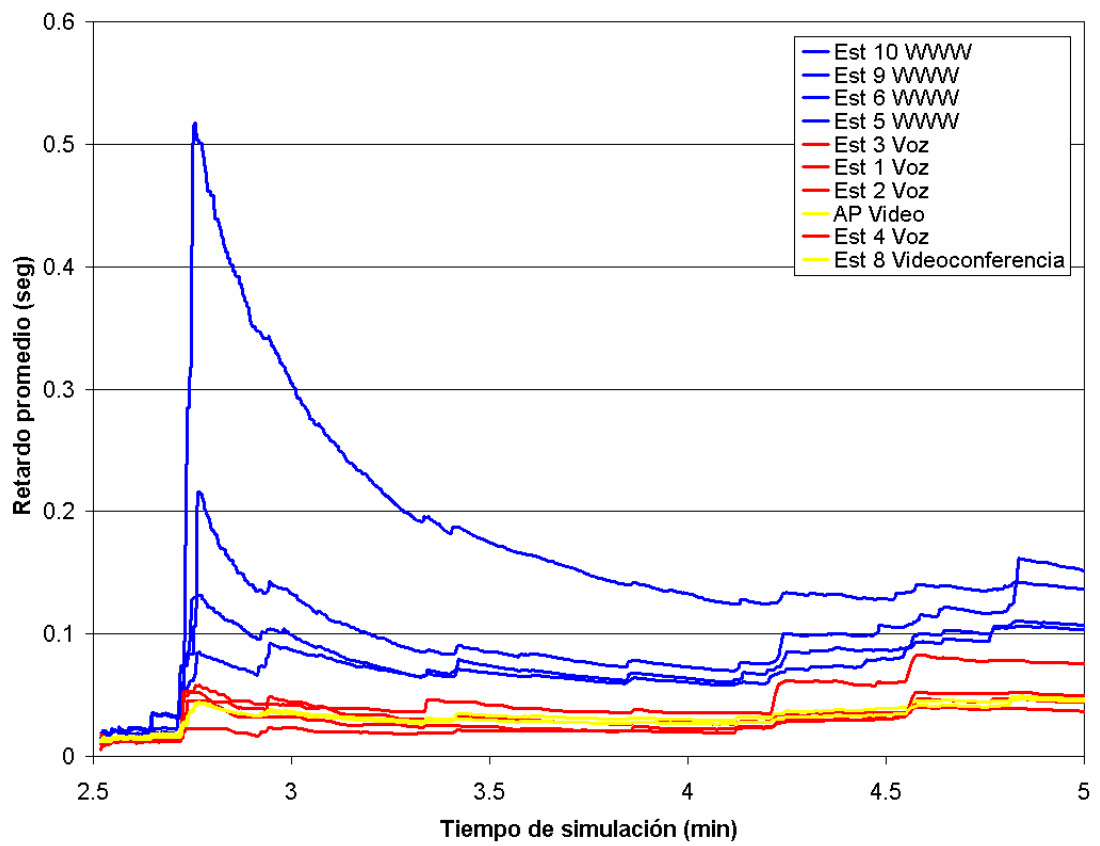


Figura 38.- Gráfica de retardo promedio del modelo WFQ.

La tabla X muestra el retardo promedio y el *jitter* de todas estaciones ordenadas de manera descendente de acuerdo al retardo. Aquí puede verse que la disminución del retardo es notoria.

<b>Tabla X. Retardo promedio y <i>Jitter</i> de WFQ</b>		
<b>Estación</b>	<b>Retardo promedio</b>	<b>Jitter</b>
10_WWW	0.174402931	0.153258
9_WWW	0.163904964	0.130438
5_WWW	0.109739295	0.047648
6_WWW	0.098765919	0.033423
3_Voz	0.058491786	0.018832
1_Voz	0.050265192	0.015093
4_Voz	0.046540703	0.011431
2_Voz	0.044960449	0.011986
AP_Video	0.043937124	0.008304
8_Video	0.041230168	0.007791

Analizando los resultados anteriores y comparándolos los con los del modelo original se obtiene una mejora en promedio de 29% para todas las estaciones y de 39% para las de tiempo real.

La figura 39 muestra la gráfica de resultados de número promedio de tramas informadas en cada trama de datos enviada al AP. El promedio registrado está entre 5 y 14 paquetes, que corresponde a 112 bits como mínimo y 224 bits como máximo de encabezado. Para reducir este promedio de tramas informadas se puede limitar el número de tramas incluidas a cierto

número fijo y sólo después de determinado tiempo enviar la lista completa para evitar una desincronización entre el AP y las colas de las estaciones.

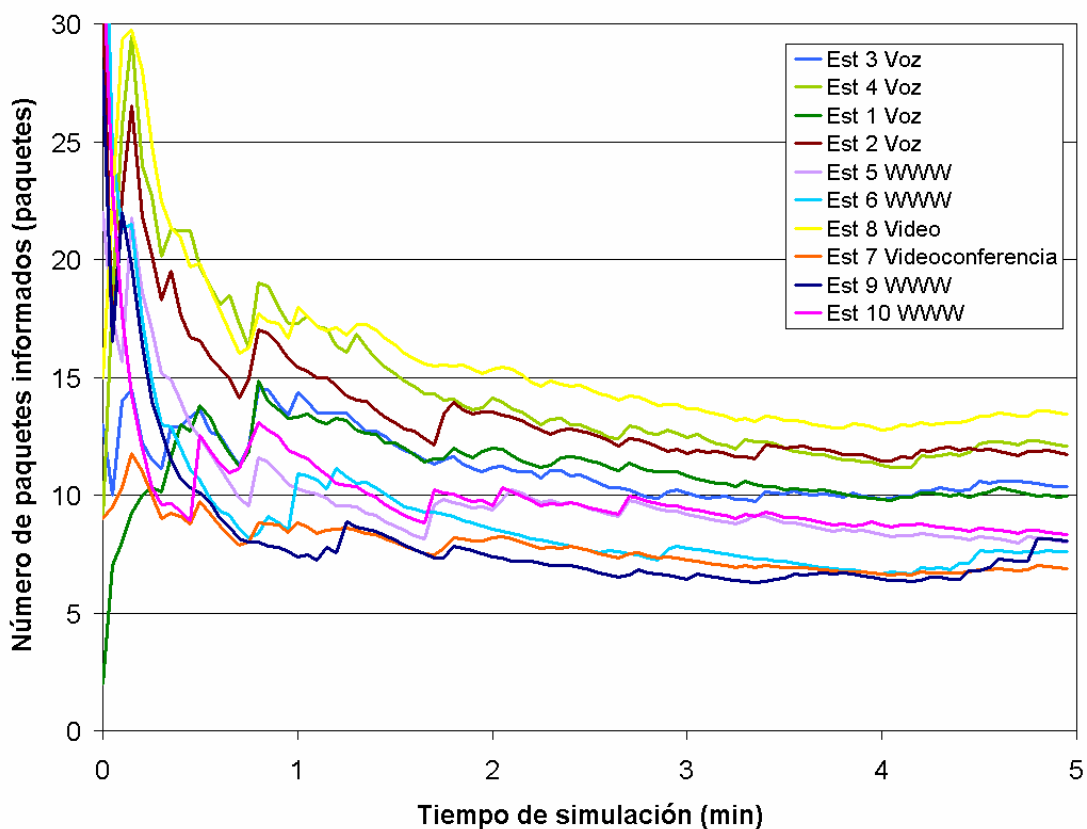


Figura 39.- Gráfica del número promedio de paquetes informados de WFQ.

#### V.1.3.4. Modelo PWFQ

En el modelo de PWFQ también se obtuvieron resultados del retardo promedio, caudal eficaz y el número promedio de paquetes informados.

La figura 40, muestra los resultados obtenidos en este modelo para el retardo promedio, se puede observar que son muy parecidos a los de WFQ. Sí hay diferencia, sin embargo, en los resultados correspondientes al *jitter* como se explicará en detalle en la sección V.1.4. Una posible explicación a este resultado es el hecho de que, si bien las tramas de alta prioridad que están dentro de la ventana en determinado momento serán transmitidas antes que las de prioridad baja, la estación de alta prioridad deberá esperar a que se vacíe la ventana de todos los demás paquetes antes de tener de nuevo privilegios. A pesar de que el valor promedio disminuye, el resultado de este estira y afloja es una mayor variación en los retardos.

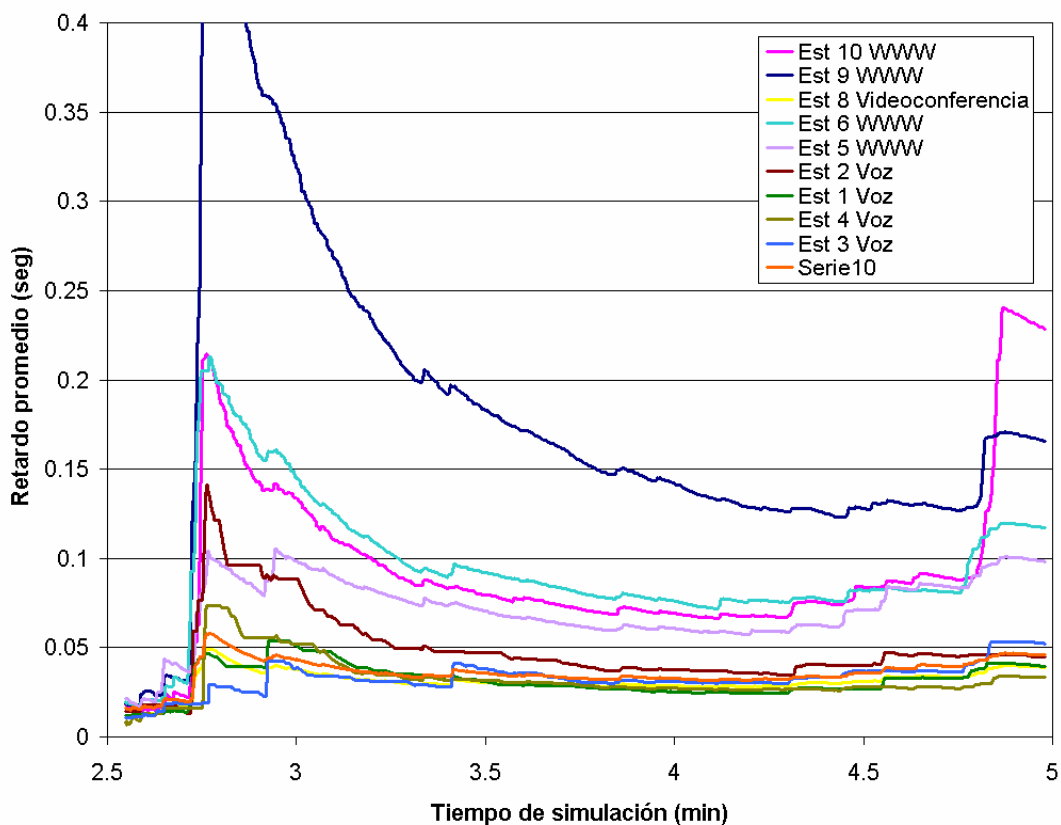


Figura 40.- Gráfica de retardo del modelo PWFQ.

<b>Tabla XI. Retardo promedio y <i>Jitter</i> de PWFQ</b>		
<b>Estación</b>	<b>Retardo promedio</b>	<b>Jitter</b>
10_WWW	0.192773	0.268862
9_WWW	0.13743	0.1775
5_WWW	0.127429	0.039881
6_WWW	0.119257	0.072156
3_Voz	0.04696	0.014089
AP_Video	0.04458	0.009333
2_Voz	0.043549	0.010621
1_Voz	0.04042	9.52E-03
8_Video	0.040393	0.007968
4_Voz	0.040361	0.009636

Comparando los resultados con el modelo original en PWFQ se tiene una disminución del retardo de 29% para todas las estaciones y de 44% para las de tiempo real.

En cuanto al número de paquetes informados los resultados se muestran en la figura 41.

Como puede notarse aquí también los resultados son muy parecidos al modelo WFQ.

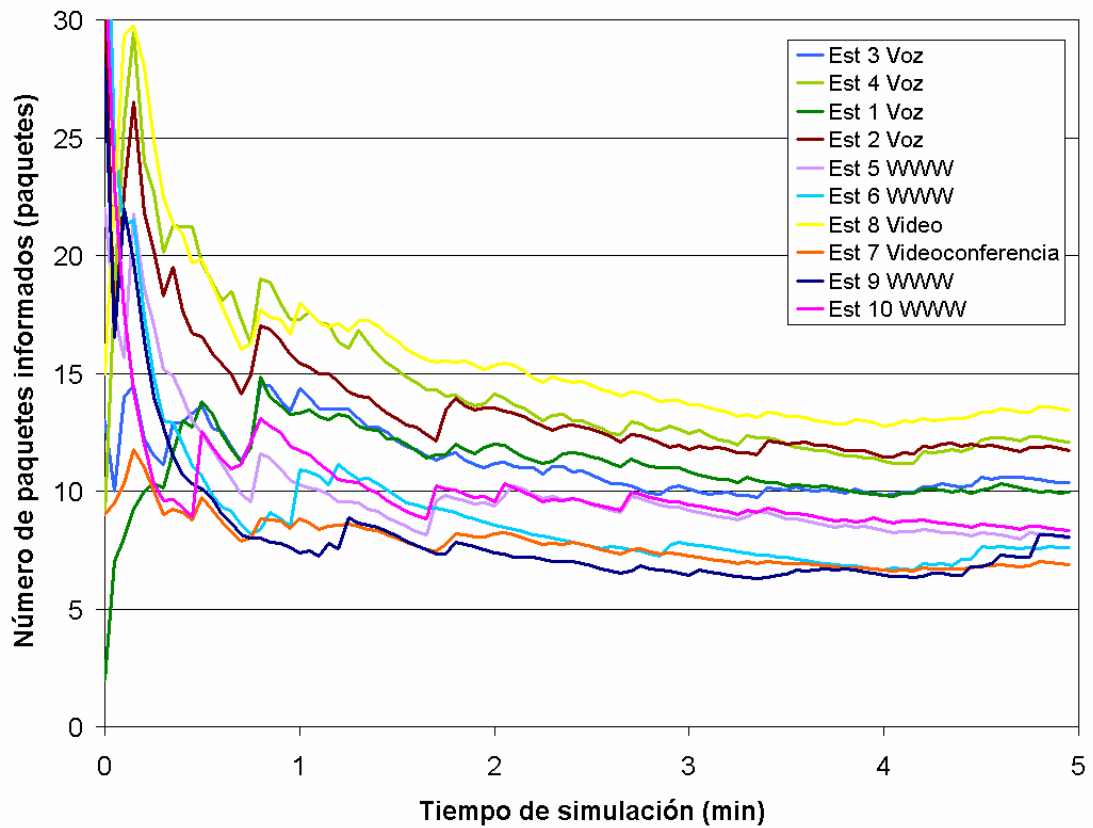


Figura 41.- Gráfica del número de paquetes informados de PWFQ.

### V.1.3.5. Modelo PQ

En el modelo de PQ se recolectaron resultados para el retardo y caudal eficaz. Las gráficas de resultados se muestran a continuación.

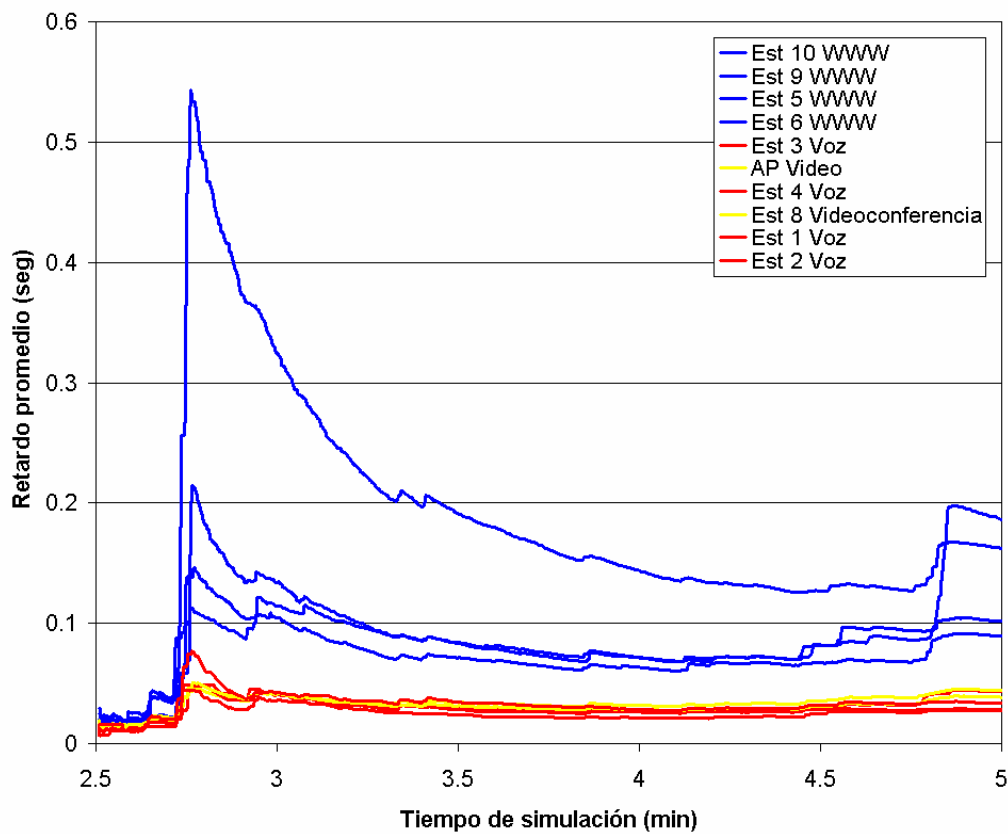


Figura 42.- Gráfica de retardo del modelo PQ.

Como puede notarse en la figura 42 y en la tabla XII, el retardo máximo y el mínimo es menor que el modelo WFQ.

<b>Tabla XII. Retardo promedio y <i>Jitter</i> de PQ</b>		
<b>Estación</b>	<b>Retardo promedio</b>	<b>Jitter</b>
10_WWW	0.201707	0.273492
9_WWW	0.189124	0.126351
5_WWW	0.138242	0.053433
6_WWW	0.137893	0.051779
3_Voz	0.045905	0.013082
AP_Video	0.04569	0.012193
4_Voz	0.036151	0.00959
8_Video	0.037162	0.008914
1_Voz	0.034488	6.30E-03
2_Voz	0.035694	0.007571

Comparando de nuevo con el modelo original se obtiene una disminución del promedio de 27% en todas las estaciones y de 49% en las de tiempo real.



### V.1.4. Comparación de resultados

#### ➤ Retardo

Las aplicaciones de tiempo real son sensibles al retardo y requieren ciertos niveles máximos para su buen desempeño. Para aplicaciones de voz los humanos no distinguen un retardo de hasta 150 ms, sin embargo hasta con 400 ms de retardo la voz es todavía inteligible, aunque no es recomendable [Bolot J., Vega-García A., 1996] [Kostas T. *et al.*, 1998]. Para aplicaciones de video un retardo de 150 a 400 ms es aceptable [Bolot J. y Turletty, T, 1994].

La figura 43, muestra una gráfica de los valores de retardos promedios de cada una de las estaciones en cada modelo con el fin de realizar una mejor comparación.

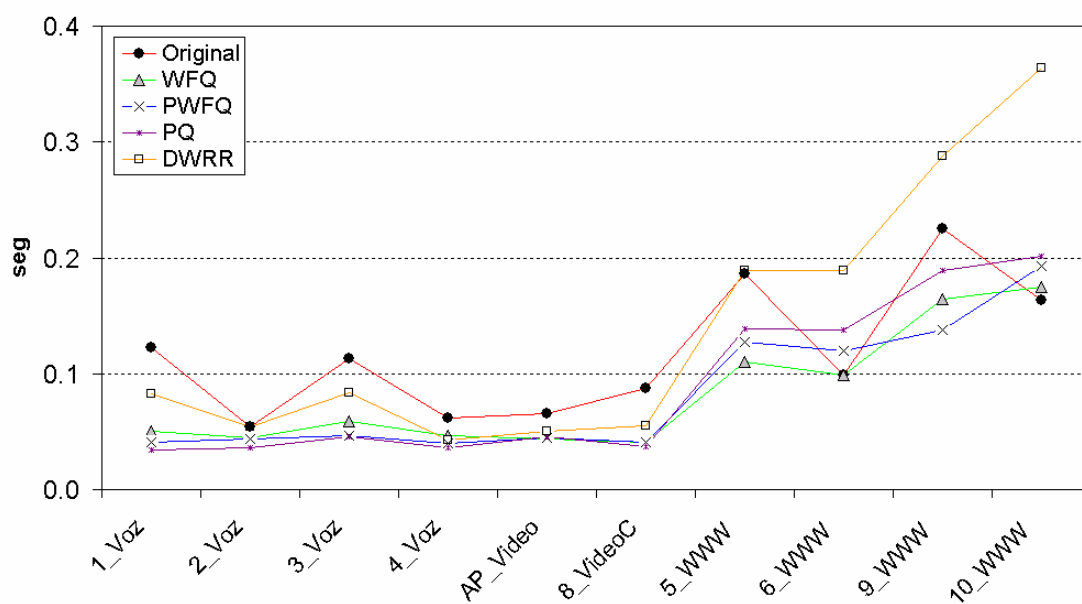


Figura 43.- Gráfica de comparación de retardo promedio.

Los mejores resultados de retardo corresponden a WFQ, PWFQ y PQ, sin que haya diferencias considerables entre ellas. Como puede verse, las estaciones de voz tienen un retardo promedio de alrededor de 50 ms, lo cual cumple con el límite de retardo de 150 ms. Hay que tomar en cuenta que este retardo corresponde a una transmisión entre estaciones de voz de una misma BSS, sin embargo, si el receptor se encontrara en otra red ya sea alambrada o inalámbrica y no en la misma BSS, se tendría que sumar el retardo que sufren los paquetes en dicha red. Dado que el retardo es de aproximadamente 50ms tomando en cuenta el retardo de la otra red, lo que daría aproximadamente el doble, aún estaría dentro de los límites aceptados.

Uno de los modelos que presenta muy buenos resultados en cuanto a retardo corresponde a PQ, pero esto se debe a que el medio no está muy saturado. En PQ si una estación de alta prioridad tiene paquetes será atendida hasta que ya no tenga paquetes pendientes. De esta forma, si el medio no está muy saturado el AP no toma mucho tiempo atendiendo a las estaciones de alta prioridad (voz). Con el fin de mostrar el comportamiento de los modelos y en especial el de PQ aumentando el número de estaciones de voz (alta prioridad), se realizó otra simulación con 8 estaciones de voz. En la figura 44, se muestran los resultados obtenidos. Como puede verse PQ muestra un retardo menor para las estaciones de tiempo real pero a costa de descuidar demasiado a las estaciones de datos. En cambio PWFQ y WFQ mantienen un mejor balance entre el retardo de las estaciones de tiempo real y las de datos.

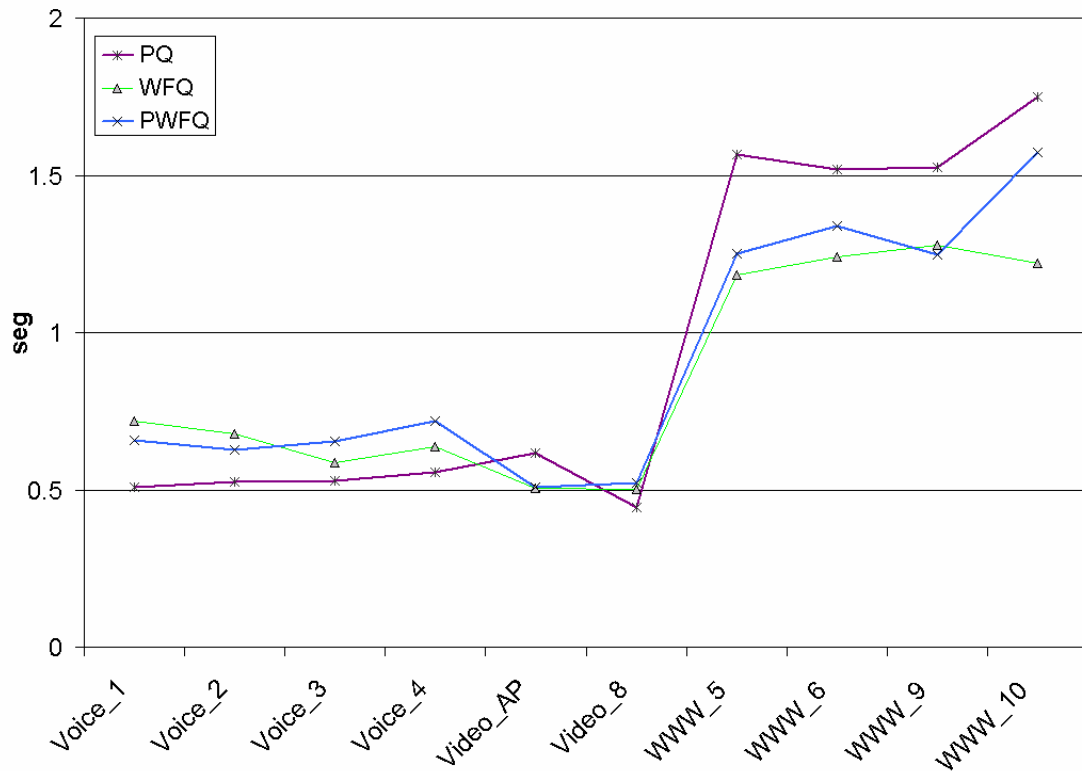


Figura 44.- Comparación de retardo promedio con más estaciones de voz.

### ➤ Variación del retardo (*Jitter*)

Ahora analizaremos los resultados de variación de retardo. Este parámetro es importante para las estaciones de tiempo real, sobre todo para las aplicaciones de video, ya que el video es principalmente afectado por la variación del retardo más que por el retardo mismo.

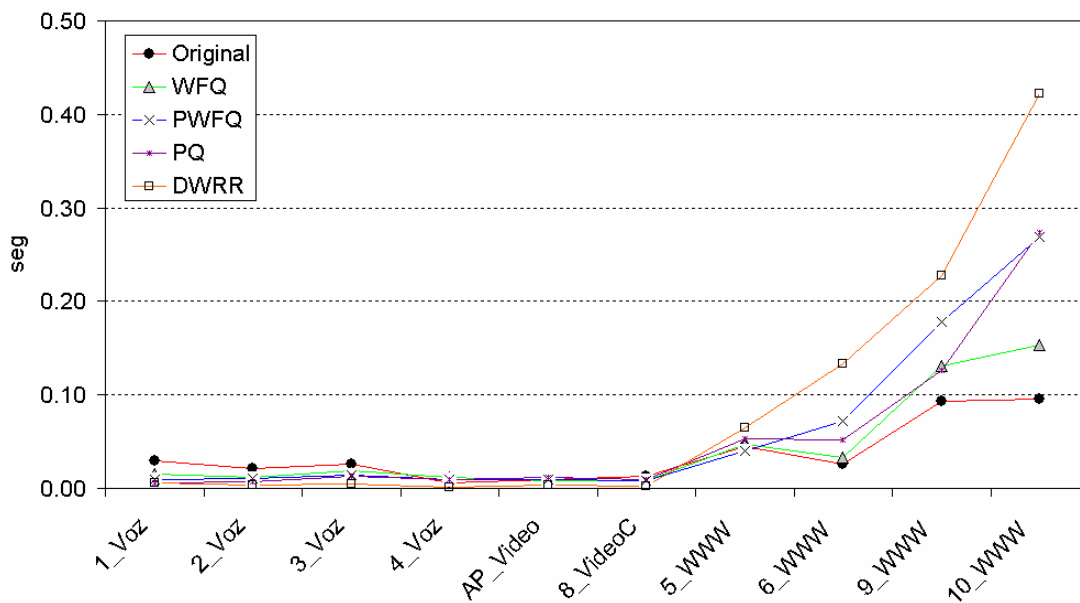


Figura 45.- Gráfica de comparación de *jitter*.

En la figura 45 puede verse que la mayor variación del retardo la tiene el modelo DWRR en las estaciones de WWW, y para las estaciones de voz el modelo original presenta valores mayores de variación. Para poder apreciar mejor los resultados, la figura 46 muestra la gráfica de variación del retardo tomando en cuenta únicamente a las estaciones de voz y video debido a que éstas son las afectadas por esta variación.

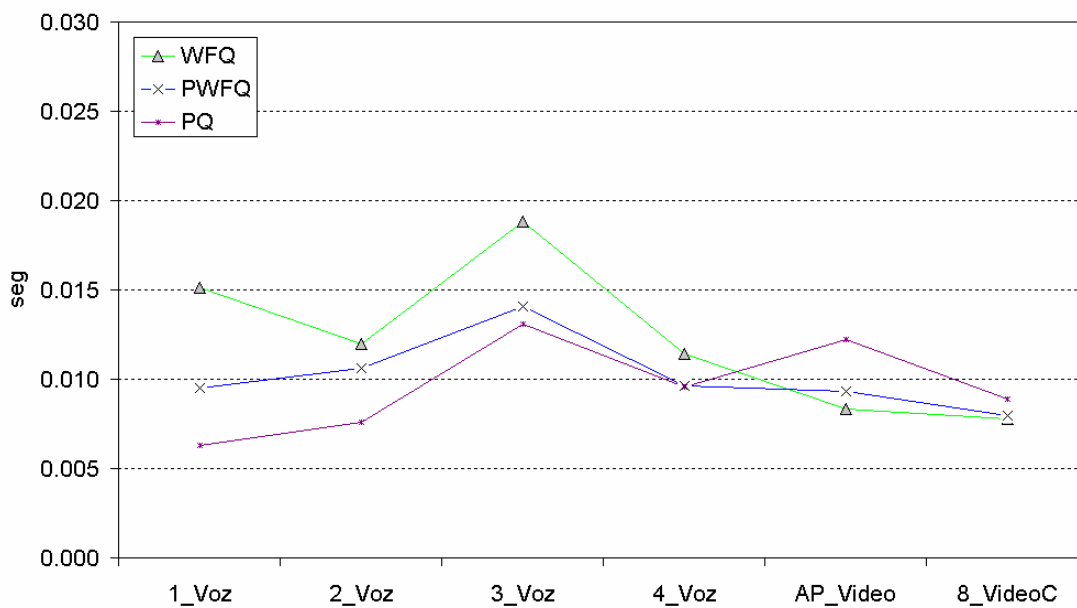


Figura 46.- Gráfica de comparación de *jitter* de las estaciones de tiempo real.

La figura 46 muestra los resultados de *jitter* en los modelos WFQ, PWFQ y PQ. Se puede ver que los resultados son muy parecidos para los tres modelos, ligeramente se puede notar que PQ presenta un *jitter* menor. Esto se debe a que PQ otorga la mayor prioridad a las estaciones de voz y videoconferencia y dado que no sufren un gran retardo, tampoco sufren una variación de retardo muy grande.

## CAPÍTULO VI

---

### CONCLUSIONES

#### VI.1 CONCLUSIONES

El trabajo desarrollado en esta tesis propone y analiza cuatro posibles maneras de mejorar el desempeño de la función PCF del protocolo MAC del estándar IEEE 802.11 para redes locales inalámbricas, de tal manera que haya una diferenciación real, eficiente y justa entre servicios con requerimientos diferentes de calidad de servicio. Estas propuestas también pueden implementarse (incluso de manera más directa) como adiciones a la nueva versión HCF del protocolo MAC para este tipo de redes, plasmada en la norma IEEE 802.11e, mediante el uso de las contendas controladas, que sirven precisamente para que el HC y las demás estaciones intercambien información relacionada con las necesidades de recursos de estas últimas.

Específicamente, los resultados indican que la adición de WFQ, PWFQ y PQ a la función original PCF es la que tiene un mejor desempeño, con mejoras de alrededor de 30% en el retardo promedio que experimentan las tramas de tiempo real. DWRR no presenta mejoras en general para todas las estaciones, pero el retardo promedio de las tramas de tiempo real se reduce hasta en un 22% en este caso. Hay en este sentido, como comúnmente sucede, un compromiso entre eficiencia y complejidad, ya que es bien conocido que DWRR es un algoritmo más fácil de implementar que WFQ, PWFQ y PQ en términos del número de

operaciones matemáticas y comparaciones que hay que llevar a cabo para tomar cada decisión.

Contrario a lo que pudiera esperarse, PWFQ no tiene un desempeño considerablemente mejor que WFQ ni en retardo promedio ni en *jitter*. La explicación de este fenómeno, como se mencionó en la sección V.1.3.4. de resultados, es el hecho de que la ventaja que da PWFQ a las estaciones de alta prioridad es intermitente. PQ se incluyó en este trabajo por presentar un estudio más amplio de las opciones, pero es claro que un sistema que trabaje en términos de prioridades absolutas pone en riesgo a las estaciones de prioridad baja de quedarse sin servicio por períodos relativamente grandes de tiempo.

Basados en lo anterior, se concluye que la opción más adecuada es la de usar WFQ, que tiene un desempeño considerablemente mejor que DWRR y equiparable al de PWFQ con una complejidad menor.

## **VI.1 TRABAJOS FUTUROS**

Uno de los trabajos que se pueden realizarse en un futuro como continuación de este trabajo de tesis es el de limitar el tamaño de lista de paquetes pendientes que envían como apéndice las estaciones al AP en las tramas de datos, como se mencionó en la sección V.1.3.3. Hasta el momento, cada estación envía una lista con todos los tamaños de las tramas pendientes que no han sido previamente informadas al AP. Limitar este tamaño de lista es un trabajo sencillo.

Por otro lado, para que el estándar 802.11 pueda proporcionar garantías de calidad de servicio es necesario además de dar un tratamiento diferente a aquellos flujos de tráfico que tengan necesidades diferentes, limitar el número de usuarios para evitar la saturación del medio de transmisión. El primer aspecto ya fue cubierto en este trabajo de tesis y el segundo es una extensión que consiste en investigar diferentes propuestas de mecanismos de control de admisión de conexión (CAC) y evaluar su desempeño. Este último complementaría a los mecanismos de asignación de recursos propuestos en esta tesis para permitir al protocolo MAC de 802.11 que ofrezca garantías de calidad de servicio.



## REFERENCIAS

---

Banchs A. y Pérez X. 2002. *“Distributed Weighted Fair Queuing in 802.11 Wireless LAN”*. 2002 IEEE International Conference on Communications (ICC 2002).3121-3127p.

Barford P. y Crovella M. 1998. *“Generating Representative Web Workloads for Network and Server Performance Evaluation”*. Computer Science Department. Boston University. 29-40 p.

Bolot J.-C. y Turletty T. 1994. *“A Rate Control Scheme for Packet Video in the Internet”*, Memorias de IEEE Infocomm 1994.1216-1223 p.

Bolot, J.-C. y Vega-García, A. 1996. *“Control Mechanisms for Packet Audio in the Internet”*. Memorias de IEEE Infocomm 1996. 232-239 p.

Costinescu, B., Ungureau, R., Stoica, M., Medve, E., Preda, R., Alexiu, M. y Llas C. 2001. *“ITU-T G.729 Implementation on StarCore SC140”*. Motorola: 1-42pp.

García-Macías, J. A., Rousseau, F., Berger-Sabbatel, G., Toumi, L. y Duda A.. 2001. *“Quality of Service and Mobility for the Wireless Internet”*, First ACM Wireless Mobile Internet Workshop (WMI 2001).

Gast, M. 2002. *“802.11 Wireless Networks: The Definitive Guide”*. O’Reilly. Primera Edición, Sebastopol, California. 442 pp.

Goodman, D. J. y Wei S. X.,1991. *“Efficiency of Packet Reservation Multiple”*. IEEE Transactions on Vehicular Technology. 40. (1):5 p.

Grilo, A. y Nunes, M. 2002. *“Performance evaluation of IEEE 802.11e”*, 13th International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC 2002), Lisbon, Portugal.15-18p.

Kostas, T. J., Botella, M. S., Sidhu, I., Schuster, G. M., Grabiec, J. y Mahler J. 1998. *“Real-time voice over packet-switched networks”*. IEEE Network. 12 (1):18-27 p.

Lee, S.-B., Ahn, G.-S., Zhang, X. y Campbell, A. T..2000. "***INSIGNIA: An IP-Based Quality of Service Framework for Mobile ad Hoc Networks***", Journal of Parallel and Distributed Computing, 60(4): 374-406p.

Lindgren, A., Almquist, A. y Schelén, O. 2001. "***Quality of Service Schemes for IEEE 802.11: A Simulation Study***", Ninth International Workshop on Quality of Service (IWQoS 2001). 348-351p.

Mangold, S., Choi, S., May, P., Klein, O., Hiertz, G. y Stibor, L..2002. "***IEEE 802.11e Wireless LAN for Quality of Service***", invited paper, European Wireless 2002 (EW 2002), Florence, Italy.

O´ Hara, B. y Petrick, A. 1999. "***The IEEE 802.11 Handbook : A Designer´s Companion***". IEEE Press, New York.173 pp.

Parekh, A.K. y Gallager, R.G.1993. "***A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in the Integrated Services Networks: The single-node case***". IEEE Transaction on Networking.1(3): 344-357 p.

Paxson, V. y Floyd, S. 1995. "***Wide-area Traffic: The Failure of Poisson Modeling***". IEEE/ACM Transactions on Networking, 3(3): 226-244 p.

Semeria, C. 2001."***Supporting Differentiated Service Classes: Queue Scheduling Disciplines***". Jupiter Networks. 27 p.

Sharma, S., Gopalan K., Zhu, N., De, P., Peng, G. y Chiueh, T.. 2002. "***Implementation Experiences of Bandwidth Guarantee on a Wireless LAN***". ACM/SPIE Multimedia Computing and Networking (MMCN 2002).

Sheu, S.-T. y Sheu, T.-F. 2001. "***A Bandwidth Allocation/Sharing/Extension Protocol for Multimedia over IEEE 802.11 Ad Hoc Wireless LANs***". IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 19(10): 2065-2080 p.

Stoica, I., Zhang, H. y T.S.E. Ng. 1997. "***A Hierarchical Fair Service Curve Algorithm for Link-Sharing, Real-Time and Priority Services***". Memorias de ACM SIGCOMM´97.

Wang, Z. 2001. "***Internet QoS: Architectures and Mechanisms for Quality of Services***". Morgan Kaufmann Publishers. San Francisco.240 pp.

Wang, S., Wang, Y. y Lin, Kwei-Jay.1998. "***A Priority-Based Weighted Fair Queuing Scheduler for Real-Time Network***". IEEE Journal on Selected Areas in Communications. 16(5): 664-658 p.

Yeh, J.-Y. y Chen, C.. 2002. *“Support of Multimedia Services with the IEEE 802.11 MAC Protocol”*, 2002 IEEE International Conference on Communications (ICC 2002).

Zhao, L. y Fan, C. 2002. *“M-PCF: modified IEEE 802.11 PCF protocol implementing QoS”*. Electronics Letters. 38(24): 1611-1613 p.

IEEE. 2002. *“Wireless Medium Access Control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: Medium Access Control (MAC) Enhancements for Quality of Service (QoS)”*, Draft Supplement to ANSI/IEEE Std 802.11, 1999 Edition, Std 802.11e/D3.1.

## APÉNDICE A

---

### MODELOS DE TRÁFICO

#### A.1. INTRODUCCIÓN

Con el fin de evaluar el comportamiento de un diseño establecido para una determinada red de telecomunicaciones, es indispensable generar un modelo que permita evaluar los principales parámetros de desempeño que la caracterizan. Una parte muy importante del modelo es el comportamiento del tráfico que ingresa a la red en cuestión. El desempeño de la red está determinado en gran medida por la cantidad de tráfico que circula por la red y la variabilidad con que se genera. El cálculo de variables como el tráfico en la red, retardos, porcentaje de pérdidas de información, caudal eficaz y utilización de la red son parte fundamental en la planeación de la red y establecen los objetivos de calidad sobre los cuales ésta se operará.

#### A.2. MODELO PARA LA FUENTE DE VOZ

Normalmente en una conversación telefónica las personas no hablan continuamente. En promedio una persona habla de un 35% a un 40% del tiempo de duración de la llamada. Por tal motivo, el modelo para la fuente de voz se realizó mediante una fuente ON-OFF, la cual es comúnmente utilizada para modelar datos en ráfaga.

La ITU-T (*International Telecommunication Union, Telecommunication Standardization Sector*) establece un grupo de protocolos llamado H.323 para las comunicaciones

multimedia. Este grupo de protocolos establece las normas y dispositivos usados para voz sobre IP, así como para video sobre IP. En base a los dispositivos que se establecen en este protocolo se escogió el vocoder G.729 CS-ACELP (*Conjugate-Structure Algebraic-Code-Excited Linear-Prediction*) para el modelo de la fuente de voz, ya que las técnicas de compresión descritas en la ITU-T G.729 son altamente recomendadas para emplearlas en sistemas de transmisión de voz debido a la calidad que posee la señal de voz reconstruida.

El vocoder G.729 CS-ACELP utiliza un código algebraico de predicción lineal. Este codificador procesa tramas cada 10mseg más 5mseg para el análisis de predicción lineal, tal que se tiene un retardo global de 15mseg. La señal de voz analógica pasa a través de un filtro pasa bajas de 300Hz a 3400Hz y es muestreada a 8kHz para producir datos digitales, los cuales son convertidos a una señal de voz lineal PCM de 16bits por muestra. La salida del codificador de voz otorga 5 palabras de 16bits cada 15mseg [Costinescu B. *et al.*, 2001].

➤ **Fuente ON-OFF para voz**

Una fuente “ON-OFF ” consta de dos estados. Durante el estado “ON” se emite tráfico a tasa constante, mientras que durante el estado “OFF ” (período de silencio en el caso de la voz) la fuente permanece ociosa. Los parámetros para modelar una fuente ON-OFF se basan en una distribución de los periodos ON y OFF, así como en los tiempos de Inter-salida e Inter-arribo.

El modelo ON-OFF se representa por una cadena de Markov de tiempo continuo de dos estados, como se observa en la figura 47.  $\sigma$  y  $\gamma$  representan las tasas de inter-salida de los estados ON y OFF, respectivamente. El tiempo que dura el sistema en el estado ON es una variable aleatoria exponencial cuyo valor medio es igual a  $1/\sigma$ , mientras que el tiempo que permanece el sistema en el estado OFF también es una variable aleatoria exponencial con promedio  $1/\gamma$ .

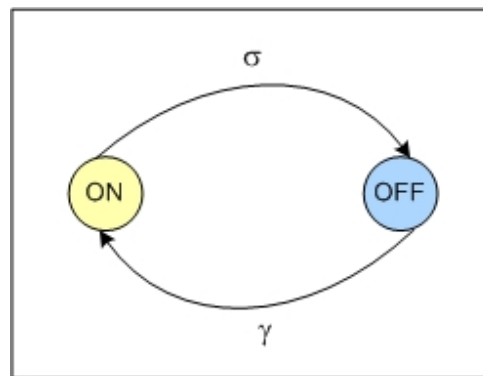


Figura 47.- Diagrama de transición de estados para el modelo ON-OFF.

Matemáticamente:

$$E[ON] = \frac{1}{\sigma} \quad (8)$$

$$E[OFF] = \frac{1}{\gamma} \quad (9)$$

donde  $E[ON]$  representa la el tiempo promedio que la fuente se mantendrá en el estado ON y  $E[OFF]$  en el estado OFF. Las ecuaciones 10 y 11 representan la distribución acumulativa en ambos estados.

$$F(t) = 1 - e^{-\sigma t} \quad (10)$$

$$F(t) = 1 - e^{-\gamma t} \quad (11)$$

Los valores típicos empleados para el tiempo promedio de silencio y de conversación son [Goodman D., Wei S., 1991]:

$$E[ON] \approx 0.4$$

$$E[OFF] \approx 0.6$$

### A.3. MODELO PARA LA FUENTE DE VIDEO

Para simular la generación de tráfico de video se utilizaron muestras reales, correspondientes a una conversación de videoconferencia codificada de acuerdo al formato H.263 y una película comercial (*Jurassic Park*) codificada en MPEG-1.

El modelado de la fuente de videoconferencia se realizó de acuerdo con las especificaciones del estándar H.323. Este estándar maneja dos tipos de codificadores de video, que son el H.263 y el H.261. El codificador de video H.263 es ampliamente usado para tasas menores a los 64kbps y el codificador H.261 es usado para tasas por arriba de los 64kbps. La tasa de transmisión que nosotros usamos es de 25 tramas por segundo con una tasa promedio de 135 kbps.

La otro fuente de video se moduló de acuerdo al estándar MPEG-1. El primer estándar que el MPEG (*Moving Picture Experts Group*) introdujo fue MPEG-1, usado para compresión

de video en CDs. MPEG-1 usa una baja tasa de bit, similar a la resultante de una cinta de video VHS.

MPEG-1 se considera como un video solamente progresivo (no entrelazado), que alcanza una tasa de 1.5 Mbps. La entrada de video es usualmente convertida primero al formato estándar de entrada MPEG SIF (*Standard Input Format*). El espacio de color adoptado es Y- Cr- Cb. En el MPEG-1 SIF el canal de luminancia es de 352 pixeles x 240 líneas y 30 cuadros/segundo. La tasa de transmisión usada en este caso es de 25 tramas por segundo, con una tasa promedio de 367 kbps.

El modelo de la fuente de video, también se hacen mediante el modelo de una fuente ON-OFF.

#### **A.4. MODELO PARA LA FUENTE DE DATOS (WWW)**

Internet, la red global de paquetes TCP/IP (*Transfer Control Protocol/Internet Protocol*), se ha convertido en un medio esencial en el intercambio mundial de información. Su crecimiento acelerado y el rápido desarrollo de nuevas aplicaciones han generado un aumento considerable en su tráfico interno.

El modelado del trafico de redes, la llegada de paquetes y las conexiones son generalmente modelados con procesos de Poisson. Sin embargo, numerosos estudios han mostrado claramente que para redes locales y de área amplia, la distribución de inter-arribo de paquetes difiere del exponencial [Paxson V. y Floyd S., 1995].



Trabajos recientes demuestran que el tráfico en las redes LAN es mucho mejor modelado utilizando modelos estadísticamente auto-similares (comúnmente llamados fractales) [Paxson V. y Floyd S., 1995].

El tráfico auto-similar se caracteriza por la presencia permanente de ráfagas a través de diferentes escalas de tiempo. Este comportamiento “Fractal” del tráfico agregado es muy diferente al tráfico modelado tradicionalmente por medio de los procesos de Poisson los cuales se caracterizan por la ausencia de ráfagas, y la baja variabilidad reflejadas en la independencia de las muestras, por consiguiente su modelado también difiere.

Las propiedades que caracterizan a los procesos auto-similares son dos: el decaimiento lento de la varianza y la dependencia a largo plazo [Paxson V. y Floyd S., 1995].

➤ **Fuente ON-OFF para WWW**

El tráfico WWW posee propiedades auto-similares y puede ser construido multiplexando un gran número de fuentes ON-OFF, donde la duración de los estados ON y OFF pueden ser representadas mediante distribuciones de varianza infinita, también conocidas como “de cola pesada” (*heavy tailed*).

En la figura 51 se presenta el modelo ON-OFF utilizado para la generación del tráfico WWW, en donde los periodos de transmisión son llamados tiempos ON, y los tiempos de inactividad se denominan tiempos OFF. Los archivos Web pueden incluir por referencia otros archivos, estos archivos son necesarios para mostrar el resultado apropiadamente

(como imágenes o gráficas). Entonces, la petición de un archivo Web de un usuario, frecuentemente resulta en la transferencia de varios archivos del servidor Web. Un archivo Web junto con todos los archivos que también deben ser transferidos para obtenerlo es llamado, objeto Web.

Existen dos tipos de tiempos OFF como lo muestra la figura 48. El tiempo OFF inactivo corresponde al tiempo entre transmisiones de objetos Web. El tiempo OFF activo corresponde al tiempo entre transferencias de componentes de un objeto Web [Barford P. y Crovella M., 1998].

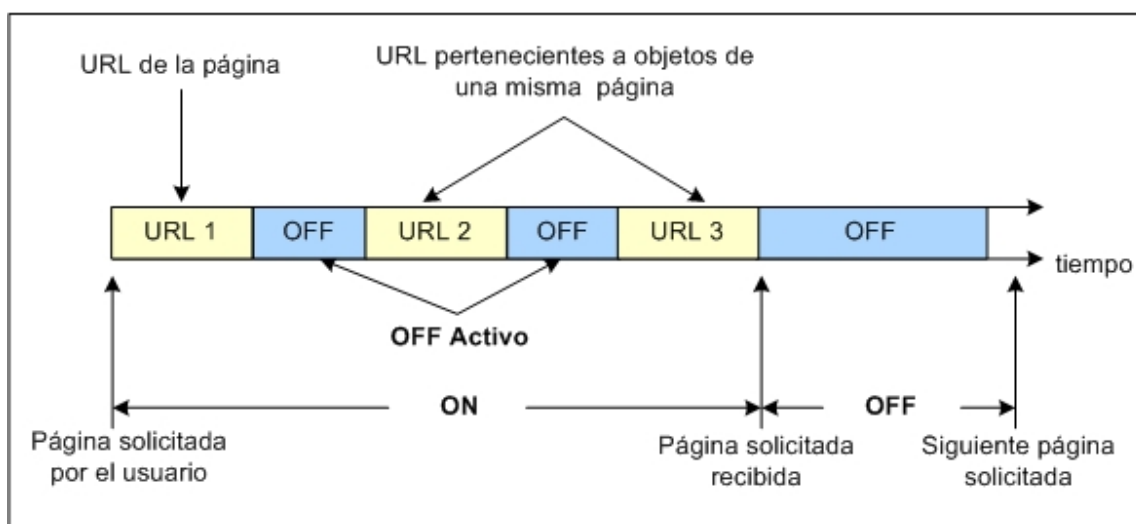


Figura 48.- Modelo ON-OFF utilizado para Fuentes WWW.

### ➤ Distribuciones usadas en el modelo

Las distribuciones usadas en este modelo y los parámetros que más se ajustan a cada uno de los componentes del modelo utilizado se muestran en la tabla XIII [Barford P. y Crovella M., 1998].

Tabla XIII. Modelos estadísticos utilizados en la fuente WWW			
Componente	Modelo	Función de Densidad de Probabilidad	Parámetros
Tamaños de archivos	Pareto	$p(x) = \alpha k^\alpha x^{-(\alpha+1)}$	$k=1000; \alpha=1.0$
Tiempos OFF activos	Weibull	$p(x) = \frac{bx^{b-1}}{\alpha^b} e^{-(x/a)^b}$	$\alpha=1.46; b=0.382$
Tiempos OFF inactivos	Pareto	$p(x) = \alpha k^\alpha x^{-(\alpha+1)}$	$k=1; \alpha=1.5$
Regencias a otras páginas	Pareto	$p(x) = \alpha k^\alpha x^{-(\alpha+1)}$	$k=1; \alpha=2.43$

