

Centro de Investigacion Cientifica y de  
Educacion Superior de Ensenada

ANALISIS DEL TRAFICO GENERADO EN UNA  
RED ACADEMICA DE COMUNICACIONES QUE  
UTILIZA LA INTERFAZ DE DATOS DISTRIBUIDA  
POR FIBRA OPTICA.

TESIS

MAESTRIA EN CIENCIAS

CALIXTO EDUARDO ESTRADA CANIZALES

ENSENADA, B. C. MEXICO. JULIO DE 1995.



CENTRO DE INVESTIGACIÓN CIENTÍFICA Y DE  
EDUCACIÓN SUPERIOR DE ENSENADA



CICESE

DIVISIÓN DE FÍSICA APLICADA

DEPARTAMENTO DE ELECTRÓNICA Y TELECOMUNICACIONES

**ANÁLISIS DEL TRÁFICO GENERADO EN UNA RED ACADÉMICA DE  
COMUNICACIONES QUE UTILIZA LA INTERFAZ DE DATOS DISTRIBUIDA  
POR FIBRA ÓPTICA**

TESIS

que para cubrir los requisitos necesarios para obtener el  
grado de **MAESTRO EN CIENCIAS** presenta:

**CALIXTO EDUARDO ESTRADA CANIZALES**

Ensenada Baja California, México. Julio de 1995.

## **DEDICATORIA**

*El presente trabajo esta dedicado con todo respeto:*

**A mis queridos padres  
Calixto Estrada Jaime  
Cristina Canizales Alvarado**

*Por el apoyo que me han sabido brindar para la realización de mis metas, por ese gran ejemplo de trabajo, entusiasmo y alegría y por enseñarme a ver la vida desde los ojos de una familia unida. Los quiero mucho. No defraudaré la fe, esperanzas e ilusiones puestas en mi.*

*Con todo mi ♥*

**A mi amada novia  
Dolores Seba Rodríguez**

*Por su paciencia y comprensión ante mi forma de ser, que pensando en el futuro no estuve del todo, en lo que en su momento fuera nuestro presente, por su confianza y optimismo en nuestros futuros planes. Te AMO.*

*Con mucho cariño*

**A las familias Estrada Jaime y Canizales Alvarado**

*Por estar siempre al pendiente de mis ocurrencias y actividades y por su ejemplo de lo que debe ser una familia unida. Se les quiere mucho.*

*Con cariño*

**A todos mis amigos y amigas**

*Por ser como son, que me hacen sentir bien. Muy especialmente a aquellos que estuvieron al pendiente de mis padres durante mi ausencia, como: Margarito, Los Migueles, Johny, Carmen, Adriana, Rosy, Itzaví y sobre todo a Vicente Rodríguez Martínez por permitirme ser su hermano y portarse como tal. A todos ellos y a los que menciono por la premura del tiempo Gracias.*

## AGRADECIMIENTOS

A Dios nuestro señor, por no olvidarse de mí aunque yo me olvide de él.

A mi amigo y director de tesis M. C. Jorge Enrique Preciado Velasco, por su constante apoyo y su amistad brindada, sin los cuales, este trabajo no se hubiera llevado al cabo. Así también como a su esposa Malena y sus hijas “Las mohosillas” Marlene y Mariely y demás familiares por permitirme ser parte de ellos.

A los miembros del comité de tesis M.C. Jorge Enrique Preciado Velasco, M. C. David Covarrubias Rosales, Dr. Fransico Javier Mendieta Jiménez y Dr. Ciro Andres Martínez Garcia-Moreno, por su acertada orientación, y su disponibilidad durante la realización de este trabajo.

A los maestros del CICESE por compartir con nosotros sus conocimientos y experiencias en el transcurso de los cursos y fuera de ellos y por brindarnos su amistad incondicional.

Al Lic. Victórico Rodríguez Reyes, por su apoyo brindado durante el desarrollo de la parte práctica del presente trabajo, y por brindarme su amistad incondicional. A él y su familia muchas gracias.

Al Dr. Enrique Mitrani Abenchuchan por su apoyo en la fundación de “Capullotitlan”.

A mis compañeros y amigos de generaciones anteriores Manuel Corona, Miguel Martínez, Horacio Martínez, Hernando Silva, Miguel Cruz, Jorge Becerra, Zarina Guillen, Ana María, Salvador Durazo, Ramón Soto, Julio Rolón, Carlos Brizuela, Abel Rodríguez, Jorge Peña, Miguel Gomez, Carlos Merla, Juan Ivan Nieto, Alejandro Márquez, L. A. Cetto y Francisco Rangel, por la motivación brindada.

A los compañeros de generación “Los Capullos”: Alvaro Ramírez, Alejandro Cervantes, Miguel Cota, O.I. Lepe, Juan Carlos Murrieta y Luis Castro por ser parte de mi familia.

A los compañeros de nuevo ingreso por brindarme su amistad en el corto tiempo que nos tratamos, a todos ellos mucha suerte.

Al departamento de Redes de la Universidad de Colima: Raul, Carlos, Alfredos (Santillán y López), Maraveles, Juan, Oscar, Sevilla, Leonel, “Charly” (de Colima, Colima), BETO, Fermin Zuñiga, al Chico Damián, a las “niñas” Maggy y Gloria, y a todos aquellos que no menciono por la premura del tiempo. Por su palabras de aliento y su amistad brindada.

Al personal de bibliotecas de la U.de C.: Lulú, Mary, Goyis, Alida, Conchita, Elvira, Paty, Hilda, Angélica, Vero, Mago (preciosa ella) por su amistad brindada y muy especialmente a ALEX por sus palabras de ánimo y por preocuparse por mi durante la estancia en Colima.

A todo el personal del departamento de Electrónica y Telecomunicaciones, así como al personal de biblioteca especialmente a Lupita Morales por el apoyo brindado, así también como a Margarita Jauregui por su siempre buen humor, su trato amable y por sus valiosas aportaciones en este trabajo.

A la FIME de la UANL por proporcionar mi preparación académica para seguir adelante, especialmmente al Ing Fernando Estrada Salazar por su apoyo incondicional para mi ingreso al CICESE.

Al CONACyT por su apoyo económico.

Al CICESE por permitir mi superación.

Y a **México** por permitirme ser parte de su cultura que tanto respeto.

# CONTENIDO

	<u>Página</u>
<b>I INTRODUCCIÓN</b>	<b>1</b>
I.1 Antecedentes	1
I.2 Motivaciones de trabajo	2
I.3 Objetivo	3
I.4 Metas	3
I.5 Alcances	4
I.6 Infraestructura empleada	4
I.7 Organización de trabajo	5
<b>II CONSIDERACIONES PARA DISEÑO DE LA FDDI</b>	<b>6</b>
II.1 Tipos de nodos y su protección contra fallas	6
II.2 Configuraciones típicas	12
II.3 Clases de servicios soportados	19
<b>III DESEMPEÑO DE LA FDDI</b>	<b>23</b>
III.1 Introducción	23
III.1.1 Presentación	24
III.1.2 Definición de parámetros empleados en el análisis de FDDI	25
III.1.3 Técnica de evaluación del caudal eficaz	28
III.2 Redes simétricas	31
III.2.1 Redes con una sola clase de tráfico	31
III.2.1.1 Modelo 1-”ciclos de estafeta”	31
III.2.1.1.1 Análisis de gráficas	40
III.2.1.2 Modelo 2-”cadenas de Markov”	42
III.2.1.2.1 Análisis de gráficas	50
III.2.2 Redes con múltiples clases de tráfico	51
III.2.2.1 Análisis de gráficas	68
III.2.3 Conclusiones	72
III.3 Redes asimétricas	76
III.3.1 Redes con múltiples clases de tráfico	76
III.3.1.1 Análisis de gráficas	91
III.3.2 Conclusiones	94
III.4 Recuperación de errores	96
III.5 Conclusiones	102

## CONTENIDO (continuación)

Página

<b>IV CASO DE ESTUDIO U. DE C.</b>	107
IV.1 Antecedentes	107
IV.2 Características de funcionamiento de la RLD universitaria	107
IV.3 Motivos de cambio	113
IV.4 Implantación de la FDDI	116
IV.4.1 Equipo y material adquirido	116
IV.4.2 Actividades realizadas	117
IV.4.2.1 Labores de cableado	117
IV.4.2.2 Conectorización	118
IV.4.2.3 Configuración del equipo	118
IV.4.2.4 Pruebas realizadas	118
IV.4.2.5 Puesta en operación	119
IV.5 Desempeño de la red caso de estudio	121
IV.5.1 Ubicación del caso	121
IV.5.2 Estudios realizados	121
IV.5.3 Conclusiones	126
<b>V CONCLUSIONES Y APORTACIONES</b>	129
V.1 Conclusiones	129
V.2 Aportaciones	131
V.3 Recomendaciones	132
<b>LITERATURA CITADA</b>	134
<b>APÉNDICE A</b>	136
<b>APÉNDICE B</b>	163
<b>GLOSARIO</b>	166

## LISTA DE FIGURAS

<u>Figura</u>	<u>Página</u>
1. Implantación FDDI.	7
2. Interruptores derivadores: (a) mecánica y (b) estado sólido óptico. Las líneas sólidas indican camino normal de la luz; las punteadas indican el camino de luz derivado y la posición de derivación del prisma.	8
3. Falla tipo 2 y su recuperación.	9
4. Modos de falla tipo 3 y su recuperación usando un lazo de retorno: (a) falla en NIU, (b) falla de doble enlace y (c) falla de nodo aislado.	11
5. Estación clase A.	12
6. Estación clase B.	13
7. Concentrador clase A.	14
8. Concentrador clase B.	15
9. Concentrador nulo.	15
10. Anillo dual sin ramificaciones.	16
11. Anillo dual con ramificaciones.	17
12. Anillo en concentrador de enlace nulo.	18
13. Conexión en doble reposición.	19
14. Caudal eficaz vs. carga ofrecida para un solo tráfico presente en la red.	38
15. Ciclo medio de estafeta vs. carga ofrecida para un solo tráfico presente en la red.	39
16. Variación del retardo con la carga ofrecida para un solo tráfico presente en la red.	39
17. Modelo para análisis de RLD Estafeta en Anillo.	44
18. Diagrama de transición de estados para una RLD Estafeta en Anillo.	46
19. Diagrama de tiempos de transmisión para una RLD Estafeta en Anillo.	47
20. Desempeño de la red ante el incremento de carga.	49
21. Variación del retardo ante el incremento del caudal eficaz.	49
22. Variación del desempeño de redes FDDI para el caso 1.	63
23. Variación del desempeño de redes FDDI para el caso 2.	64
24. Variación del desempeño de redes FDDI para el caso 3.	65
25. Variación del desempeño de redes FDDI para el caso 4.	66
26. Variación del retardo con la carga ofrecida para múltiples clases de tráfico, para el caso 1.	67
27. Límite para el cual todos los mensajes clase 3 en estaciones A y A_S son transmitidos. ( $T_s = 0$ para estaciones A).	79
28. Límite para el cual el caudal eficaz de la clase 3 es despreciable para estaciones A y A_S ( $T_s = 0$ para estaciones A).	82
29. Caudal eficaz vs. carga ofrecida para 30 % de carga síncrona.	89
30. Caudal eficaz vs. carga ofrecida para 50 % de carga síncrona.	90
31. Tiempo de recuperación síncrono después de la ocurrencia de un error.	98

## LISTA DE FIGURAS (continuación)

<u>Figura</u>	<u>Página</u>
32. Tiempo de recuperación asíncrono después de la ocurrencia de un error.	100
33. Carga acumulada vs. tiempo de duración de la falla con una carga en el momento del error de 0.5.	101
34. Estado actual de la red de cómputo de la Universidad de Colima.	111
35. Esquema operativo red de cómputo de la Universidad de Colima.	112
36. Anillo FDDI para la red de cómputo de la Universidad de Colima.	115
37. Mediciones de atenuación de potencia óptica en enlace FDDI.	120
38. Caudal eficaz vs. carga ofrecida en dorsal U. de C.	123
39. Ciclo medio de la estafeta vs. carga ofrecida en dorsal U. de C.	123
40. Retardo vs. carga ofrecida en dorsal U. de C.	124
41. Tiempo de recuperación asíncrono vs. carga presente al momento de la falla. Para una falla de 0.2 seg. en dorsal U. de C.	124
42. Acumulación de carga ante la corrección de fallas vs. carga presente al momento de la falla. Para una falla de 0.2 seg. en dorsal U. de C.	125
43. Tiempo de recuperación asíncrono vs. tiempo de duración de la falla. Para caso de máxima carga presente al momento de la falla = 0.5.	125
44. Acumulación de carga ante la corrección de fallas vs. tiempo de duración de la falla. Para el caso de máxima carga presente al momento de la falla = 0.5.	126
A1. Relación entre capas FDDI y el modelo OSI de ISO.	137
A2. Formato de la estafeta para FDDI.	144
A3. Formato de trama para FDDI.	146
A4. Formato del campo de estado de trama.	148
A5. Formato de Direcciones.	149
A6. Esquema de codificación FDDI:(a) representación binaria de 1A Hex, (b) codificación 4B/5B de (a), y (c) codificación NRZI de (b).	152
A7. Ejemplo del método de acceso a comunicación utilizado por FDDI.	156
A8. Diagrama de flujo procedimiento de inicialización.	159
A9. Diagrama de flujo proceso de petición.	160
A10. Diagrama de flujo proceso guía.	162
A11. Matriz generadora infinitesimal $Q$ .	164

## LISTA DE TABLAS

<u>Tabla</u>		<u>Página</u>
I.	Parámetros de operación del derivador óptico.	10
II.	Parámetros empleados en el análisis de la FDDI.	27
AI.	Campo de control de trama.	145
AII.	Código empleado por FDDI.	151
AIII.	Variables de temporización.	156
AIV.	Temporizadores y contadores usados en la transmisión de datos.	157

# ANÁLISIS DEL TRÁFICO GENERADO EN UNA RED ACADÉMICA DE COMUNICACIONES QUE UTILIZA LA INTERFAZ DE DATOS DISTRIBUIDA POR FIBRA ÓPTICA

## I INTRODUCCIÓN

### I.1 Antecedentes

En la década de los 80s se dió un impulso muy importante a las redes de computadoras. Particularmente en México a mediados de dicha década empezaron a aparecer las primeras redes de computadoras, fundamentalmente en ambientes académicos y bancarios.

La evolución de dichas redes ha sido regida por el constante incremento de las necesidades de transmitir cada vez mayores cantidades de información a mayores velocidades.

El estándar para una segunda generación de redes locales de datos (RLDs), interfaz de datos distribuidos por fibra óptica (por sus siglas en inglés FDDI: Fiber Distributed Data Interface), ha sido desarrollado por el Instituto Nacional de Estándares de los Estados Unidos (por sus siglas en inglés ANSI: American National Standards Institute), mediante su grupo de trabajo X3T9.5. FDDI tiene ahora reconocimiento internacional en la norma 9314 de la Organización Internacional para la Estandarización (por sus siglas en inglés ISO: International Standards Organization).

FDDI es una red estándar de alta velocidad (100 Mbps) basada en fibra óptica, creada principalmente para soportar las nuevas aplicaciones de gráficos y visualización que requieren la transferencia de millones de octetos en intervalos de tiempo muy cortos. FDDI

define los medios para la interconexión a alta velocidad utilizándose principalmente como:

- a) Enlace entre computadoras y dispositivos periféricos de alta velocidad (la especialidad del subcomité X3T9).
- b) Red local de alta velocidad para aplicaciones que requieran tasas de transmisión superiores a las proporcionadas por las redes locales IEEE 802.X.
- c) Dorsal para la interconexión de redes locales de baja velocidad.

El presente trabajo realiza un estudio detallado de las características de funcionamiento de la FDDI y presenta un análisis de tráfico para diferentes condiciones de funcionamiento; además de llevar a cabo el análisis y diagnóstico de la dorsal FDDI aplicado a un ambiente real como es el caso de estudio “Universidad de Colima”.

## **I.2 Motivaciones de trabajo**

- a) Existen pocos trabajos en México que han reportado los mecanismos de funcionamiento de redes locales de datos basadas en el estándar FDDI.
- b) Es un tema de mucho interés y actualidad en México, ya que por sus características, su aplicación va en aumento.
- c) Seguir de cerca los desarrollos tecnológicos en el manejo de información, particularmente en redes de comunicaciones basadas en fibra óptica a altas velocidades.
- d) La inquietud principal que motiva este estudio es la implantación de una dorsal de fibra óptica en la Universidad de Colima (U. de C.), sobre la cuál, se efectuará un análisis del tráfico creado durante un período de prueba.

e) Vinculación con otros grupos de investigación y desarrollo de redes de cómputo del país como la Universidad de Guadalajara, Universidad Autónoma de Aguascalientes, Universidad de Michoacán, etcétera., y en forma particular con la Universidad de Colima, los cuales realizan actividades afines al proyecto. Así también la vinculación con empresas y contratistas que realicen trabajos correspondientes a la instalación de esta “nueva” tecnología.

### **I.3 Objetivo**

Se plantea como objetivo el análisis del desempeño de RLDs tipo FDDI, a través de la implantación de la dorsal FDDI (instalación, configuración y manejo de dispositivos y equipo) de la U. de C., validando a través de ello los resultados obtenidos con modelaje y simulación de este.

### **I.4 Metas**

Para llevar al cabo el objetivo planteado anteriormente se plantean las siguientes metas:

- I. Estudio de las principales características de funcionamiento de la FDDI.
- II. Investigación de la problemática asociada a la caracterización del sistema de transmisión de la FDDI.
- III. Obtención de modelos matemáticos que caractericen al sistema de transmisión de la FDDI.
- IV. Obtención, a partir del modelado, de parámetros de interés que nos permitan llegar a

conclusiones en cuanto a desempeño de la FDDI.

V. Coadyuvar con la implantación de la dorsal FDDI de la U. de C., que será nuestro caso de estudio.

VI. Validación de parámetros asociados al desempeño de la FDDI mediante la aplicación de modelos en el caso de estudio U. de C.

## **I.5 Alcances**

### ***Teóricos***

Estudio de la caracterización del sistema de transmisión en la FDDI que permita llegar a resultados que proporcionen información en cuanto a su desempeño.

### ***Prácticos***

Instalación de la dorsal rápida que utiliza la FDDI, para posteriormente obtener sus parámetros de operación y con estos validar las caracterizaciones obtenidas en la parte teórica.

## **I.6 Infraestructura empleada**

Acervos bibliográficos, propios y los existentes en las bibliotecas de la U. de C. y CICESE, así como literatura relacionada disponible a través del sistema Internet.

Equipo e infraestructura del departamento de redes de la U. de C.

Equipo para instalación, monitoreo y pruebas de la empresa Digital Equipment Corporation de México.

Equipo para instalación, de las empresas Opción para el Diseño de Sistemas y DIDSÁ (Desarrollo de Ingeniería Digital S.A de C.V), ambos de Guadalajara, Jal.

## **I.7 Organización del trabajo**

En el capítulo II, se presenta las principales consideraciones que inciden en la toma de decisiones para el diseño de RLDs FDDI.

En el capítulo III, se describen las técnicas utilizadas para la evaluación del caudal eficaz (en inglés throughput), y parámetros asociados que nos proporcionan información que permite concluir en cuanto al desempeño de la FDDI, presentando resultados obtenidos mediante la evaluación de ecuaciones características, concluyendo con un análisis de los mismos para cada modelo.

En el capítulo IV, se describen las actividades realizadas en la implantación de la dorsal FDDI en la Universidad de Colima, considerada como “caso de estudio”, validando los resultados de los modelos analizados en este escenario.

Finalmente en el capítulo V, se presentan las conclusiones finales, enfatizando en aquellos aspectos que representan aportaciones, realizando un análisis general de los resultados obtenidos y corroborando que los objetivos planteados fueron cumplidos.

En el apéndice A, se presenta la descripción completa de tópicos asociados con el funcionamiento de la FDDI, tanto la ubicación del estándar así como sus principales consideraciones.

## **II CONSIDERACIONES PARA DISEÑO DE LA FDDI**

A continuación se exponen consideraciones necesarias para el estudio adecuado del desempeño de redes FDDI; como son los tipos de nodos, protección contra fallas, configuraciones típicas y clases de servicios soportados. Por otro lado, con la finalidad de proporcionar información sobre la teoría de operación de la FDDI, en el apéndice A se incluyen sus características generales.

### **II.1 Tipos de nodos y su autoprotección contra fallas**

Dentro de la topología de anillo empleada por FDDI se provee un incremento en la tolerancia a fallas, mediante la posible configuración de doble anillo contrarrotacional. En este caso, cada anillo (uno llamado primario y otro secundario) opera separadamente a 100 Mbps sobre caminos separados. Normalmente estos son dos conexiones de cable de fibra doble adheridas a cada nodo en una implantación de doble anillo. La primer conexión de cable de fibra doble porta la señal de entrada para el anillo primario y la señal de salida por el anillo secundario. La segunda conexión porta la señal de salida por el anillo primario y la de entrada por el anillo secundario. Las conexiones primaria y secundaria son definidas para que en tráfico normal se utilice el anillo primario. El anillo secundario es redundante y es utilizado para recobrar en caso de fallas.

FDDI permite dos tipos de estaciones de red o nodos sobre el anillo: clase A, el cual puede conectarse simultáneamente al anillo primario y secundario, y clase B, el cual puede conectarse únicamente sobre un anillo a la vez. Las estaciones clase A usan la conexión

doble, configuración descrita anteriormente. Las estaciones clase B, de cualquier modo, utilizan una sola conexión para portar las líneas de entrada y salida de la señal del anillo. La figura 1, ilustra las clases de estaciones y sus conexiones en una configuración típica. Note que debido a la configuración de cable de fibra doble, las estaciones de clase A y B pueden únicamente interconectarse entre sí, a través de un dispositivo llamado concentrador. El concentrador provee puntos de conexión dentro del anillo primario que es adecuado para conexiones clase B.

El doble anillo contrarrotacional de la configuración de la clase A, provee un grado de tolerancia de fallas que no es encontrado comúnmente en un medio ambiente de RLDs. Estas características son altamente deseadas para una RLD que se esté usando en un ambiente de tiempo real en la cual la confiabilidad y disponibilidad son críticos.

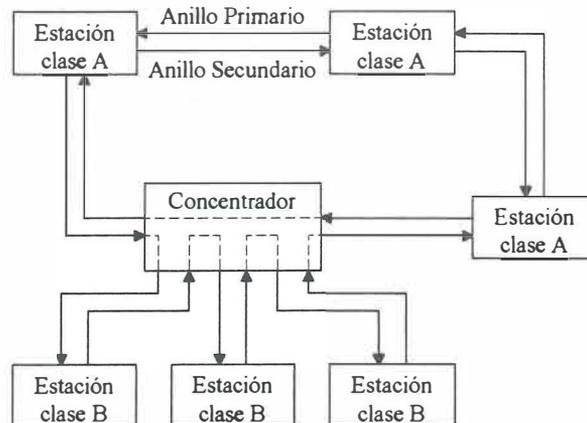


Figura 1. Implantación FDDI.

En el sistema FDDI son tres niveles distintos de falla de los cuales el sistema puede

recobrase [Fortier,1992].

El primer tipo de falla incluye la pérdida de un nodo procesador adherido a la unidad de interfaz en la red. En este caso, un derivador óptico (como se muestra en la figura 2) puede configurarse para este estado de derivación, el cual habilita el flujo de datos a través de la unidad de interfaz de nodo (NIU: del inglés Node Interface Unit) de la estación deshabilitada. Así el anillo en uso permanecerá operando, pero con la pérdida del procesador de la estación adherida.

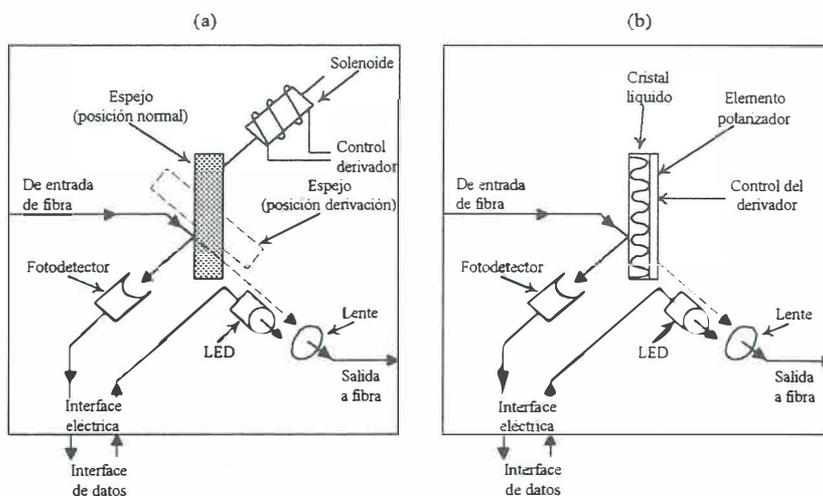


Figura 2. Interruptores derivadores: (a) mecánica y (b) estado sólido óptico. Las líneas sólidas indican camino normal de la luz; las punteadas indican el camino de luz derivado y la posición de derivación del prisma.

El segundo tipo de falla, en un error fatal de enlace en el anillo primario en una configuración doble, causa la pérdida de comunicación en este anillo. En este caso todos los datos a transmitirse se mueven al anillo secundario y el uso del anillo primario que falló es interrumpido. Nótese que esta acción remueve efectivamente todas las estaciones clase B del

anillo previo donde estaba. Así, las estaciones clase B son pensadas únicamente para uso en conexiones no críticas de red. Esta falla es mostrada en la siguiente figura.

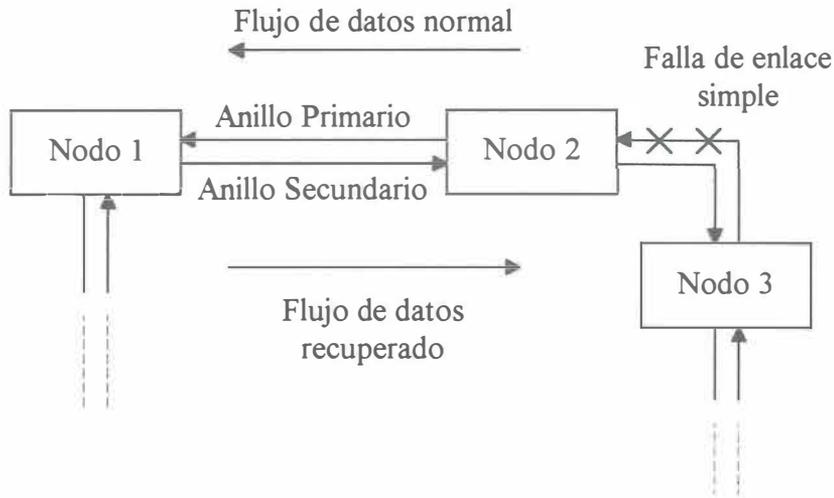


Figura 3. Falla tipo 2 y su recuperación.

El tercer tipo de falla ocurre cuando se pierde una NIU, cuando falla el anillo doble entre las dos NIUs o cuando una NIU es aislada por múltiples fallas de enlace. Cada caso es mostrado en la figura 4. La recuperación para estos tres tipos de falla involucra características del lazo de respaldo, los cuales enrutan todos los datos de entrada a lo largo de otra fibra en el mismo cable. En esta situación, cada estación (excepto los puntos de lazo de regreso) tendrán dos conexiones al mismo anillo y el protocolo debe reconocer este hecho y ajustar esta operación adecuadamente. Así, cada NIU (excepto las de los puntos de lazo de regreso) verá el mismo mensaje dos veces, uno sobre cada conexión de anillo (primario y secundario). También es posible, que la falla tipificada en la figura 4c cause el

aislamiento de más de un nodo en el anillo. En este caso, se formarán dos anillos independientes con interconexión no común. El tipo de falla 1 es recuperable únicamente para estaciones clase B, a partir de que no hay camino de comunicación de respaldo para esta clase de estaciones.

Volviendo al mecanismo derivador mostrado en la figura 2, actualmente hay dos tipos de interruptores derivadores disponibles: mecánico y de estado sólido. El primer mecanismo utiliza un solenoide y un prisma adherido para refractar la luz a la interfaz apropiada. El derivador de estado sólido no contiene partes en movimiento pero en su lugar utiliza un campo eléctrico sensitivo para polarizar un cristal de material líquido. Cuando se polariza en cierta forma, el cristal refleja en una dirección en particular. Los parámetros de operación de este derivador óptico son mostrados en la tabla I.

*Tabla I. Parámetros de operación del derivador óptico.*

Parámetro	Descripción	Mínimo	Máximo
T <sub>OS</sub>	Velocidad de conmutación	**	**
T <sub>DD</sub>	Tiempo de retardo	**	**
T <sub>MI</sub>	Tiempo de interrupción del medio	0	15ms
T <sub>SI</sub>	Tiempo de conmutación	0	25ms
	Atenuación entrada a salida	0	2.5dB
	Aislamiento entre canal	40dB	w

\*\* La cantidad de tiempo que la red es interrumpida será en general tan corto como el tiempo que tarde la red en reconfigurarse, pudiendo ser significativo en una red grande con muchos nodos conectándose y desconectándose constantemente.

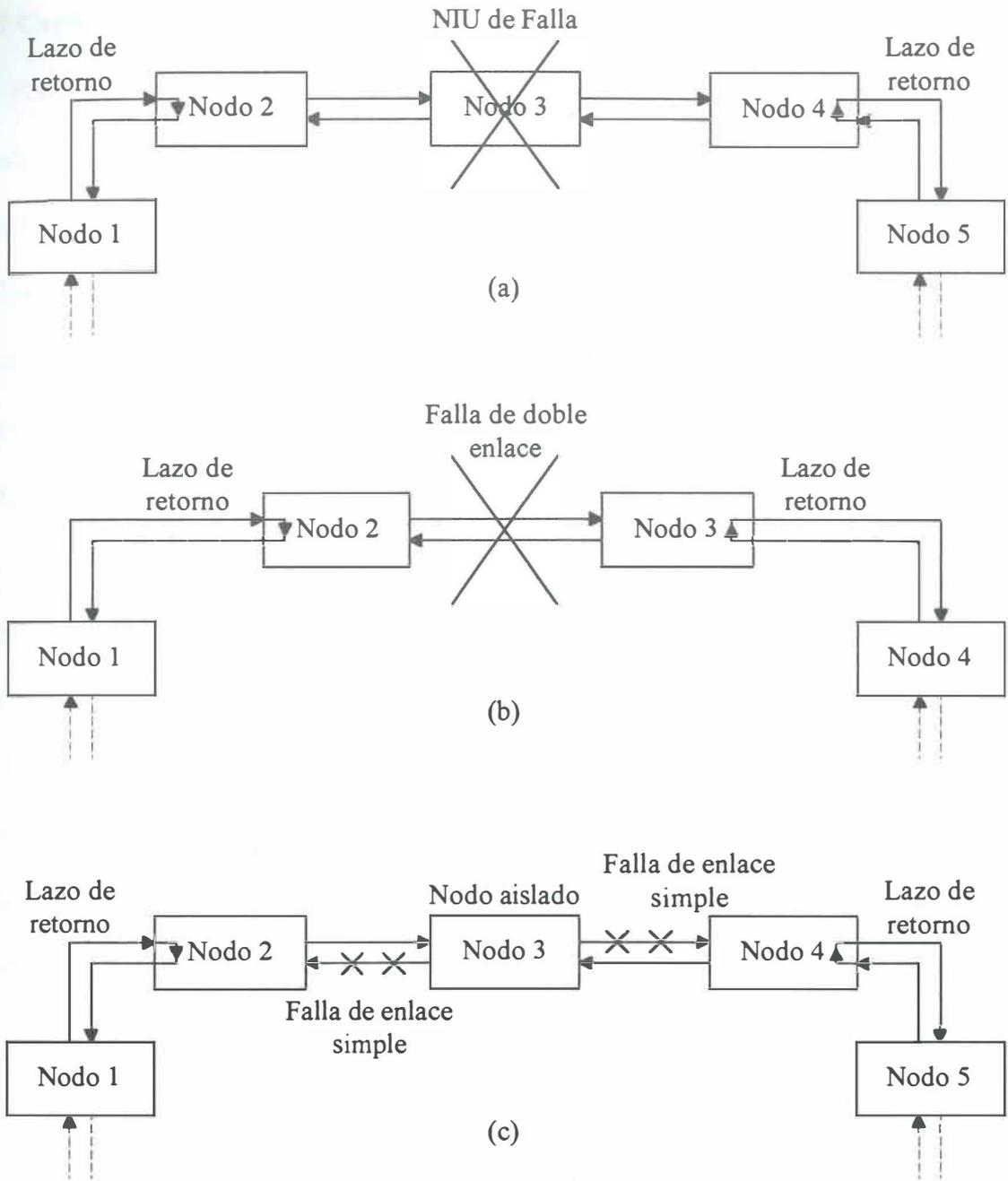


Figura 4. Modos de falla tipo 3 y su recuperación usando un lazo de retorno:  
 (a) falla en NIU, (b) falla de doble enlace y (c) falla de nodo aislado.

## II.2 Configuraciones típicas

FDDI define 5 tipos básicos de nodos. Estos nodos pueden ser, ya sea estaciones o concentradores y ambos pueden ser también clase A o B como fue definido en la sección anterior. Para el diseño de una red FDDI es necesario conocer las principales características de los tipos de nodos. Por lo tanto, se presenta una breve descripción de las especificaciones de cada uno de los casos que se pueden presentar, para efectos posteriores de configuración [Bernhard y Jayasumana, 1994].

### a) Estación clase A

Se muestra en la figura 5, el diagrama de operación de este tipo de nodo que es conocido también como estación de doble enlace (DAS: del inglés Dual Attachment Station). Esta se conecta directamente a los anillos primario y secundario. Las conexiones hechas al anillo primario se etiquetan como "PI" y "PO" (del inglés Primary Input y Primary Output, respectivamente), así también como los del secundario se etiquetan como "SI" y "SO" (del inglés Secondary Input y Secondary Output, respectivamente) y se usa como convención en FDDI para una DAS, que el agrupamiento PI - SO sea llamado puerto A y PO - SI puerto B.

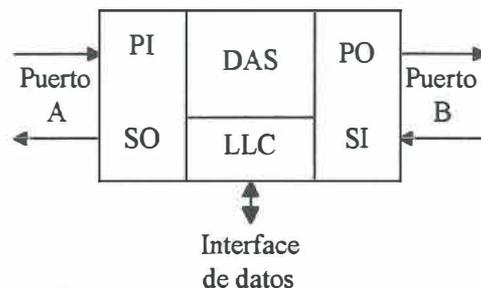


Figura 5. Estación clase A.

### b) Estación clase B

Se muestra en la figura 6, el diagrama de operación de este tipo de nodo que es conocido también como estación de enlace sencillo (SAS: del inglés Single Attachment Station). Este es el más simple de los nodos, pero estos no pueden ser conectados directamente al anillo doble principal como lo son los nodos de clase B, sino mediante un concentrador.

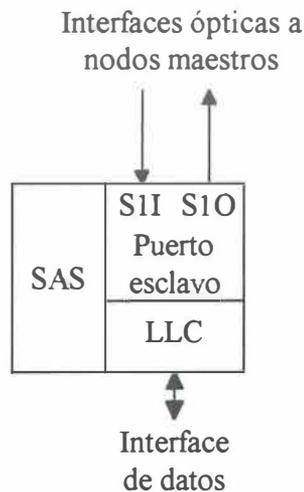


Figura 6. Estación clase B.

### c) Concentrador clase A

Se muestra en la figura 7, el diagrama de operación de este tipo de nodo que es conocido también como concentrador de doble enlace (DAC: del inglés Dual Attachment Concentrator). y son utilizados para conectar estaciones u otros concentradores al anillo principal.

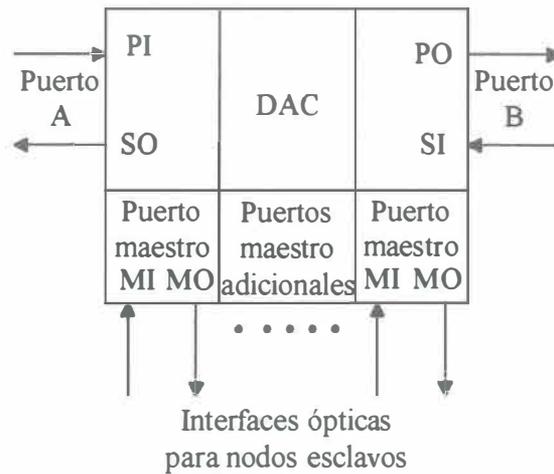


Figura 7. Concentrador clase A.

#### d) Concentrador clase B

Se muestra en la figura 8, el diagrama de operación de este tipo de nodo que es conocido también como concentrador de enlace sencillo (SAC: del inglés Single Attachment Concentrator). Estos no pueden ser conectados directamente al anillo doble principal como lo son los nodos de clase B, sino mediante el puerto maestro de un concentrador para crear una estructura de ramificaciones que será detallada más adelante.

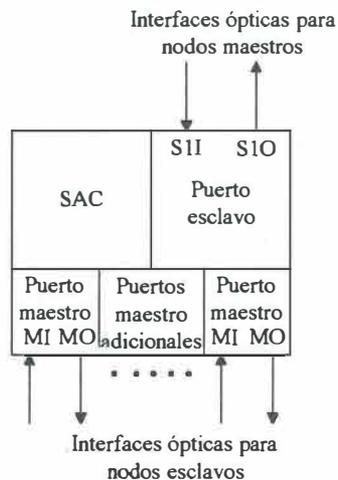


Figura 8. Concentrador clase B.

### e) Concentrador nulo

Se muestra en la figura 9, el diagrama de operación de este tipo de nodo que es conocido también como concentrador de enlace nulo (NAC: del inglés Null Attachment Concentrator), el cual es comúnmente utilizado para crear un anillo FDDI sin la necesidad de tener un anillo principal.

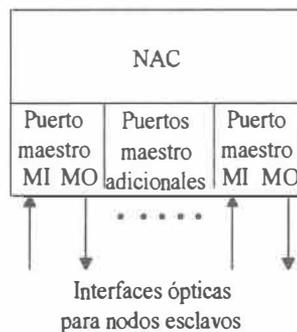


Figura 9. Concentrador nulo.

Dentro del ambiente FDDI, la red puede ser configurada de una gran variedad de formas. La elección depende de las aplicaciones y de las condiciones propias del diseño. Esta sección proporciona algunos ejemplos de posibles configuraciones de red. Las configuraciones permitidas pueden subdividirse en los siguientes grupos [Bernhard, 1994]:

- Anillo dual sin ramificaciones
- Anillo dual con ramificaciones
- Ramificaciones mediante adhesión a concentrador nulo
- Conexión de doble reposición

### Anillo dual sin ramificaciones

Esta configuración es recomendada para redes pequeñas donde los nodos siempre están prendidos. Esta configuración es mostrada en la figura 10. Es altamente realizable a partir de que todos los nodos son conectados directamente al anillo dual principal.

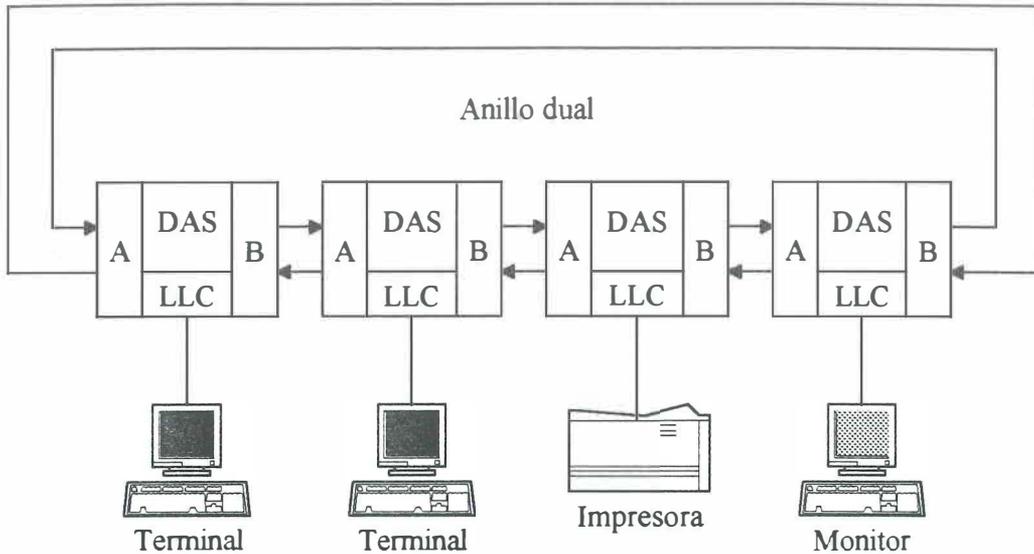


Figura 10. Anillo dual sin ramificaciones.

### Anillo dual con ramificaciones

Esta configuración es la base de diseño para una estructura de red FDDI, ya que mediante las ramificaciones se logra cubrir muchas de las necesidades en un ambiente real de redes de cómputo. En la figura 11, se muestra como pueden llevarse a cabo las ramificaciones en el anillo FDDI.

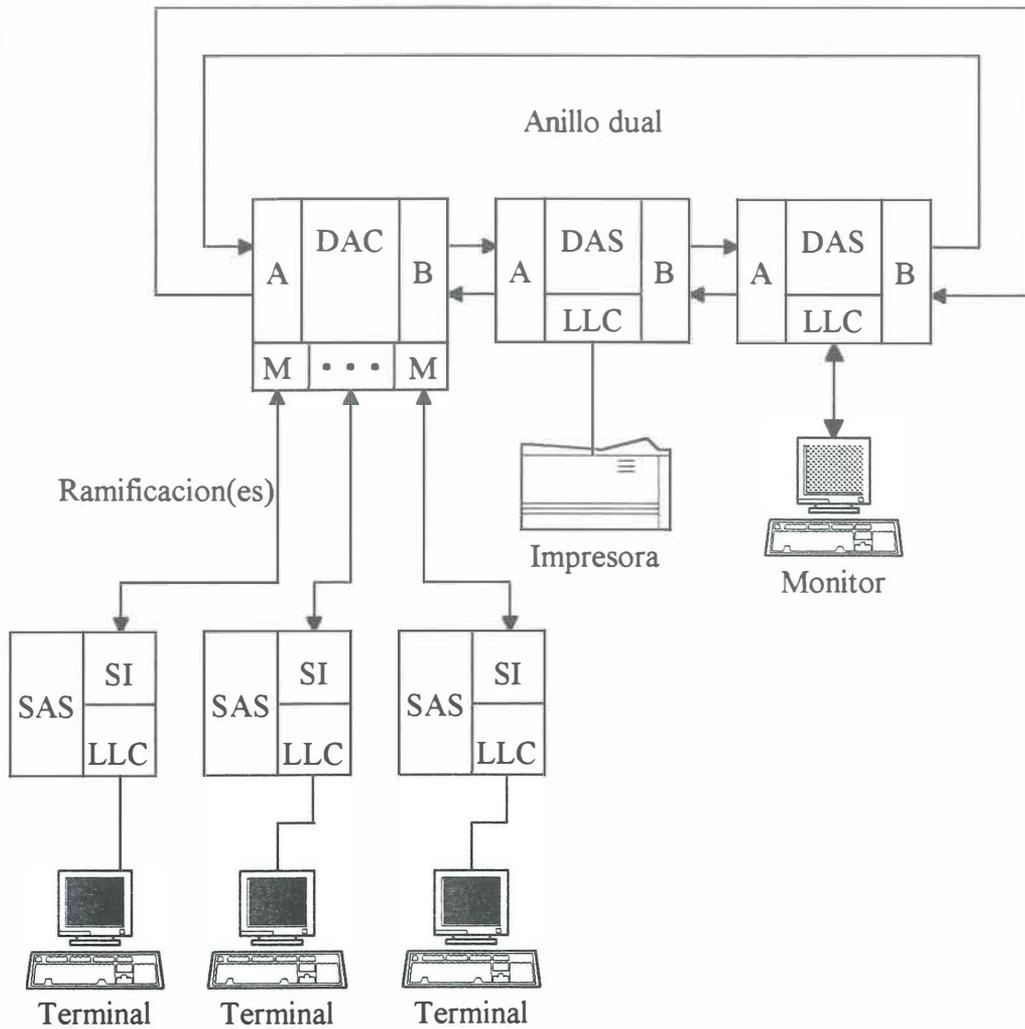


Figura 11. Anillo dual con ramificaciones.

### Ramificaciones mediante enlace en concentrador nulo

En la figura 12, se muestra esta configuración, la cual, no contiene nodos clase A y es otra opción para integrar una pequeña red FDDI. La principal consideración es que los nodos deben estar a menos de dos kilómetros de radio del concentrador.

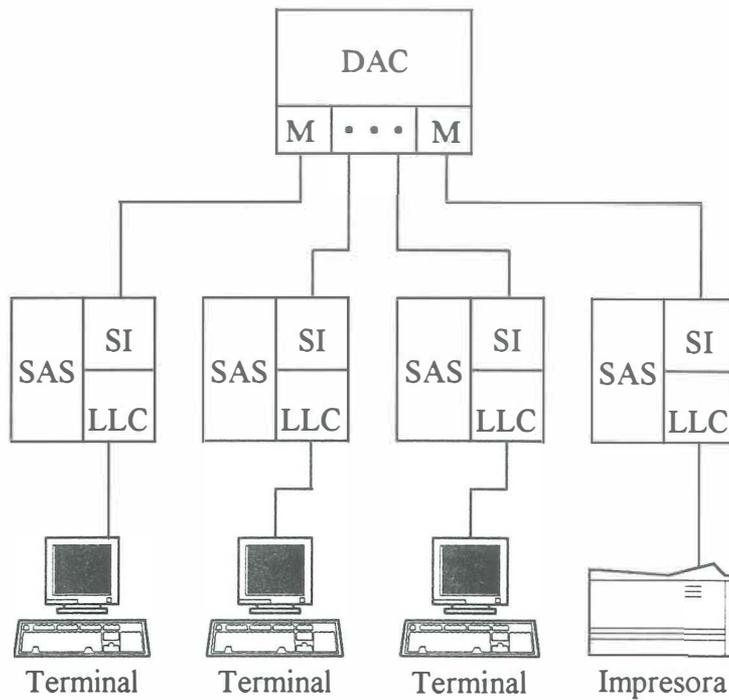


Figura 12. Anillo en concentrador de enlace nulo.

### Conexión de doble reposición

La figura 13, muestra esta configuración, es un método para conectar nodos clase A en una estructura de ramificaciones. Y tiene como principal objetivo el proporcionar caminos redundantes en un esfuerzo por proporcionar mayor fiabilidad.

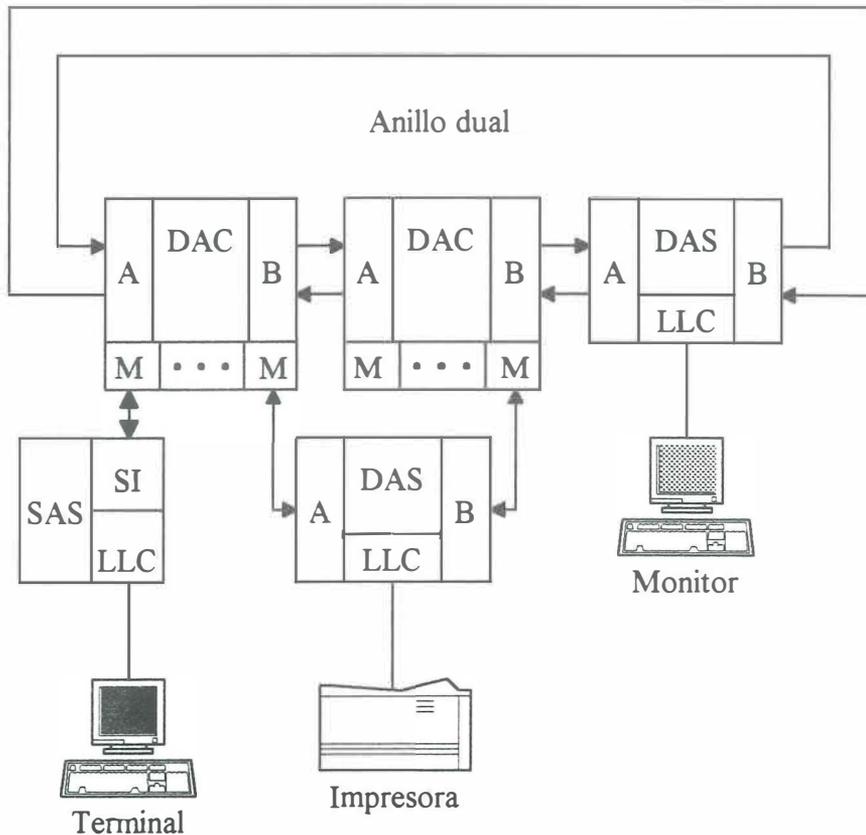


Figura 13. Conexión en doble reposición.

### II.3 Clases de servicios soportados

El tráfico de datos puede ser dividido en sensitivos al tiempo y no sensitivos al tiempo, los cuales, pueden ser manejados como las dos principales clases de comunicación en FDDI, los síncronos y los asíncronos respectivamente. El ancho de banda síncrono es asignado para utilizarse con el protocolo SMT usando tramas de administración de estación en un protocolo todavía sin definir. Esta localización es sustraída del ancho de banda disponible para todas las estaciones asíncronas sobre la red.

### Comunicación síncrona

Una estación puede siempre transmitir sus localidades de tráfico síncrono, ya que la comunicación síncrona tiene la más alta prioridad sobre la red. El ancho de banda síncrono se distribuye sobre la base de un porcentaje del  $TTRT$ . A partir de que el protocolo para realizar esto dinámicamente no ha sido definido aún, los usuarios del ancho de banda síncrono deben hacer esta distribución manualmente. Básicamente se calcula de la siguiente manera [Bernhard y Jayasumana, 1994]:

$$T_{SincDisp} = TTRT - T_{Nodos} - T_{Fibra} - T_{Estafeta} \quad (1)$$

$$T_{Sincro} = T_{SincDisp} \times \text{Pocentage asignado} \quad (2)$$

El ancho de banda síncrono debe ser distribuido entre los usuarios síncronos. El número máximo de tramas que una estación puede transmitir puede ser calculado usando esta asignación.

$$T_{Trama} = 4500 \text{ bits/trama} \times 8 \text{ ns/bit} = 0.036 \text{ ms/trama} \quad (3)$$

$$\text{Número de tramas} = \text{Entero} ( T_{Sincro} / T_{Trama} ) \quad (4)$$

### Comunicación con estafeta restringida

El modo con estafeta restringida es usado por estaciones asíncronas que soportan el protocolo para tener intercambios extendidos, con la exclusión de otros tráficos de datos asíncronos. El tráfico de banda síncrono, así como algunas tramas de administración de estación, no se ven afectadas. Una vez que se aprueba que la estación y la estafeta son restringidos el intercambio de datos es idéntico al intercambio de datos asíncronos.

## Comunicación asíncrona

La transferencia de datos puede ser iniciada por una estación mientras que el contador  $THT$  es menor que cualquier  $T\_Pri(n)$  (umbral asíncrono de prioridad) de esa estación. Si las prioridades no son implantadas por una estación, el valor del  $TTRT$  es usado en lugar de  $T\_Pri$ . La cantidad de tiempo disponible para una estación para hacer transmisiones asíncronas se calcula como sigue:

$$T_{AsincDisp} = TTRT - THT \quad (5)$$

Con prioridades implantadas, los datos asíncronos que una estación puede transmitir están limitados por el  $T\_Pri(n)$ s. El  $T_{AsincDisp}$  es ahora limitado a:

$$T_{AsincDisp} = T\_Pri - THT \quad (6)$$

El esquema de prioridades puede ser usado para crear clases asíncronas con servicio garantizado y retrasos predecibles.

## Selección del $TTRT$

Como es de notarse las capacidades de asignación de ancho de banda para los diferentes servicios está siendo regido por la variable  $TTRT$ , la cual, depende directamente del parámetro de operación  $TTRT$ . Por lo tanto, su cálculo apropiado es esencial para la asignación del  $TTRT$  que proporcione un desarrollo óptimo de la red. Esto puede ser ajustado para acomodar las variaciones topológicas que la red y ajustarse a ellas. Las dos principales contribuciones de retardo en el anillo son: el retardo en los nodos ( $T_{Nodos}$ ) asociado con la actividad de repetir las ráfagas de tramas y el retardo en la fibra ( $T_{Fibra}$ ). El

cual es proporcional al total camino de la fibra.

$$T_{Nodos} = N_{Nodos} \times T_{Nodo} \quad (7)$$

$$T_{Fibra} = Long\_Fibra \times 5.085 \mu s/Km \quad (8)$$

En base a esto se dan los límites de funcionalidad de FDDI que se basan en un solo parámetro, la máxima latencia del anillo.

Para FDDI el máximo tiempo de latencia del anillo es de 1.617 ms.

Asúmase una longitud total del anillo de 200 Km y velocidad de 5,085 ns/Km, ésto da una latencia de 1.017 ms ( $200 \text{ km} \times 5,085 \text{ ns/Km} = 1.017 \text{ ms}$ ), a esto se agrega la latencia para 1,000 conexiones físicas con una latencia unitaria de 600 ns, aquí son otros 0.6 ms de latencia ( $1,000 \text{ nodos} \times 600 \text{ ns/nodo} = 0.6 \text{ ms}$ ). Así la latencia total para 200 Km, y 1,000 conexiones en el anillo es de 1.617 ms, igual al parámetro máximo de latencia.

Bajo condiciones normales de operación el camino total de fibra no debe exceder 100 Km. Si el anillo se secciona el camino total de fibra puede doblarse teniendo 200 Km, dando esto los 1.017 ms de latencia por distancia. La velocidad de propagación de la luz en fibras ópticas es únicamente dos terceras partes de la velocidad de la luz en el vacío ( $2.99 \times 10^8 \text{ m/s}$ ). En la fibra óptica, la luz viaja a  $1.967 \times 10^8 \text{ m/s}$  o equivalente a un retardo de propagación de 5,085 ns/Km.

### III DESEMPEÑO DE LA FDDI

#### III.1 Introducción

El desempeño de una red local de datos, tal como FDDI, puede ser evaluado por mediciones directas o modelando. Las mediciones directas son exactas, pero requieren una red operacional. Esto, por ejemplo, no puede ser usado durante la etapa de diseño. Además de incurrir considerablemente en costos humanos y de equipo. Una alternativa es el desarrollar un modelo identificando los componentes del sistema, los atributos de los componentes, y las reglas de interacción entre ellos para predecir dicho desempeño. En el modelado de redes de comunicación se utilizan dos aproximaciones generales, **modelado analítico y simulación**. En el modelado analítico, se usa un conjunto de ecuaciones para caracterizar el desempeño. El análisis se basa en resultados de teoría de probabilidad, teoría de colas y procesos estocásticos, utilizando métodos numéricos para resolver las ecuaciones y obtener la medida del desempeño en parámetros de interés. La simulación aplicada a redes de computadoras se realiza ejecutando un programa que emula al sistema o lo imita a algún nivel de abstracción [Bernhard y Jayasumana, 1994].

Los modelos analíticos involucran un alto grado de abstracción comparado con la simulación y se basan en suposiciones tales como redes simétricas, patrón de arribo y distribución de longitudes de tramas específicos. Cuando un modelo analítico es apropiado para un estudio, se prefiere sobre los modelos de simulación ya que provee una relación directa entre los parámetros del modelo y el desempeño de la red. Los requerimientos de

cómputo requeridos para resolver un modelo analítico es menor en varias órdenes de magnitud que los requeridos para simulación. La principal ventaja de la técnica de simulación es la generalidad. La desventaja incluye el costo de construcción y verificación del simulador y tiempo de cómputo para correr el simulador, así como el hecho de no proveer una explicación intuitiva para la relación entre los parámetros de la red y su desempeño.

En el presente trabajo se describen varios modelos analíticos disponibles para evaluar el desempeño de redes FDDI. Los parámetros de interés incluyen caudal eficaz, ciclo medio de estafeta, retardo y desempeño ante recuperación de fallas en transmisión.

### **III.1.1 Presentación**

El orden de presentación será de la siguiente manera:

- Descripción de los parámetros utilizados durante el desarrollo de la evaluación
- Descripción de las técnicas de evaluación del caudal eficaz.
- Evaluación de una red FDDI soportando una sola clase de tráfico.
- Posteriormente se presenta una evaluación de redes FDDI cuando soporta varias clases de tráfico, con lo cual los modelos analíticos vienen a ser más complicados. Se presentan modelos analíticos evaluando el caudal eficaz en diferentes situaciones generales en redes FDDI.

### III.1.2 Definición de parámetros empleados en el análisis de FDDI

#### **Caudal eficaz ( $S$ )**

El caudal eficaz de una red " $S$ ", se define como el número total de bits de datos por segundo recibidos por un destino expresado como una fracción del ancho de banda.

#### **Utilización ( $U$ )**

La utilización de una red " $U$ ", se refiere a la fracción de tiempo que la red utiliza en transportar tramas de datos incluyendo los bits de encabezado (en inglés overhead).

#### **Carga Ofrecida ( $G$ )**

La carga ofrecida " $G$ ", está definida como el número total de bits de datos generados por todas las estaciones activas por unidad de tiempo (expresada como una fracción del ancho de banda).

#### **Tiempo de ciclo de estafeta ( $C$ )**

Se define como el tiempo que transcurre desde el instante que una estación recibe la estafeta hasta el instante siguiente en que la misma estación recibe la estafeta nuevamente.

#### **Tiempo de circulación de la estafeta ( $C_0$ )**

Se define como la suma del retardo del camino de fibra y las latencias de estaciones.

También es el tiempo que requiere la estafeta para circular alrededor de  $N$  estaciones en la ausencia de algún tráfico en la red.

### **Latencia distribuida por estación ( $T_i$ )**

La latencia de una red en anillo, es el tiempo que se utiliza para el transporte de datos a través del medio físico (retardo de propagación), es decir, el retardo inevitable debido a las condiciones físicas de su topología.

### **Retardo de cola ( $W$ )**

El retardo de cola, se define, como el tiempo que transcurre desde el arribo de una trama a la cola hasta que ésta se comienza a transmitir. El retardo medio de una clase se evalúa por el retardo promedio de las colas de todas las tramas que pertenecen a esta clase en particular sobre la red.

En resumen los términos que se emplearán durante el desarrollo del estudio del desempeño en FDDI, están dados en la tabla II donde se describen algunos de los parámetros que se utilizan en el mismo, otros más serán definidos en su momento durante el transcurso del análisis.

Tabla II. Parámetros empleados en el análisis de FDDI.

Parámetro	Descripción
$N$	Número total de estaciones.
$TTRT$	Tiempo objetivo para la rotación de la estafeta.
$TRT$	Tiempo de rotación de la estafeta.
$THT$	Tiempo de retención de la estafeta.
$T\_Pri(i)$	Valor del umbral de prioridad para transmisiones asíncronas clase $i$ (tiempos de bit).
$T_s$	Tiempo de la estafeta alta prioridad (tiempos de bit).
$C$	Tiempo del ciclo de la estafeta (tiempos de bit).
$\bar{C}$	Tiempo medio del ciclo de la estafeta (tiempos de bit).
$C_0$	Tiempo de circulación de la estafeta sin carga (tiempos de bit).
$\hat{C}_i$	Máximo tiempo medio de ciclo de la estafeta cuando todo el tráfico pertenece a la clase $i$ .
$T_m(i)$	Longitud media de paquete para tráfico clase $i$ (bits).
$T_{oh}$	Número de bits de encabezado agregados a cualquier paquete (bits).
$\alpha_i$	Factor de utilización para clase $i$ .
$G_i$	Carga ofrecida total para clase $i$ .
$S_i$	Caudal eficaz total para clase $i$ .
$U_i$	Utilización total para clase $i$ .
$G$	Carga ofrecida total de la red.
$U$	Utilización total de la red.
$T_t$	Latencia del anillo distribuida por estación.
$N_d$	Número de estaciones transmitiendo tráfico asíncrono.
$N_v$	Número de estaciones transmitiendo tráfico síncrono.
$G(x)$	Carga total ofrecida para el punto $x$ .
$P_i(x)$	Factor de utilización escalado para clase $i$ , para el punto $x$ .
$W(i)$	Tiempo de espera de la trama para la clase $i$ .

### III.1.3 Técnicas de evaluación del caudal eficaz

Las redes FDDI se clasifican en dos grandes grupos: redes simétricas y asimétricas. En el caso de las redes simétricas puede tenerse que en la red se encuentre implantado el esquema de prioridades y se manejen todas en un mismo entorno, o por otra parte, que simplemente una sola prioridad se implante a la vez. Para este último caso, se desarrolló el análisis por dos modelos distintos, cada uno con sus respectivas consideraciones y procedimientos. El primero de ellos basa su análisis de acuerdo al comportamiento en base a ciclos medios de estafeta y deriva un conjunto de ecuaciones para la evaluación del desempeño [Jayasumana,1988]. Un segundo modelo se hace disponible para esta evaluación, en éste, se ve al sistema como una cadena de Markov finita y dicta una serie de ecuaciones en base a algunos parámetros y teoría de la probabilidad [Radhika,1990].

Posteriormente en la evaluación para múltiples clases de tráfico tanto en redes simétricas como asimétricas se utiliza el criterio de ciclos de estafeta ya que proporciona un modelo con relación directa a los parámetros de interés configurables dentro de nuestra red.

Veamos el criterio de evaluación en base a ciclos de estafeta que es nuestro primer modelo a desarrollar.

El caudal eficaz  $S_i$ , la carga ofrecida  $G_i$  y la utilización  $U_i$  para cada clase, pueden ser definidos de manera similar a como se hizo para los totales en párrafos anteriores. Así la relación entre el caudal eficaz y la utilización para cada clase está dada por [Jayasumana,1989]:

$$S_i = \alpha_i U_i \quad (9)$$

Donde:  $\alpha_i$  es el factor ( $0 < \alpha_i < 1$ ) de utilización para la clase  $i$  y se encuentra como:

$$\alpha_i = \frac{[T_m(i) - T_{oh}]}{T_m(i)} \quad (10)$$

Mencionando anteriormente que  $T_m(i)$  es el tamaño medio del paquete para tráfico clase  $i$  en bits y  $T_{oh}$  es el número de bits de encabezado agregados a cualquier paquete para su transmisión.

La utilización total de la red y su caudal eficaz están dados por:

$$S = \sum_i S_i \quad (11)$$

$$U = \sum_i U_i \quad (12)$$

Cuando la porción de encabezado es despreciable comparada con el campo de información, el caudal eficaz y la utilización son casi lo mismo.

El tiempo de ciclo de la estafeta "C", está definido, como el tiempo que transcurre desde el instante que una estación recibe la estafeta, hasta el siguiente instante en que la misma estación la vuelve a recibir. " $\bar{C}$ " es el ciclo de la estafeta promedio entre todas las estaciones.

El tiempo de ciclo de la estafeta sin carga (en inglés no-load token) " $C_0$ ", está definido, como la suma del retardo del camino de fibra y las latencias de estaciones. También es el tiempo que requiere la estafeta para circular alrededor de  $N$  estaciones en la ausencia de algún tráfico en la red.

La latencia de la red distribuida por estación es " $T_t$ " y se calcula como:

$$T_t = C_0 / N \quad (13)$$

En promedio, se utilizan  $(\bar{C} - C_0)$  unidades de tiempo del ciclo medio de la estafeta  $\bar{C}$  en la transmisión de datos. De este modo la utilización de la red se relaciona al ciclo medio de la estafeta por :

$$U = \frac{(\bar{C} - C_0)}{\bar{C}} \quad (14)$$

Así, desde este punto de vista, la utilización de la red y por consiguiente el caudal eficaz, dependen del comportamiento del ciclo medio de la estafeta ante el incremento de la carga. De este modo, en el primer análisis se resuelve un juego de ecuaciones bajo ciertas condiciones de comportamiento del ciclo de la estafeta y se obtienen parámetros que proporcionan la medida de su desempeño. Los parámetros que observarán ciertas consideraciones especiales en cada uno de los modelos, se describen en su momento pero algunas consideraciones generales son las siguientes.

En todos los modelos descritos a continuación se considera que :

- Todas las tramas transmitidas son recibidas sin errores.
- No hay tramas perdidas.
- No ocurren fallas en el medio de transmisión, estaciones y conectores.
- Una estación tiene que esperar hasta que se remueva completamente la estafeta del anillo antes de comenzar la transmisión de tramas. Esta espera, se llama tiempo de captura de estafeta, es muy pequeña comparada con el tiempo de transmisión de la trama, por lo que se desprecia en los modelos .
- Se considera el modo de estafeta sin restricciones.
- El tiempo de arribo de paquetes a la cola es el mismo para todas las estaciones.

Todo lo anterior con el fin de simplificar en algo la obtención de las ecuaciones de caracterización al disminuir parámetros de operación variables, sin sacrificar por esto exactitud en los resultados.

### **III.2 Redes simétricas**

Se empleará el término de red simétrica cuando todos sus nodos o estaciones soporten un solo tipo de tráfico (síncrono o asíncrono), o ambos a la vez, o también si el esquema de prioridades implantado es similar para todas las estaciones.

#### **III.2.1 Redes con una sola clase de tráfico**

Dentro de la clasificación de redes simétricas pueden existir situaciones en las cuales el esquema de prioridades no sea implantado como tal, sino únicamente para ofrecer una sola prioridad a la vez con ciertos beneficios que iremos concluyendo durante el desarrollo de la evaluación. A continuación se presentan dos modelos disponibles para esta situación.

##### **III.2.1.1 Modelo 1 - “ciclos de estafeta”**

###### **Evaluación del caudal eficaz**

Considerando una red simétrica donde todas las tramas pertenecen a una sola clase de prioridad (clase  $i$ ). Para cargas bajas, el caudal eficaz es igual a la carga ofrecida. De cualquier modo, cuando la carga aumenta, el caudal eficaz alcanza su saturación. Asignemos el valor de  $\hat{C}_i$  al máximo valor del tiempo de ciclo medio de la estafeta para una red

soportando una sola clase de tráfico (clase  $i$ ). Este valor tiene implicaciones importantes en el desempeño de redes, aún cuando estén implantadas múltiples clases de prioridades.

Primero se considera el caso donde todas las tramas pertenecen a la clase síncrona (clase 0).  $T_s$  se relaciona a la localidad de ancho de banda síncrono para una estación, y se define como el tiempo máximo que la MAC puede retener la estafeta sin que el  $THT$  sea habilitado. Como una estación comienza la transmisión de una trama únicamente cuando ésta puede ser completada dentro de un tiempo  $T_s$  a partir del tiempo de recepción de la estafeta;  $T_s$  puede considerarse igual a la localidad de ancho de banda síncrono para el nodo. Para este caso,  $\hat{C}_0$  esta dado por:

$$\hat{C}_0 = T_s N + C_0 \quad (15)$$

Cuando todas las tramas pertenecen a una clase asíncrona  $i$  ( $i \neq 0$ ), el máximo tiempo del ciclo de la estafeta  $\hat{C}_i$  puede ser encontrado como se describe a continuación [Jayasumana, 1988]. Como se considera una red simétrica, la utilización por nodo es  $U / N$ . Así que el período promedio de servicio por nodo es  $U \bar{C} / N$ . Cuando un nodo recibe la estafeta, la duración del tiempo de ciclo de la estafeta permitido por el período de servicio del nodo está limitado por el  $T_{Pri}(i)$ , permitiendo que la transmisión de la trama no continúe después de la expiración del  $THT$ . De cualquier modo, una vez que comienza la transmisión de la trama asíncrona, ésta se completa aunque el  $THT$  expire. Si la distribución de la longitud de la trama puede ser considerada como exponencial, el tiempo residual es también igual a la longitud media de la trama  $T_m(i)$ , en tal caso, el límite del tiempo de ciclo de la estafeta permitido para el período de servicio es  $T_{Pri}(i) + T_m(i)$ , que es:

$$\bar{C}[1 + \frac{U}{N}] \leq T\_Pri(i) + T_m(i) \quad (16)$$

A partir de las ecuaciones (14) y (16), el máximo tiempo de ciclo de la estafeta puede ser obtenido como:

$$\hat{C}_i = \frac{N}{N+1} [T\_Pri(i) + T_m(i) + T_t] \quad (17)$$

El  $\hat{C}_i$  dado aquí es de hecho un límite superior estricto para el tiempo de ciclo de la estafeta. Esto se basa en consideraciones de que la longitud de la trama para la clase  $i$  se distribuye exponencialmente con media  $T_m(i)$  y desprecia las acumulaciones de latencia de la estafeta por la capa MAC. Este valor máximo ocurre cuando la red esta altamente cargada.

El resultado es válido únicamente cuando  $T\_Pri(i)$  es mayor que el tiempo de circulación de la estafeta  $C_0$ . Cuando  $T\_Pri(i) \leq C_0$ , no serán transmitidas tramas de la clase  $i$  y  $\hat{C}_i = C_0$ . También nótese que para grandes redes ( $N \gg 1$ ) y para tener valores más prácticos de  $T\_Pri(i)$ , como  $T\_Pri(i) \gg T_m(i)$ , entonces  $\hat{C}_i$  puede aproximarse a  $T\_Pri(i)$ . Esto está de acuerdo con el límite para el tiempo de ciclo medio de la estafeta dado en Sevick y Johnson [1987], los cuales toman en cuenta las acumulaciones de latencias de la estafeta por el protocolo MAC. Entonces en redes prácticas con 10 o más nodos,  $T\_Pri(i)$  puede ser usado en lugar de  $\hat{C}_i$ .

Usando (14), la utilización máxima para cuando todas las tramas pertenecen a la clase  $i$ ,  $P_i (i=1, 2, \dots)$ , esta dada por:

$$P_i = \frac{(\hat{C}_i - C_0)}{\hat{C}_i} \quad (18)$$

Si la carga ofrecida  $G_i < \alpha_i P_i$  (el caudal eficaz máximo alcanzable), entonces el caudal eficaz es igual a la carga ofrecida. En otros casos, el caudal eficaz puede alcanzar el máximo posible valor de  $\alpha_i P_i$ .

Si  $G_i > \alpha_i P_i$ , el tiempo de ciclo de la estafeta se incrementa hasta su máximo valor posible  $\hat{C}_i$  para acomodar esta carga. La relación entre carga ofrecida y el caudal eficaz puede ahora estar establecida como:

$$S_i = \text{Min}[G_i, \alpha_i P_i] \quad (19)$$

Donde  $P_i$ , se puede obtener a partir de (15), (17) y (18).

Comparando (14) y (18) se muestra que  $P_i$ , también pasa a ser la utilización total de una red FDDI soportando cualquier número de clases de prioridades de tráfico ya que el tiempo de ciclo medio de la estafeta es igual a  $\hat{C}_i$ .

### **Evaluación del retardo**

La evaluación del retardo considera el tiempo de espera de una trama, que es definido como el intervalo de tiempo desde el arribo de la trama al nodo hasta el tiempo en el cual la trama se comienza a transmitir. Denotaremos el tiempo de espera promedio como  $W$ . La estimación del retardo para las diferentes clases de prioridad de FDDI permanece como un problema sin resolver y aparece analíticamente intratable. Sin embargo, se tienen varias aproximaciones para ciertos casos especiales, como se presenta a continuación.

A bajas y medianas cargas el mecanismo de prioridades de FDDI, en general, no se ve

afectado por el retardo de las trama. La carga ofrecida para la cual los efectos de los mecanismos de prioridad es importante, está en función de los umbrales de prioridad y de la localidad de ancho de banda síncrono. El desempeño de FDDI es muy similar a una disciplina de servicio exhaustivo. En operación bajo condiciones de carga normal, la estimación de retardo puede ser obtenida para un caso exhaustivo con bastante exactitud.

Para servicio exhaustivo, el tiempo promedio de espera para una red FDDI simétrica con arribos de tramas siguiendo un proceso de Poisson está dada por [LaMaire y Spiegel,1990]:

$$W_i = \frac{U_i \bar{X}^{(2)}}{2\bar{X}(1-U_i)} + \frac{(1-\frac{U_i}{N})C_0}{2(1-U_i)} \quad (20)$$

donde  $U_i = \lambda \bar{X}$ . Aquí,  $\bar{X}$  y  $\bar{X}^{(2)}$  corresponden respectivamente a la media y al segundo momento del tiempo de transmisión de la trama para todas las clases y  $\lambda$  al intervalo de arribo para todas las clases. Los resultados basados en expresiones para servicio exhaustivo son aceptables únicamente cuando la latencia del anillo es pequeña relativa al tiempo de transmisión de paquete, y su exactitud se deteriora con el incremento de la latencia del anillo con respecto al tiempo de transmisión de paquete. Esto puede ocurrir debido al incremento del tamaño físico de la red, así como al incremento en la velocidad de transmisión (en inglés "bit rate").

Existen varias aproximaciones para la evaluación del retardo en FDDI en presencia de una sola clase de tráfico asíncrono. Estos modelos se basan en modificaciones en el retardo provisto por (20) para tomar en cuenta los efectos del protocolo de tiempos de la estafeta. La literatura en Bernhard y Jayasumana [1994] menciona dos métodos para caracterizar el

retardo uno conocido como “camino extendido” que se basa en modificaciones del “tiempo de camino” (en inglés *walk time*) del servidor correspondiendo a la latencia del anillo. El segundo método se conoce como “corrimiento asintótico”, basado en el corrimiento de asíntotas del retardo promedio para disciplina de servicio exhaustivo para corresponder al protocolo de tiempos de estafeta.

Para nuestro análisis y debido a que no hay pérdida considerable de exactitud en los resultados obtenidos con la ecuación (20), se pospone la descripción de los métodos anteriormente mencionados y se procede la evaluación del retardo mediante la utilización de la ecuación (20). Si la precisión juega un papel muy importante en LaMaire y Spiegel [1990] se proporciona la caracterización del retardo para los casos mencionados anteriormente.

Con todo lo anterior estamos en la posibilidad de realizar los cálculos correspondientes para la evaluación del desempeño. El procedimiento a seguir para encontrar las características de caudal eficaz, ciclo medio y retardo basadas en el análisis anterior, es el siguiente:

**Procedimiento:**

Datos:  $G_i$ ,  $T_{Pri}(i)$ ,  $T_m(i)$  para cada clase de prioridad,  $T_s$ ,  $N$ , Longitud del anillo.

Evaluar:

$\alpha_i$  usando ecuación (10)

$T_i$  usando ecuación (13)

$\hat{C}_0$  usando ecuación (15)

$\hat{C}_i$  usando ecuación (17) ( $i=1,2,3$ )

$P_i$  usando ecuación (18)

$S_i$  usando ecuación (19)

$U_i$  usando ecuación (9)

$\bar{C}$  usando ecuación (14)

$W_i$  usando ecuación (20)

Se considera una red con los parámetros mostrados a continuación.

<i>Parámetro</i>	<i>Valor usado</i>
$N$	50 estaciones
$TTRT$	5 Mbits
$T_m(i)$ ( $i=1,2,3$ )	2,048 bits
$T_m(0)$	3,000 bits
$T_{oh}$	160 bits
$T_s$	37,920 bits
Ancho de banda	100 Mbps
Retardo de fibra	5.09 $\mu$ sec/km
Latencia de estación	0.6 $\mu$ sec
Factor de carga ofrecido:	
Clase 0	0.4
Clase 1	0.3
Clase 2	0.2
Clase 3	0.1

$T_{Pri(i)}$  (TRT) utilizados:

Clase 1	$170 \times 10^4$
Clase 2	$140 \times 10^4$
Clase 3	$100 \times 10^4$

Utilizando el programa Mathcad, se evaluaron las ecuaciones que caracterizan al sistema. Las curvas del caudal eficaz, ciclo medio de estafeta y retardo vs. carga ofrecida para el caso donde todas las tramas pertenecen a la clase  $i$  son mostradas en las figuras 14, 15 y 16, respectivamente.

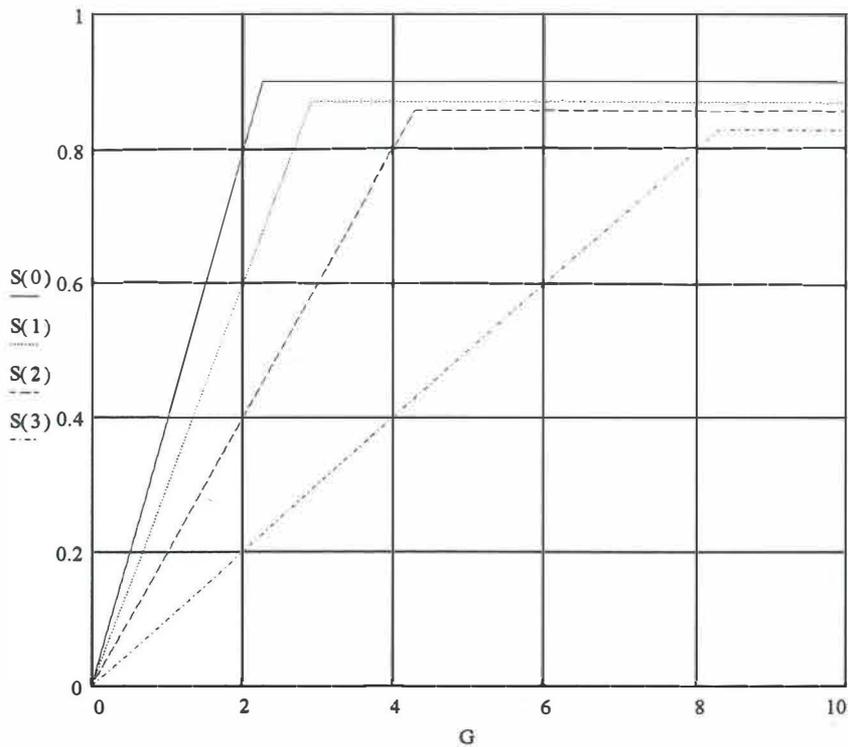


Figura 14. Caudal eficaz vs. carga ofrecida para un solo tráfico presente en la red.

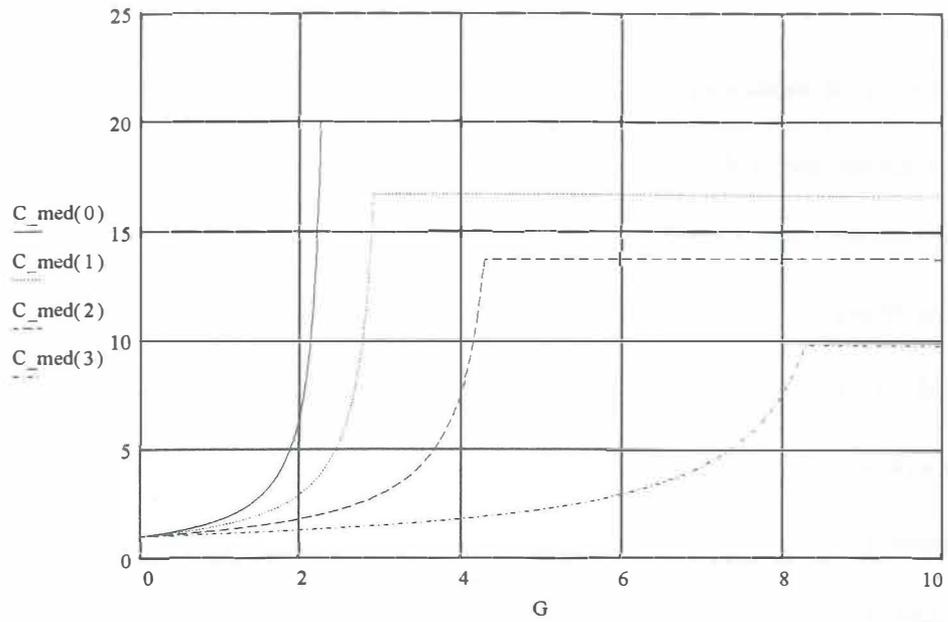


Figura 15. Ciclo medio de estafeta vs. carga ofrecida para un solo tráfico presente en la red.

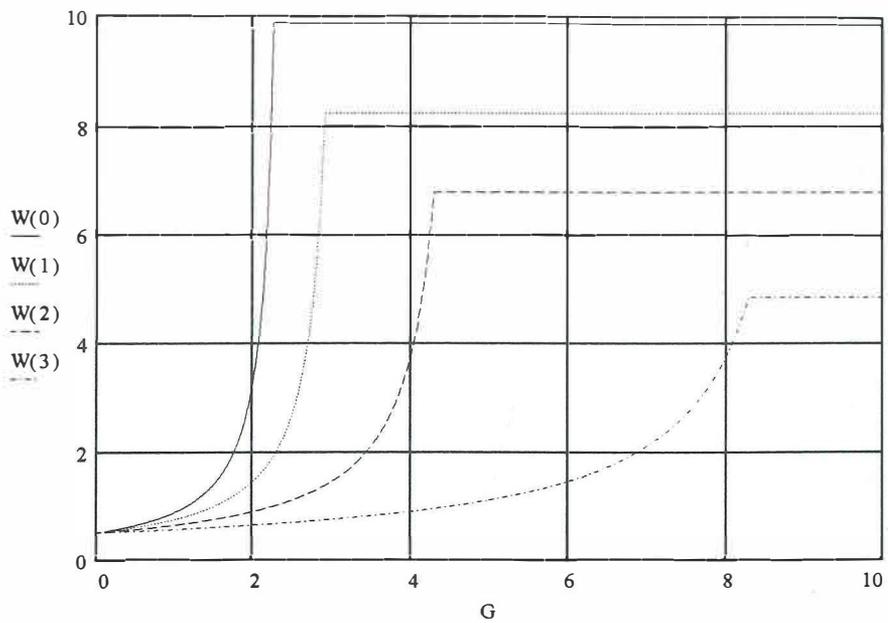


Figura 16. Variación del retardo con la carga ofrecida para un solo tráfico presente en la red.

### III.2.1.1.1 Análisis de gráficas

Los resultados obtenidos a través de la evaluación de las ecuaciones de caracterización proporcionan un panorama del funcionamiento en este tipo de redes. Así, en los resultados que se presentan en la figura 14 podemos observar diferentes puntos importantes del desempeño de FDDI. Para los valores considerados se obtiene que en la clase 0, es decir, la clase síncrona, la región de operación óptima para la cual el caudal eficaz de la clase se mantiene en valores que no alcanzan la saturación se encuentra entre los valores de carga ofrecida ( $G$ ) de 1 a 2 (100 a 200 % de la carga nominal de FDDI), obteniéndose en este intervalo un caudal eficaz ( $S$ ) de 0.4 a 0.8 (del 40 al 80 % de ancho de banda total de FDDI). Así, en esta región de operación se proporciona un buen servicio y una tolerancia ante un incremento adicional de carga, asimismo, para estos valores el ciclo medio de la estafeta ( $C_{med}$ ), mostrado en la figura 15, no alcanza su valor máximo, que es de 20 mseg. para esta clase. El valor máximo del ciclo medio de la estafeta se tiene a un valor de carga aproximado de 2.2, en este punto el valor del caudal eficaz llega a su saturación y esto afecta directamente al tiempo de espera de la trama en cola ( $W$ ), el cual, como se muestra en la figura 16, también llegará a su máximo de 10 mseg. a ese valor de carga, no garantizándose un servicio eficiente cuando esto suceda debido que a partir de ahí los tiempos de espera crecen considerablemente. Observando la figura 16 donde se muestra el tiempo de espera de la trama, vemos que los retardos que se esperan experimentarán los datos en la región óptima serán de un máximo de 4 mseg.

De una manera similar podemos observar que para la clase asíncrona, de la cual se

muestran tres niveles de prioridad, el comportamiento es similar sólo que se dan dichas regiones de funcionamiento a diferentes valores de carga en cada una de ellas. Así para la clase asíncrona de la más alta prioridad ( $i=1$ ) se encuentra que la región óptima de funcionamiento se da cuando los valores de la carga ofrecida fluctúan entre 1.5 y 2.5 (150 y 250 % respectivamente). Dentro de esta clase se observa que la región de estado desfavorable, zona en la cual con un incremento poco significativo en la carga se entra a la región de saturación, se da para  $2.5 < G < 2.8$ . En esta región el rendimiento de la red es máximo pero no proporciona seguridad ya que con algún incremento significativo de carga se puede caer en la región de saturación, y las tramas en este caso experimentarían retardos ilimitados como se puede observar en la figura 16. Dicho valor de umbral de  $G$  para el cual se entra en la región de saturación de la clase 1 es de 2.8. En esta región de saturación el máximo caudal eficaz alcanzable es de  $S=0.86$  e independientemente del incremento en la carga este valor no podrá ser superado. Por lo tanto se debe de cuidar que el valor de la carga presente en la red **no** alcance dichos valores para proporcionar servicio dentro de condiciones favorables.

Bajo el mismo criterio se tiene que en la clase 2 los valores de  $G$  para el intervalo de región óptima son  $2 < G < 4$ . Teniendo así un mayor intervalo de operación en zona útil ante la naturaleza del tráfico de baja prioridad y con retardo, observado en la figura 16, de 2 a 4 mseg. para cargas dentro de esta región óptima. En esta clase el valor de la carga para la región de estado desfavorable es  $4 < G < 4.2$ , ya que 4.2 es el valor de umbral para el cual se cae en la región de saturación, observando el máximo caudal eficaz disponible para la clase,

pero al estar el ciclo de la estafeta en su valor máximo la red experimentará retardos ilimitados, superiores a los 10 mseg., como se puede observar en la misma figura 16.

De igual forma cuando se habla del tráfico de la clase 3 se observa en la figura 14 como la región de operación óptima se dá para  $4 < G < 7$ , el valor de umbral para el cual se cae en la región de saturación es de  $G=8.2$  con un ciclo máximo de la estafeta de 20 mseg. (casi el valor implantado de  $T_{Pri}$ ) con el máximo retardo de 5 mseg. como se observa en las figuras 15 y 16.

A partir de estos resultados se llega a las conclusiones de desempeño las cuales se presentan posteriormente. Para de esta manera tratar de encontrar una criterio general de evaluación para este tipo de redes.

### III.2.1.2 Modelo 2 - “cadenas de Markov”

Esta sección presenta el modelo de cadenas de Markov en tiempo continuo para una red tipo Estafeta en Anillo (del inglés “Token Ring”) con cada nodo teniendo una finita capacidad en almacenadores. El modelo se desarrolla considerando distribución exponencial en la longitud del mensaje y en el tiempo de transmisión de la estafeta [Radhika, 1990].

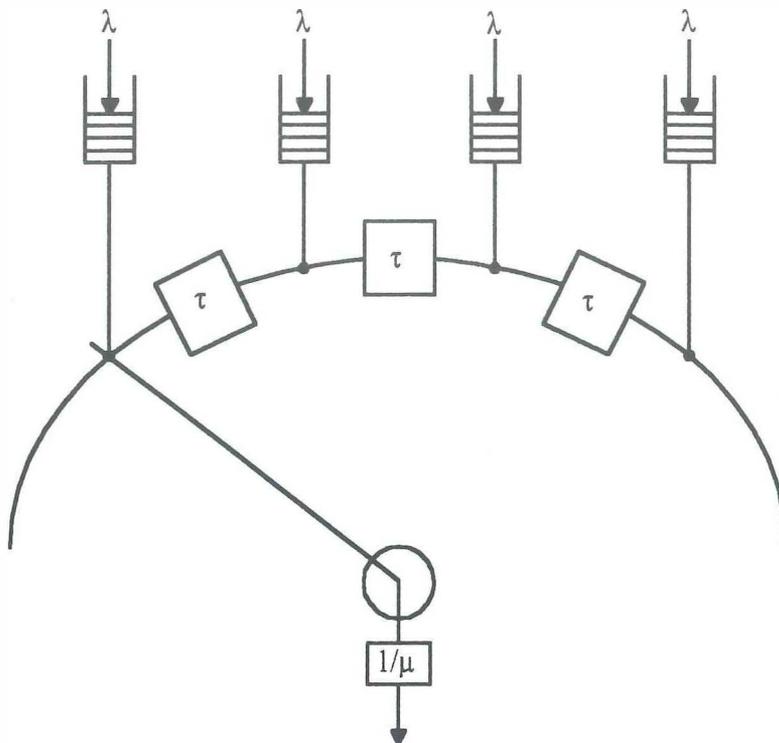
La distribución de la longitud del mensaje es no determinística y se ha considerado, como en muchos modelos matemáticos de redes, con una distribución exponencial. Este concepto ha sido aplicado en el desarrollo de modelos para redes de cobertura amplia (WAN: del inglés Wide Area Networks), interconexión de redes ALHOA y en RLDs CSMA/CD.

## Red analizada

El modelo de red analizada consiste de  $N$  usuarios o nodos asíncronos mutuamente independientes. Cada nodo se comunica con los demás con un canal común. Cada nodo tiene un solo almacenador. Los nodos son distribuidos lógicamente en el anillo con cada nodo transmitiendo al siguiente nodo alrededor del anillo. Cuando el sistema es inicializado, una estación designada genera una estafeta, la cual, viaja a través del anillo hasta que una estación está lista para transmitir y ocupa ésta, insertando sus paquetes dentro del anillo. Los paquetes pueden ser, en principio, de una longitud arbitraria. La estación emisora es responsable de remover sus propias tramas. Al final de la transmisión esta estación pasa el permiso de acceso a la siguiente estación generando una nueva estafeta. Los nodos son servidos de una manera cíclica simbolizada por el interruptor rotacional mostrado en la figura 17. En cuanto a la operación de la red, son hechas las siguientes consideraciones:

1. Todos los nodos generan la misma cantidad de tráfico y están igualmente espaciadas dentro del anillo.
2. El nodo puede vaciar la cola nodal (servicio exhaustivo) o remueve sólo los paquetes que están actualmente en la cola cuando arriba la estafeta (servicio de compuerta).
3. El intervalo de tiempo entre el arribo de tramas se distribuye exponencialmente con media  $1/\lambda$ , donde  $\lambda$ , es el coeficiente de arribo de paquetes para cada nodo.
4. El tiempo de transmisión del paquete es exponencialmente distribuido con media  $1/\mu$ , donde  $\mu$ , es el coeficiente de servicio de paquetes para cada nodo.
5. El retardo para la latencia de la estación y el retardo de propagación entre dos

estaciones consecutivas son distribuidos exponencialmente con media  $1/N\omega = \tau$ , donde  $\tau$ , es la latencia de la estación más el retardo de propagación entre dos estaciones,  $N$  es el número total de estaciones en la red de Estafeta en Anillo y  $\omega \triangleq 1/N\tau$ .



Notas:

$\tau$  = Latencia de la estación más retardo de propagación entre dos estaciones consecutivas

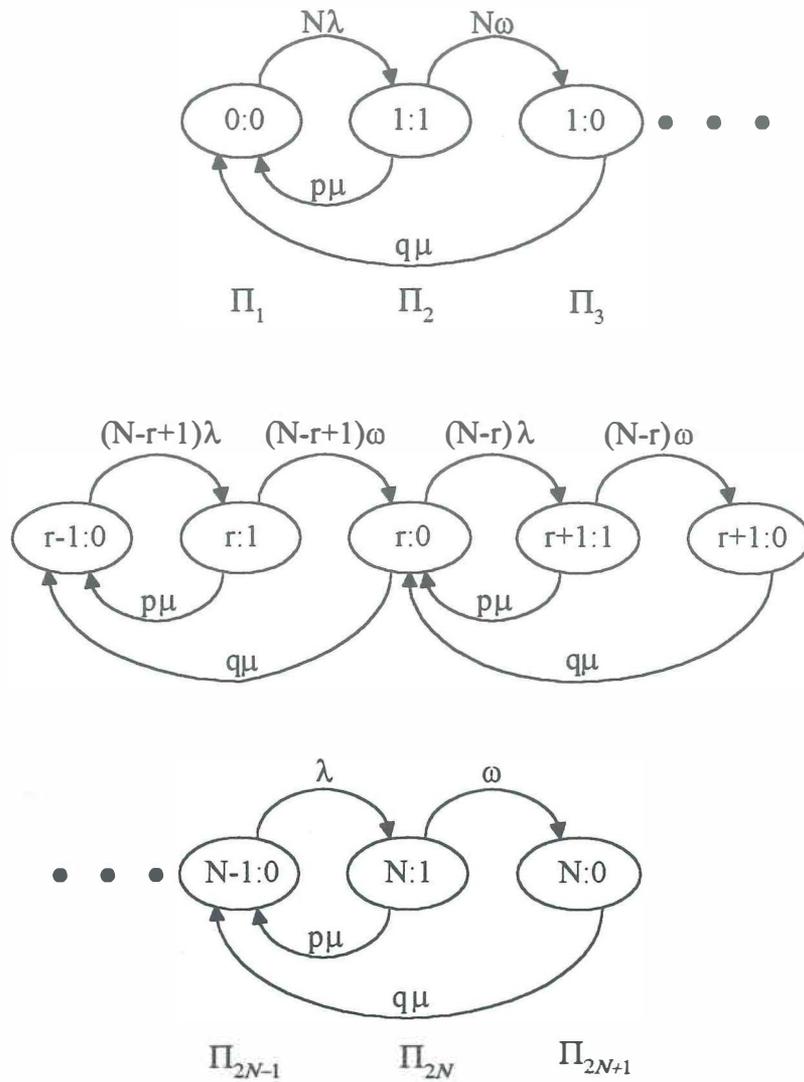
$\lambda$  = Intervalo de arribo de paquetes por estación

$\mu$  = Tiempo de servicio de paquete

Figura 17. Modelo para análisis de RLD Estafeta en Anillo.

Una descripción completa de la red al tiempo "t" requiere un conocimiento del índice de

tráfico de usuarios, la latencia de estación y el retardo de propagación. Este análisis se basa en una red con servicio de compuerta. El sistema puede ser visto conceptualmente desde un sitio central observando la estafeta pasando a través del anillo. Si un arribo ocurre en el sistema el nodo se puede servir inmediatamente, expresado esto, como se muestra la figura 18. Si un nodo tiene un paquete para transmitir y los otros no, entonces éste tiene que esperar un retardo máximo por el viaje de la estafeta alrededor del anillo, y depende del tiempo de arribo de la misma. Por otra parte, si muchos otros nodos tienen paquetes que enviar, entonces el tiempo relativo entre el arribo y el servicio de paquete dependerá del tráfico total de la red, del retardo de propagación y del tiempo de arribo de la estafeta. El diagrama de transición de estados para el modelo es mostrado en la figura 18 [Radhika,1990]. El estado  $(r:1)$  indica que son "r" mensajes dentro de la red y uno de los nodos puede comenzar a transmitir inmediatamente después del arribo del mensaje. De otra forma el nodo tiene que esperar una estafeta y entonces éste podrá transmitir sus mensajes y la transición de la red se dará al estado  $(r:0)$ . Similarmente pueden ser explicados todos los otros estados de la red.



Notas:

$N$  = Número de usuarios en la red

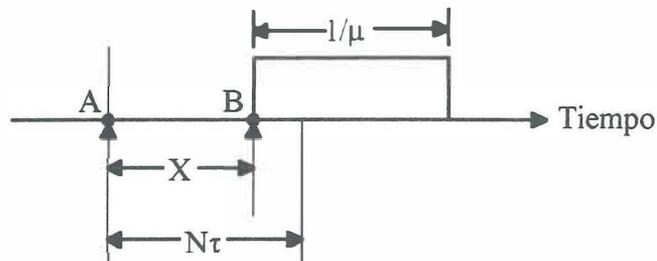
$\tau$  = Latencia de la estación más retardo de propagación entre dos estaciones consecutivas

Figura 18. Diagrama de transición de estados para una RLD Estafeta en Anillo.

La figura 19 muestra el diagrama de tiempos de transmisión del paquete para Estafeta en Anillo. Se espera que al menos uno de los nodos tome la estafeta para transmitir dentro de

un viaje alrededor del anillo dependiendo de la carga ofrecida por la red. Se hará  $t + x$  el intervalo de tiempo hasta que uno de los mensajes se le da servicio después de recibir la estafeta. Se nombra a "G" como el coeficiente medio de carga ofrecida dentro de la red. La disponibilidad de captura de la estafeta también depende de la carga ofrecida. Por lo tanto el promedio para  $X$  a partir de su función de distribución puede obtenerse como:

$$\begin{aligned}\bar{x} &= \int_0^{N\tau} \nu G e^{-G(N\tau-\nu)} d\nu \\ &= N\tau - \frac{1}{G}(1 - e^{-N\tau G})\end{aligned}\quad (21)$$



Notas:

A = Tiempo de arribo del paquete completo

B = Comienzo del tiempo de servicio del paquete

X = Tiempo transcurrido entre el arribo y el comienzo del servicio del paquete

$N\tau$  = Retardo de propagación punta a punta y latencia de estación dentro de la RLD Estafeta en Anillo

$1/\mu$  = Tiempo medio de servicio del paquete

Figura 19. Diagrama de tiempos de transmisión para una RLD Estafeta en Anillo.

De acuerdo a Radhika [1990] la probabilidad de que el nodo tenga que esperar un

período promedio  $\bar{x}$  antes de ser servido está dada por:

$$q \triangleq e^{-G(N\tau - \bar{x})} \quad (22)$$

Por otra parte un nodo puede no tener que esperar la estafeta y su probabilidad está dada por:

$$p = 1 - q \quad (23)$$

El caudal eficaz de la red está dado por:

$$S = \sum_{r=1}^N \mu (p \Pi_{2r-1} + q \Pi_{2r}) \quad (24)$$

El número de paquetes esperados en la red está dado por:

$$Q = \sum_{r=1}^N \sum_{j=0}^1 (r \Pi_{2r-j}) \quad (25)$$

Y el retardo esperado en la red esta dado por:

$$D = Q/S \quad (26)$$

donde:

$\Pi_x$  = probabilidad del estado  $x$

$j = 1, 0$  si existe o no paquete para transmisión, respectivamente

$r$  = número de estaciones con paquetes que transmitir

A partir del diagrama de transición de estados de la figura 18, se obtiene la matriz llamada generadora infinitesimal, la cual contiene las probabilidades de transición entre estados. Recurriendo al método de solución propuesto en Daigle [1992], se obtiene el vector fijo con las probabilidades de ocurrencia de los estados  $\Pi_x$  para aplicarse en las fórmulas anteriores; el método visto en Daigle [1992] se describe en el apéndice B.

Se evaluaron las ecuaciones de caracterización obteniendo los resultados observados en las figuras 20 y 21.

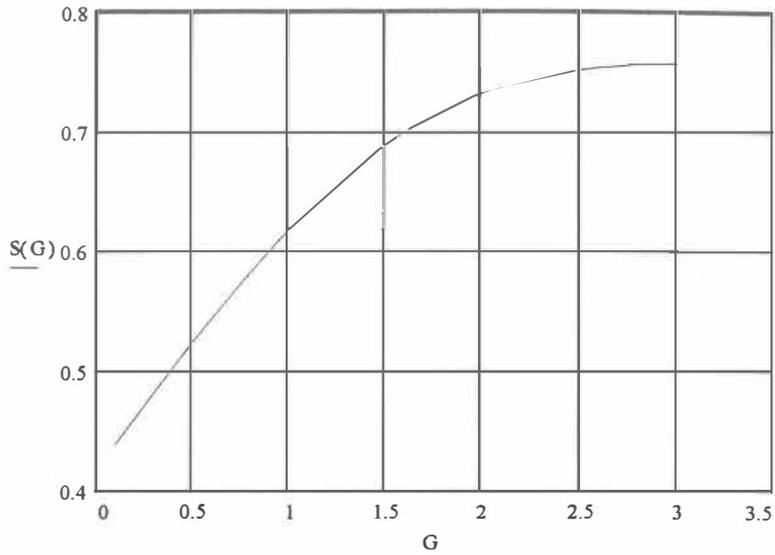


Figura 20. Desempeño de la red ante el incremento de la carga.

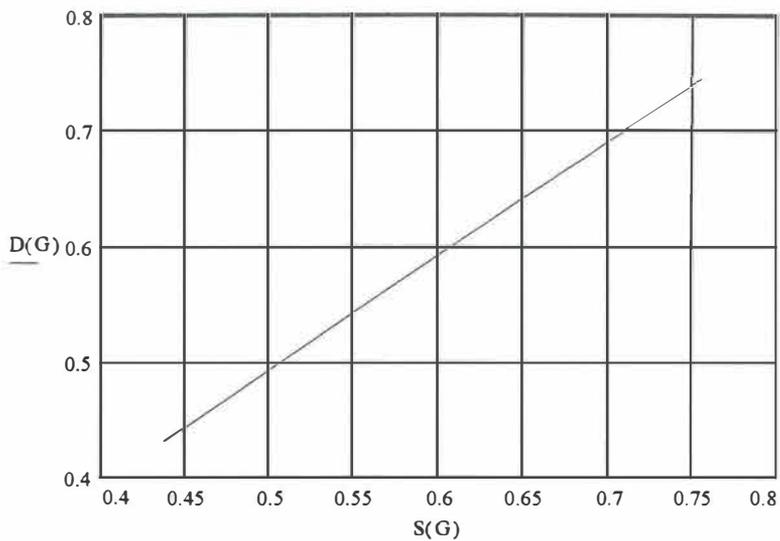


Figura 21. Variación del retardo ante el incremento del caudal eficaz.

### III.2.1.2.1 Análisis de gráficas

Se puede extraer información importante en cuanto a desempeño de redes FDDI del modelo de cadenas de Markov observando las figuras 20 y 21.

En este modelo se observa que la región óptima de funcionamiento se da para los valores de carga de  $1.5 < G < 2.5$ , y el máximo valor de caudal eficaz  $S=0.78$  se presenta en el valor de carga de  $G=3$ , con la recomendación de procurar que la carga ofrecida por la red no alcance dichos valores para proporcionar servicios óptimos. En lo que se refiere a retardos se observa que para la región de interés cuando el caudal eficaz de la clase es menor de 0.78 el retardo máximo garantizable está en 7.5 mseg, retardo adecuado y comparable con el que se presenta en RLD 802.x que es también del orden de varios mseg, pero a valores de carga no comparables con éste.

Para valores de carga mayores a 2.5 ( $G > 2.5$ ), se llega a la región próxima a saturación del caudal eficaz, que, aunque se tiene el valor máximo de este, el incremento en la carga de la red no puede ser atendido satisfactoriamente, significando que los retardos experimentados en los datos pasan a ser indeterminables, como se muestra en la figura 21, proporcionando un servicio ineficiente una vez que se alcanza esta condición. Para obtener retardos determinables, limitados y una utilización eficiente de la red, es recomendable trabajar en la región de operación óptima.

En los resultados obtenidos a través del presente modelo, se observa que el comportamiento mediante este tipo de evaluación para esta categoría de redes arroja resultados similares a los obtenidos mediante el modelo de ciclos de estafeta presentado en

la sección III.2.1.1. Validando que ambos modelos son adecuados para la evaluación del desempeño ya que se obtienen resultados como los que muestran Jayasumana [1988], Jayasumana [1989], Jayasumana y Werahera [1990], Bernhard y Jayasumana [1994], Radhika [1990] y LaMaire y Spiegel [1990]. Con la limitante de que en el modelo de cadenas de Markov las diferentes prioridades no pueden ser analizadas conjuntamente ya que este modelo se obtuvo bajo la condición de un sólo intervalo de arribo de tramas y un sólo período de servicio para todas. Sólo mediante el cambio de estos parámetros de acuerdo a las características de cada una de las prioridades, se logra la evaluación por separado de cada una de ellas.

### III.2.2 Redes con múltiples clases de tráfico

El análisis siguiente considera sólo cuatro clases de tráfico, pero éste puede ser extendido fácilmente a ocho clases asíncronas, el máximo permitido en FDDI.

Considere una red FDDI donde cada nodo tiene múltiples clases de tráfico, tanto síncrono como asíncrono. El tráfico en cada clase está distribuido simétricamente entre todas las estaciones. Para asegurar que las tramas de la clase  $i + 1$  de un nodo no sean transmitidas mientras las tramas de clase  $i$  estén esperando su transmisión, será necesario que los umbrales de prioridad satisfagan la condición de que  $T\_Pri(i) > T\_Pri(i+1)$ . Acorde con esto las ecuaciones de caudal eficaz dadas a continuación se basan en la consideración de que:

$$T\_Pri(1) > T\_Pri(2) > T\_Pri(3) > C_0 \quad (27)$$

De cualquier modo, esta no es una condición que tenga que ser satisfecha para una red FDDI dada. Por ejemplo, seleccionando el  $T_{Pri}(2) < T_{Pri}(3)$  para un nodo, esto hace posible que asigne algún ancho de banda de clase 3 aún cuando haya paquetes de clase 2 esperando. De cualquier modo, cuando los paquetes de clase 2 se transmitan en un ciclo dado, será antes que aquellos paquetes clase 3. No obstante a cargas muy altas, es posible que los paquetes de la clase 3 de un nodo se transmitan mientras los paquetes de la clase 2 no. Las ecuaciones de caudal eficaz para este caso y para casos generales pueden ser encontradas en Jayasumana y Werahera [1990]. Como se consideró anteriormente, el número de estaciones es grande y  $[T_s + T_m(0)] \ll T_{Pri}(i)$  para  $i = 1,2,3$ . La primera suposición es necesaria para basar el análisis del esquema de prioridades en valores promedios y la segunda suposición es considerada para que a altas cargas la clase síncrona no capture eventualmente todo el ancho de banda de la red y también nos permite despreciar la componente de tiempo en el  $TRT$  correspondiente a la transmisión de paquetes síncronos de la rotación previa por la misma estación.

Considere que la longitud de los paquetes asíncronos está distribuida exponencialmente y que arriban siguiendo un proceso de Poisson. Comparando la ecuación (14) con (18), note que  $P_i$  es también igual a la utilización de la red cuando el tiempo medio de ciclo de la estafeta es igual  $\hat{C}_i$ , cuando el tráfico esté presente en más de una clase.

Ahora considere el caso cuando en la red, el tráfico está presente en todas las clases. Cuando la clase 0 está altamente cargada, el tiempo promedio que la red utiliza en transmitir paquetes de alta prioridad por ciclo de estafeta, será aproximadamente  $\hat{C}_0 - C_0$ . Para este

caso  $\bar{C} \geq (\hat{C}_0 - C_0)$ , y la utilización de la clase 0 estará limitada por  $T_s$ . Por lo tanto, la utilización de la clase 0 está dada por  $U_0 = [\hat{C}_0 - C_0] / \bar{C}$ . Si  $\bar{C} \leq (\hat{C}_0 - C_0)$  y la clase 0 no está altamente cargada, significando que todos los paquetes de la clase 0 serán transmitidos, de este modo la utilización es igual a la requerida para transmitir todos los paquetes clase 0 ( $= G_0 / \alpha_0$ ). Por lo tanto y de acuerdo a Jayasumana y Werahera [1990], la utilización de la clase 0 es dada por:

$$U_0 = \text{Min} \left\{ \frac{G_0}{\alpha_0}, \frac{\hat{C}_0 - C_0}{\bar{C}} \right\} \quad (28)$$

El caudal eficaz es:

$$S_0 = \text{Min} \left\{ G_0, \alpha_0 \left( \frac{\hat{C}_0 - C_0}{\bar{C}} \right) \right\} \quad (29)$$

Considere el tráfico en las clases asíncronas. Cuando  $\bar{C} \ll \hat{C}_i$ , existe una alta probabilidad de que las colas de la clase  $i$  reciban la estafeta de regreso dentro de  $\hat{C}_i$  unidades de tiempo. Cuando la carga ofrecida de la red aumenta,  $\bar{C}$  alcanzará o excederá  $\hat{C}_i$ . A partir de que se consideró sólo el caso de estudio del desarrollo para una red simétrica, cuando  $\bar{C} \gg \hat{C}_i$ , la probabilidad de que una cola reciba la estafeta antes de la expiración de su respectivo contador, alcanza el valor de cero. Por lo tanto, la utilización de la red para la clase  $i$  viene a ser despreciable. El caudal eficaz de la clase  $i$  para  $i = 1, 2, 3$  está relacionada al tiempo medio de ciclo de la estafeta como sigue:

$$\begin{aligned}
 S_i &= G_i && \text{cuando } \bar{C} \ll \hat{C}_i \\
 S_i &= 0 && \text{cuando } \bar{C} \gg \hat{C}_i
 \end{aligned}
 \tag{30}$$

A partir de que los resultados del análisis son obtenidos usando valores medios, estos no pueden predecir exactamente la utilización cuando el valor de  $\bar{C}$  está cerca de  $\hat{C}_i$ . Para obtener la utilización real de las diferentes clases cuando  $\bar{C}$  está en la vecindad de  $\hat{C}_i$ , es necesaria una distribución del ciclo de la estafeta. El modelo propuesto en Jayasumana y Werahera [1990] emplea una aproximación para la obtención de la utilización que puede ser explicada utilizando un escenario de red en el cual  $\hat{C}_2$  es menor que  $\hat{C}_1$  por varios tiempos de paquete. Haciendo la carga inicial consistente de sólo tráfico clase 2 y el correspondiente tiempo medio de ciclo de la estafeta  $\bar{C}$  ( $< \hat{C}_2$ ). Cuando la carga en la clase 1 se incrementa gradualmente, el tiempo de ciclo medio de la estafeta se incrementa para acomodar este nuevo tráfico de la clase 1. Tanto como  $\bar{C}$  no exceda  $\hat{C}_2$ , toda la carga de la clase 2 será manejada por la red. Cuando  $\bar{C}$  exceda  $\hat{C}_2$ , la utilización de la clase 2 comenzará a decrementar y eventualmente será despreciable. En el desarrollo del modelo, se considera que  $\bar{C}$  permanece en  $\hat{C}_2$  después de alcanzar este valor hasta que el componente de utilización de la clase 2 es completamente capturada por la clase 1. Esta aproximación explicada anteriormente para una red con dos clases asíncronas puede ser fácilmente extendida para una red con tres o más clases asíncronas. Debido al estrecho alcance de valores en la distribución del tiempo de ciclo de la estafeta cuando su valor medio se aproxima a  $\hat{C}_i$ , " $\gg$ " y " $\ll$ " en (30) puede ser reemplazada por " $>$ " y " $<$ " respectivamente

sin una pérdida significativa de exactitud.

Para la obtención de las expresiones de caudal eficaz en una red simétrica, se considera una red con cuatro clases de tráfico (clase 0 - síncrono y clases 1,2,3 - asíncrono). Cuando la carga ofrecida en las clases 2 y 1 (y/o 0 cuando la utilización no está limitada por  $T_s$ ) se incrementa,  $\bar{C}$  se incrementará para acomodar esta carga. Cuando  $\bar{C}$  alcance  $\hat{C}_3$ , se considera permanece en ese valor hasta que el componente de utilización de la clase 3 es capturado por las otras clases, la utilización de la red cuando  $\bar{C} = \hat{C}_3$  es  $P_3$  y por lo tanto  $P_3 = U_0 + U_1 + U_2 + U_3$ . Así, cuando  $\bar{C} = \hat{C}_3$ ,  $U_3 = [P_3 - U_0 - U_1 - U_2]$ . Un incremento adicional en la carga ofrecida en la clase 2 y 1 (ó 0 cuando la utilización no está limitada por  $T_s$ ) resulta en un incremento de  $\bar{C}$  más allá de  $\hat{C}_3$ . Ahora, la utilización de la clase 3 comenzará a decrementarse hasta que eventualmente se irá a cero. Cuando  $\bar{C}$  alcance  $\hat{C}_3$ , se considera que permanece en ese valor hasta que la utilización de esta clase es completamente capturada por las otras. Por lo tanto la utilización de la clase 3 se puede expresar como:

$$\begin{aligned}
 U_3 &= G_3 / \alpha_3 & \text{si } \bar{C} < \hat{C}_3 \\
 U_3 &= [P_3 - U_0 - U_1 - U_2] & \text{si } \bar{C} = \hat{C}_3 \\
 0 & & \text{si } \bar{C} > \hat{C}_3
 \end{aligned} \tag{31}$$

Como en Jayasumana [1989], de acuerdo a las aproximaciones, cuando  $\bar{C} > \hat{C}_3$ , la utilización de la clase 3 es cero ( $U_3 = 0$ ) y por la ecuación (12),  $U = U_0 + U_1 + U_2$ . A partir de las ecuaciones (14) y (18) cuando  $\bar{C} > \hat{C}_3$ ,  $U > P_3$ . Entonces  $[P_3 - U_0 - U_1 - U_2] < 0$ . Rescribiendo (31):

$$U_3 = \begin{cases} G_3 / \alpha_3 & \text{si } \bar{C} < \hat{C}_3 \\ [P_3 - U_0 - U_1 - U_2]^+ & \text{si } \bar{C} \geq \hat{C}_3 \end{cases} \quad (32)$$

Donde la función  $[\ ]^+$  está definida como:

$$[X]^+ = \begin{cases} 0 & \text{si } X \leq 0 \\ X & \text{si } X > 0 \end{cases} \quad (33)$$

Cuando  $\bar{C} \geq \hat{C}_3$ , la utilización de la red será tan grande o igual a  $P_3$  es decir  $U_0 + U_1 + U_2 + U_3 \geq P_3$ . Pero la utilización de cualquier clase no puede exceder la utilización requerida para su clase o sea  $(G_3 / \alpha_3) \geq U_3 \geq 0$ . Por lo tanto deben ser satisfechas las condiciones:  $(G_3 / \alpha_3) + U_0 + U_1 + U_2 \geq P_3$  y  $(G_3 / \alpha_3) \geq 0$ . Con un argumento similar para el caso  $\bar{C} < \hat{C}_3$  tenemos que:

$$\begin{aligned} G_3 / \alpha_3 &\geq [P_3 - U_0 - U_1 - U_2]^+ & \text{si } \bar{C} \geq \hat{C}_3 \\ G_3 / \alpha_3 &\leq [P_3 - U_0 - U_1 - U_2]^+ & \text{si } \bar{C} < \hat{C}_3 \end{aligned} \quad (34)$$

Con lo anterior (31) y (34) pueden ahora ser combinadas para proporcionar la utilización de la clase 3 como:

$$U_3 = \text{Min} \left\{ \frac{G_3}{\alpha_3}, [P_3 - U_0 - U_1 - U_2]^+ \right\} \quad (35)$$

Donde la función  $\text{Min} \{x, y\}$  está definida como:

$$\text{Min} \{x, y\} = \begin{cases} x & \text{si } x < y \\ y & \text{si } x > y \end{cases} \quad (36)$$

Similarmente la utilización de las clases 2 y 1 están dadas por:

$$U_2 = \text{Min} \left\{ \frac{G_2}{\alpha_2}, [P_2 - U_0 - U_1]^+ \right\} \quad (37)$$

$$U_1 = \text{Min}\left\{\frac{G_1}{\alpha_1}, [P_1 - U_0]^+\right\} \quad (38)$$

Si  $U_0$  es conocida, (35), (37), y (38) pueden ser usadas para obtener los valores de  $U_3$ ,  $U_2$  y  $U_1$  respectivamente. De cualquier modo  $U_0$  es una función del tiempo medio de ciclo de la estafeta  $\bar{C}$ , el cual, depende de la suma de  $U_0$ ,  $U_1$ ,  $U_2$  y  $U_3$ , la utilización de la red.

Primero se considera el caso de los paquetes clase 0. Note que el número de paquetes clase 0 que son transmitidos no está limitado por el *TRT*. La red acomodará el tráfico clase cero, hasta que se terminen todas las  $(\hat{C}_0 - C_0)$  unidades de tiempo por rotación, en la transmisión de paquetes clase 0. Las características de caudal eficaz y otros factores dependen de la relación entre  $\hat{C}_0$  y  $\hat{C}_1$ s. Como un ejemplo, considere una red con tráfico solo en las clases 0 y 1. Si  $\hat{C}_0 > \hat{C}_1$ , el número de paquetes clase 1 transmitidos se consideran despreciables cuando la carga en la red se incrementa hasta que  $\bar{C}$  alcanza  $\hat{C}_0$ . Si  $\hat{C}_0 < \hat{C}_1$ ,  $\bar{C}$  alcanza el valor de  $\hat{C}_1$  cuando la clase 1 está altamente cargada independientemente de la carga en la clase 0. A partir de que  $\hat{C}_3 < \hat{C}_2 < \hat{C}_1$ , la presencia de paquetes en clase 3 y 2 no afectará este resultado. Por lo tanto, el máximo tiempo medio de ciclo de la estafeta en la red  $C_{max}$  ( $C_0 \leq \bar{C} \leq C_{max}$ ) bajo todas las posibles condiciones de carga está dado por:

$$C_{max} = \text{Max}[\hat{C}_1, \hat{C}_0] \quad (39)$$

Defina  $H_i$  y  $G'_i$  como:

$$H_i = \frac{[\hat{C}_0 - C_0]}{\hat{C}_i} \quad (40)$$

$$G'_i = \frac{G_i}{\alpha_i} \quad (41)$$

Los paquetes de la clase síncrona tienen la más alta prioridad y son manejados de diferente forma que los paquetes pertenecientes a la clase asíncrona. Cuando están presentes paquetes en más de una clase,  $U_0$  depende de los valores de  $\hat{C}_0$  relativo al  $\hat{C}_i$  ( $i = 1,2,3$ ) de las diferentes clases. Por lo tanto no es posible obtener una relación general entre  $U_0$  y  $G_0$ . La relación entre  $U_0$  y la carga ofrecida para las diferentes clases para diferentes valores relativos de  $\hat{C}_0$  con respecto a  $\hat{C}_i$  son dados en Jayasumana y Werahera [1990] como sigue:

**Caso 1:** Cuando  $[C_0 < \hat{C}_3 < \hat{C}_2 < \hat{C}_1 < \hat{C}_0]$

$$\{U_0 = \text{Min}[G'_0, P_0]\} \quad (42)$$

**Caso 2:** Cuando  $[C_0 < \hat{C}_3 < \hat{C}_2 < \hat{C}_0 < \hat{C}_1]$

$$\text{SI } \{[G'_1 + \text{Min}[G'_0, H_1]] \geq P_1\}$$

$$\text{ENTONCES } \{U_0 = \text{Min}[G'_0, H_1]\}$$

$$\text{ADEMAS SI } \{[G'_1 + G'_0] \geq P_0\} \quad (43)$$

$$\text{ENTONCES } \{U_0 = \text{Min}[G'_0, P_0(1 - G'_1)]\}$$

$$\text{EN OTROS CASOS } \{U_0 = G'_0\}$$

**Caso 3:** Cuando  $[C_0 < \hat{C}_3 < \hat{C}_0 < \hat{C}_2 < \hat{C}_1]$

SI  $\{[G'_1 + \text{Min}[G'_0, H_1]] \geq P_1\}$

ENTONCES  $\{U_0 = \text{Min}[G'_0, H_1]\}$

ADEMAS SI  $\{[G'_1 + \text{Min}[G'_0, P_0 (1 - G'_1)]] \geq P_2\}$

ENTONCES  $\{U_0 = \text{Min}[G'_0, P_0 (1 - G'_1)]\}$

ADEMAS SI  $\{[G'_2 + G'_1 + \text{Min}[G'_0, H_2]] \geq P_2\}$

(44)

ENTONCES  $\{U_0 = \text{Min}[G'_0, H_2]\}$

ADEMAS SI  $\{[G'_2 + G'_1 + \text{Min}[G'_0, P_0 (1 - G'_2 - G'_1)]] \geq P_0\}$

ENTONCES  $\{U_0 = \text{Min}[G'_0, P_0 (1 - G'_2 - G'_1)]\}$

EN OTROS CASOS  $\{U_0 = G'_0\}$

**Caso 4:** Cuando  $[C_0 < \hat{C}_0 < \hat{C}_3 < \hat{C}_2 < \hat{C}_1]$

SI  $\{[G'_1 + \text{Min}[G'_0, H_1]] \geq P_1\}$

ENTONCES  $\{U_0 = \text{Min}[G'_0, H_1]\}$

ADEMAS SI  $\{[G'_1 + \text{Min}[G'_0, P_0 (1 - G'_1)]] \geq P_2\}$

ENTONCES  $\{U_0 = \text{Min}[G'_0, P_0 (1 - G'_1)]\}$

ADEMAS SI  $\{[G'_2 + G'_1 + \text{Min}[G'_0, H_2]] \geq P_2\}$

ENTONCES  $\{U_0 = \text{Min}[G'_0, H_2]\}$

ADEMAS SI  $\{[G'_2 + G'_1 + \text{Min}[G'_0, P_0 (1 - G'_2 - G'_1)]] \geq P_3\}$

(45)

ENTONCES  $\{U_0 = \text{Min}[G'_0, P_0 (1 - G'_2 - G'_1)]\}$

ADEMAS SI  $\{[G'_3 + G'_2 + G'_1 + \text{Min}[G'_0, H_3]] \geq P_3\}$

ENTONCES  $\{U_0 = \text{Min}[G'_0, H_3]\}$

ADEMAS SI  $\{[G'_3 + G'_2 + G'_1 + \text{Min}[G'_0, P_0 (1 - G'_3 - G'_2 - G'_1)]] \geq P_0\}$

ENTONCES  $\{U_0 = \text{Min}[G'_0, P_0 (1 - G'_3 - G'_2 - G'_1)]\}$

EN OTROS CASOS  $\{U_0 = G'_0\}$

La relación entre la utilización y la carga ofrecida para cada uno de los casos ha sido derivada en Jayasumana y Werahera [1990]. Para cada caso, es necesario considerar varios intervalos de valores de  $\bar{C}$  para evaluar  $U_0$ .

Con todo lo anterior se está en la posibilidad de realizar los cálculos correspondientes para la evaluación del desempeño. El procedimiento a seguir para encontrar las características de caudal eficaz, ciclo medio y retardo basadas en el análisis anterior, es el siguiente:

**Procedimiento:**

Datos:  $G_i$ ,  $T_{Pri}(i)$ ,  $T_m(i)$  para cada clase de prioridad,  $T_s$ ,  $N$ , Longitud del anillo.

Evaluar:

$\alpha_i$  usando ecuación (10)

$T_i$  usando ecuación (13)

$\hat{C}_0$  usando ecuación (15)

$\hat{C}_i$  usando ecuación (17) ( $i = 1, 2, 3$ )

$P_i$  usando ecuación (18)

$H_i$  usando ecuación (40)

$G'_i$  usando ecuación (41)

$U_0$  usando ecuaciones (42), (43), (44) y (45)

$U_1$  usando ecuación (38)

$U_2$  usando ecuación (37)

$U_3$  usando ecuación (35)

$W_i$  usando ecuación (20)

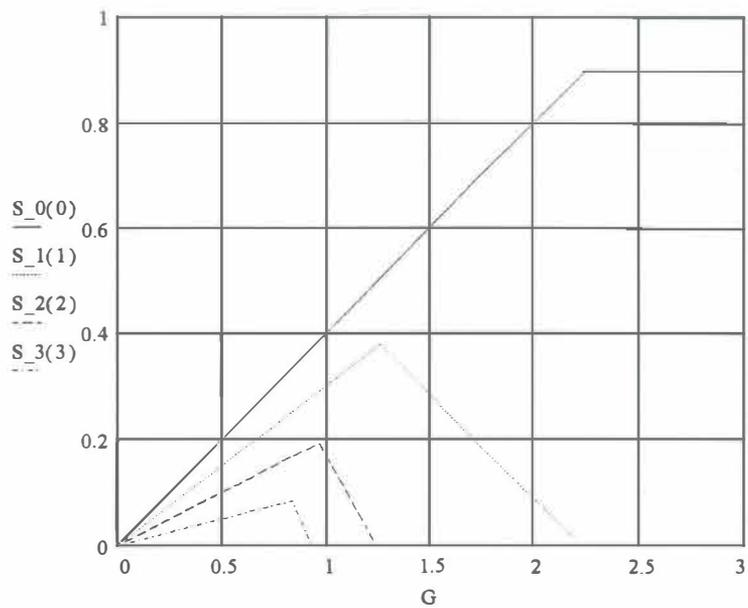
Considere una red con los parámetros mostrados a continuación.

<i>Parámetro</i>	<i>Valor usado</i>
$N$	50 estaciones
$TTRT$	5 Mbits
$T_m(i)$ ( $i=1,2,3$ )	2,048 bits
$T_m(0)$	3,000 bits
$T_{oh}$	160 bits
$T_s$	37,920 bits
$C_0$	104,800 bits
Longitud de la estafeta	88 bits
Ancho de banda	100 Mbps
Retardo de fibra	5.09 $\mu$ sec/km
Latencia de estación	0.6 $\mu$ sec
Factor de carga ofrecido en:	
Clase 0	0.4
Clase 1	0.3
Clase 2	0.2
Clase 3	0.1

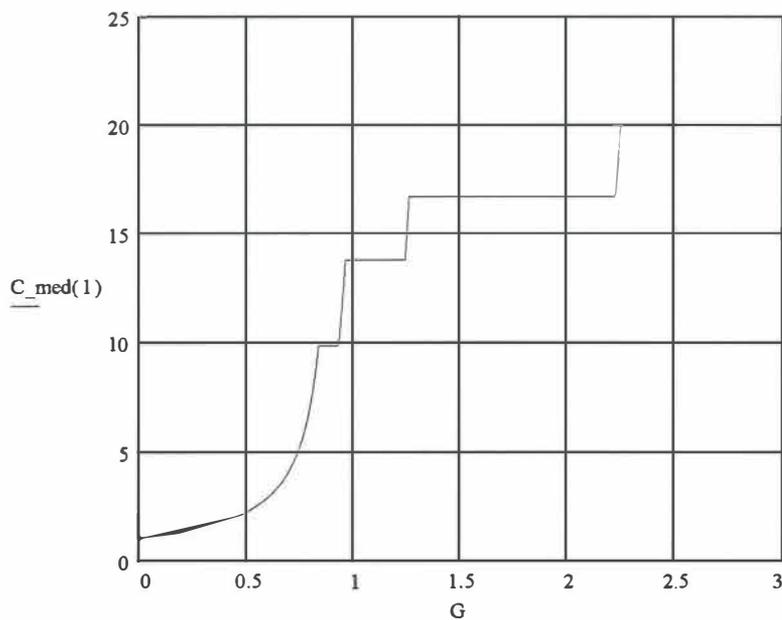
$T_{Pri(i)}$  (TRT) utilizados:

Caso #	Clase 1	Clase 2	Clase 3
1	$170 \times 10^4$	$140 \times 10^4$	$100 \times 10^4$
2	$240 \times 10^4$	$140 \times 10^4$	$100 \times 10^4$
3	$260 \times 10^4$	$240 \times 10^4$	$170 \times 10^4$
4	$350 \times 10^4$	$280 \times 10^4$	$240 \times 10^4$

Utilizando el programa Mathcad, se evaluaron las ecuaciones que caracterizan al sistema. Las características del caudal eficaz y ciclo medio de la estafeta vs. carga ofrecida para los casos 1, 2, 3 y 4 son mostradas en las figuras 22, 23, 24 y 25 respectivamente. Y una evaluación del retardo para el caso 1 es mostrada en la figura 26.

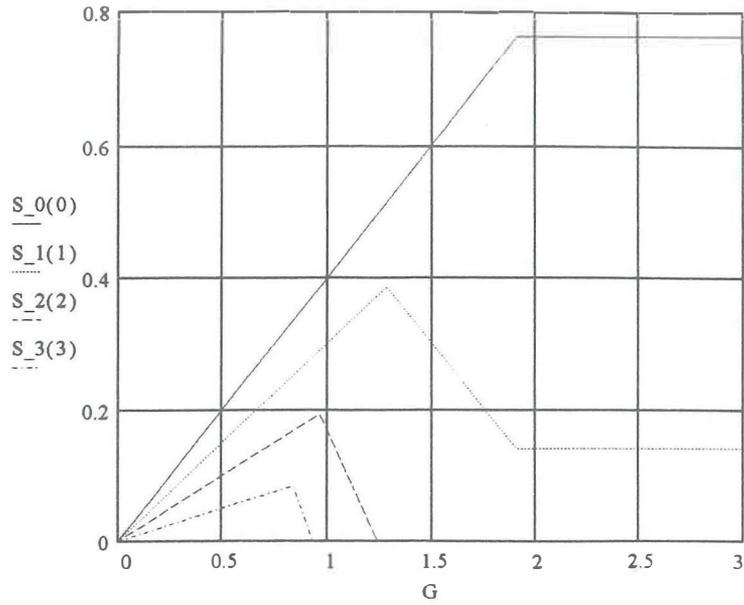


a) Caudal eficaz vs. carga ofrecida

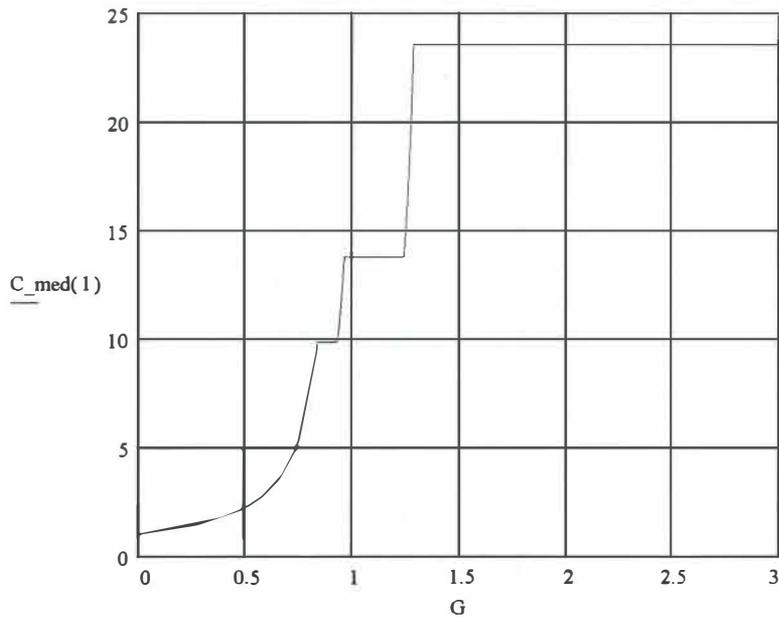


b) Ciclo medio de estafeta vs. carga ofrecida

Figura 22. Variación del desempeño de redes FDDI para el caso 1.

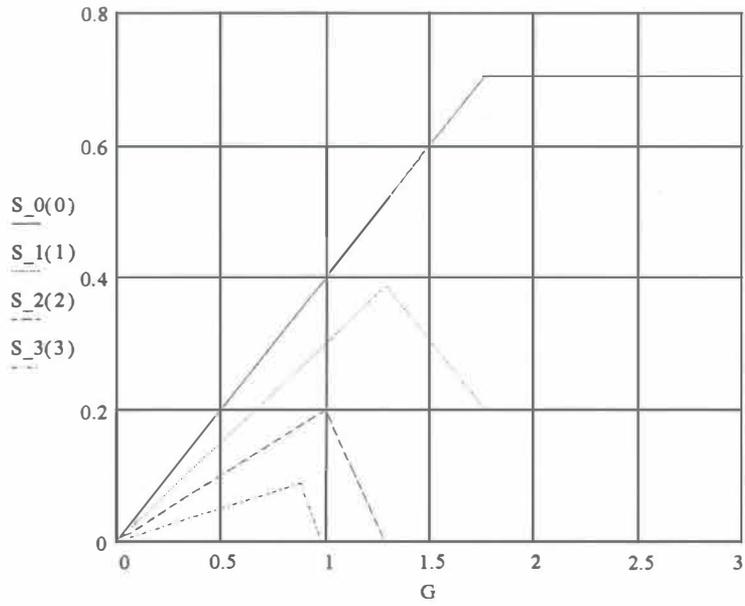


a) Caudal eficaz vs. carga ofrecida

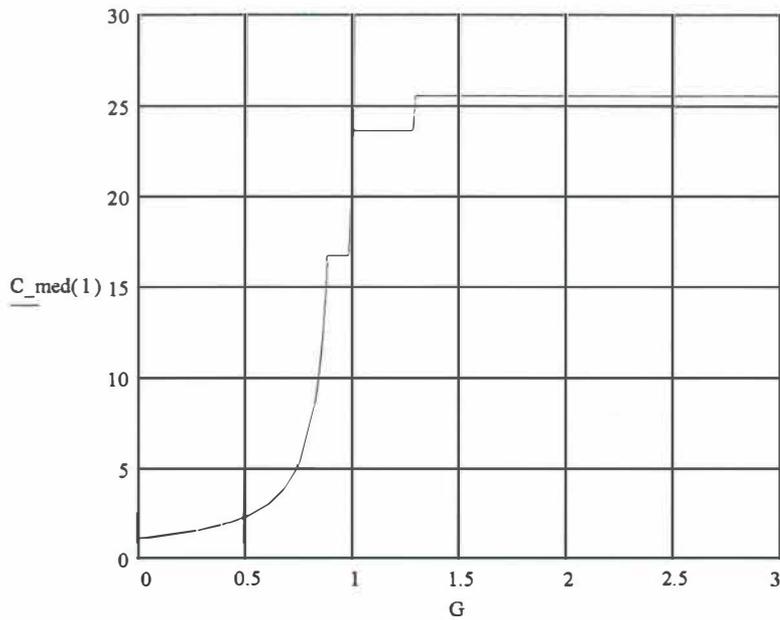


b) Ciclo medio de estafeta vs. carga ofrecida

Figura 23. Variación del desempeño de redes FDDI para el caso 2.

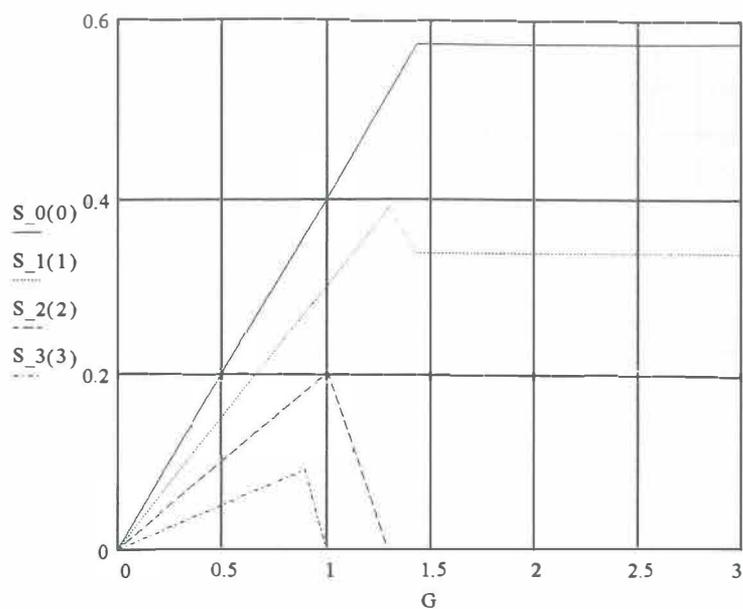


a) Caudal eficaz vs. carga ofrecida

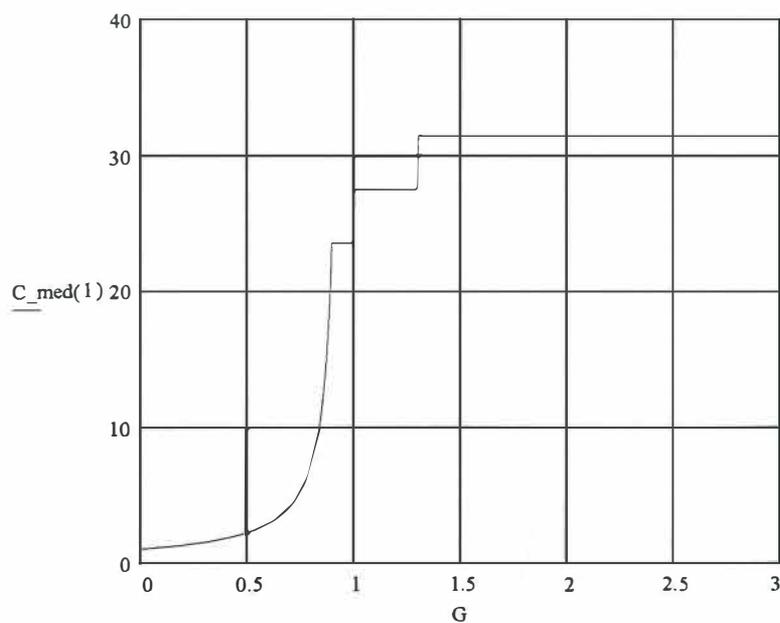


b) Ciclo medio de estafeta vs. carga ofrecida

Figura 24. Variación del desempeño de redes FDDI para el caso 3.



a) Caudal eficaz vs. carga ofrecida



b) Ciclo medio de estafeta vs. carga ofrecida

Figura 25. Variación del desempeño de redes FDDI para el caso 4.

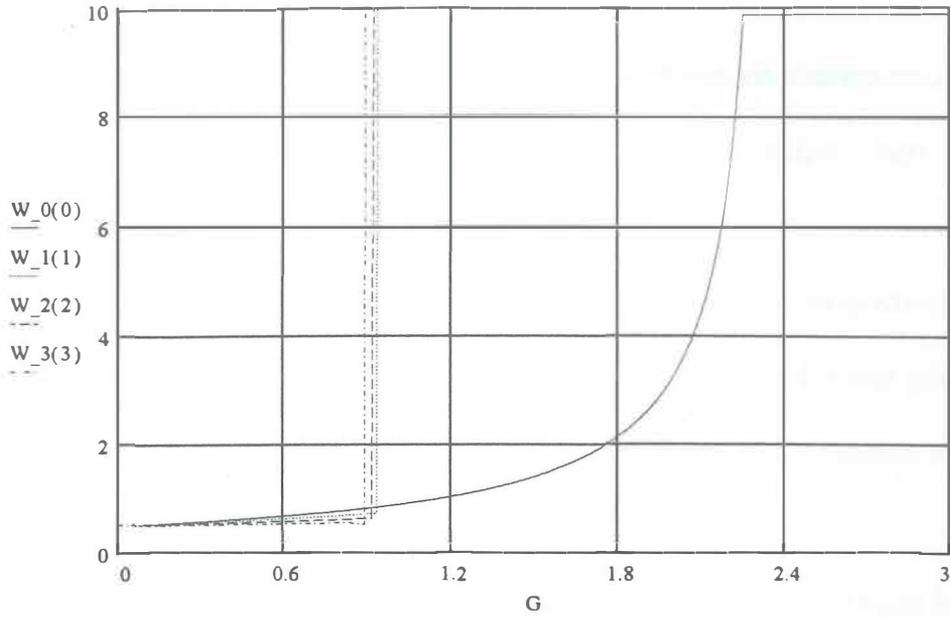


Figura 26. Variación del retardo con la carga ofrecida para múltiples clases de tráfico presentes, para el caso 1.

### III.2.2.1 Análisis de gráficas

La evaluación de las ecuaciones de caracterización del sistema de transmisión FDDI para la clasificación de redes simétricas con múltiples clases de tráfico, bajo diferentes condiciones de configuración, se muestra en las figuras 22 al 26. Aquí son considerados varios casos posibles de operación para los cuales el sistema se comporta de manera diferente en lo que respecta a asignación de ancho de banda para las diferentes prioridades y máximos valores de caudal eficaz alcanzables para las mismas. A continuación se analizan las gráficas obtenidas para clarificar el concepto antes mencionado.

Para las gráficas mostradas en la figura 22, se puede observar como influyen los valores de los máximos tiempos de ciclo de la estafeta asignados para cada prioridad. Estos limitan las regiones de operación de cada clase. Así podemos observar que para la clase asíncrona de la más baja prioridad ( $i=3$ ) el máximo ciclo de la estafeta que se puede alcanzar es de 10 mseg. y se da a un valor de carga de 0.8 (80 % del ancho de banda total de FDDI). En este punto se tendrá, como se observa en la figura 22 a, que el caudal eficaz alcanza su valor máximo soportado en esa prioridad a un valor de aproximadamente 0.1. A partir de este punto el servicio para esta clase disminuirá hasta alcanzar el valor de 0, esto con el fin de proporcionar servicio a las clases de prioridad mayor sacrificando los mensajes de la clase 3. Con esto el caudal eficaz de las demás clases seguirá aumentando a medida que la carga en la red se incremente. Después de esto la red sólo manejará tráfico de la clase 2, 1 y 0. Al continuar el incremento en la carga el tiempo del ciclo de la estafeta aumentará para acomodar dicha carga hasta llegar al valor límite asignado para la clase 2, que es 14 mseg.

como se puede observar en la figura 22 b, con esto el caudal eficaz de esta clase alcanzará su valor máximo de 0.2 y después, en caso de continuar el incremento en la carga, el caudal eficaz para esta clase alcanzará el valor de 0, proporcionando ahora servicio sólo a las clases 1 y 0. El caudal eficaz para estas 2 clases sigue aumentando a medida que la carga en la red también aumenta. De seguir las condiciones de carga de la red en aumento, el caudal eficaz de la clase 1 también llega a su máximo valor de 0.38 cuando el valor del ciclo medio del estafeta llegue al valor límite asignado de 17 mseg., valor que marca el fin de los servicios para esta clase como se observa en la figura 22 a, dándose esto cuando la carga en la red es de 1.25. Posteriormente una vez que han terminado los servicios de todas las clases asíncronas, la red sólo es capaz de manejar tramas de la clase síncrona ( $i=0$ ), hasta que el ciclo medio de la estafeta llegue a su valor máximo de 20 mseg, con lo cual el caudal eficaz de la clase síncrona llegará a su región de saturación  $S=0.9$ , condición que ocurre para los valores de carga ofrecida por la red de 2.2, experimentando la red condiciones de espera en tramas no predecibles una vez alcanzados estos valores.

Una vez observadas estas condiciones debe de cuidarse que el caudal eficaz de la red no alcance valores altos ya que si bien los paquetes de la clase asíncrona son tolerables a retrasos, no lo son así los de la clase síncrona, ya que los paquetes descartados o con retrasos grandes proporcionan un servicio deficiente y la calidad de la recepción se ve afectada considerablemente. Por lo tanto, para garantizar un buen servicio al menos para la clase síncrona se debe de cuidar que la carga no alcance los valores de 2.2, para con esto garantizar que las tramas de esta clase sean atendidas satisfactoriamente. Sugiriendo como

región óptima de operación el intervalo de carga de 0.6 a 1.8, para con esto en el límite inferior dar servicio a todas las clases y en el límite superior al menos servir a la clase síncrona que tiene la más alta prioridad.

En lo que se refiere al segundo caso analizado, el criterio de evaluación sigue las mismas características. Nótese que en este caso el ciclo máximo de la estafeta está regido por el de la clase 1, logrando con esto que el ancho de banda asignado para la categoría síncrona ( $i=0$ ) sea menor que el caso considerado anteriormente, como se puede ver en la figura 23. Esto se hace con la finalidad de reservar ancho de banda para la transmisión de paquetes de la clase asíncrona. Así el máximo caudal eficaz de la clase síncrona en este caso es  $S=0.77$  menor que el del caso 1 de  $S=0.9$ . Esto se logra mediante la configuración de los  $T\_Pri$  de cada una de las clases de tal forma que los ciclos máximos de la estafeta tengan las características mencionada que definen cada uno de los casos del desarrollo de la evaluación. Como puede verse en la figura 23 b el ciclo máximo de la estafeta soportado por la red será en este caso el valor de ciclo máximo de la clase 1 de 0.20 mseg. Con esto se logra que el ancho de banda máximo alcanzable se reparta más equitativamente entre todas las clases.

Recomendándose para este caso como región óptima los valores de carga de  $0.7 < G < 1.6$ , para brindar servicios a todas las clases en el límite inferior y al menos a las primeras dos prioridades en el límite superior.

En el caso 3, mostrado en la figura 24. Se observa en la parte a) de la figura que en este caso el máximo caudal eficaz alcanzado por la clase síncrona es de 0.7, menor al de los dos casos analizados anteriormente. Esto es logrado aumentando los valores de ciclo máximo de

la estafeta permitidos para la clase asíncrona, dándose la condición sobre la cual se basa el caso 3. Nótese que lo anterior depende de la relación que guarda el máximo ciclo de la estafeta de la clase 0 con respecto a los de la clase  $i$  ( $i= 1, 2, 3$ ). Garantizando un caudal eficaz mayor para la clase asíncrona y dándose éste a niveles de carga mayor. En éste caso el valor del ciclo máximo de la estafeta soportado por la red está dado por el ciclo máximo de la clase 1 de 26 mseg., con lo cual se confirma lo establecido en la ecuación (38) que afirma que en cualquier condición de carga el máximo ciclo de estafeta será el de la clase 0 o el de la clase 1.

Para este caso la región de operación óptima, se observa puede ser 0.7 a 1.5 para brindar servicios a todas las clases en el límite inferior y al menos a las dos más altas prioridades en el límite superior.

Para el caso 4, el último analizado en esta evaluación se presentan las mismas características antes mencionadas, claro está, a condiciones de carga y por consecuencia a valores de caudal eficaz diferentes. Así para este caso se tiene el valor de caudal eficaz en la región de saturación para la clase síncrona de  $S=0.57$ , siendo éste el valor menor de los cuatro casos analizados, pero, observándose en la figura 25 a que a altas cargas se garantiza un caudal eficaz para la clase asíncrona de prioridad 1 de  $S=0.35$ . Nótese que en este caso el valor de ciclo de la estafeta máximo soportable será el de la clase 1, de 32 mseg. y se dará para un valor de carga de  $G=1.35$ . Por lo tanto, la región óptima de funcionamiento para este caso es  $0.7 < G < 1.2$ . Para con esto brindar servicios a todas las clases en el límite inferior y al menos a las dos más altas prioridades en el límite superior. Como puede observarse de

los casos analizados, en este último es en el que se tiene la distribución más equitativa del ancho de banda entre las categorías de tráfico implantadas. Pero con el inconveniente de tener su valor de saturación a un valor de carga menor:  $G=1.45$ .

En lo que respecta a tiempos de espera encontrados, en la figura 36 se muestra lo que ocurre con estos para el caso 1. Nótese que una vez alcanzado el valor de máxima carga en una clase, el valor del retardo se hace incalculable para cargas mayores al valor de umbral. Esta condición es no deseada en un ambiente de red. Por lo tanto, debe procurarse que los valores de carga no sobrepasen los límites para los cuales el caudal eficaz alcanza su saturación.

A partir de estos resultados es posible llegar a concluir aspectos importantes en cuanto a desempeño de redes FDDI. Esto se presenta posteriormente, para tratar de obtener un criterio generalizado para la evaluación de este tipo de redes bajo cualquier condición de funcionamiento.

### **III.2.3 Conclusiones**

Analizando los resultados obtenidos hasta éste punto, en el cual sólo se ha considerado que la red sometida a evaluación cae dentro de la clasificación de redes simétricas, y tomando en cuenta el comportamiento de los parámetros de interés encontrados mediante la evaluación de ecuaciones características, se concluye lo siguiente:

Todas las clases experimentan retardos ilimitados una vez que se excede el máximo caudal eficaz disponible para esa clase. Si bien esto puede ser tolerado por la clase

asíncrona, los paquetes de la clase síncrona deben ser enviados dentro de un específico período de tiempo. Para lograr un retardo limitado para la clase síncrona, la carga total de la red debe ser mantenida de tal manera que el caudal eficaz de la clase 0 no alcance su saturación. En la práctica, puede ser posible que la carga de la red exceda esos valores al menos momentáneamente, causando retardos mayores a los esperados para los paquetes de la clase síncrona. Por ejemplo, cuando el tráfico síncrono corresponde a voz, los correspondientes paquetes de voz deben ser descartados. De cualquier modo, si el tiempo crítico de los paquetes no puede tolerar grandes retardos, es necesario asegurar que el caudal eficaz de la clase 0 no se sature.

La variación del ciclo medio de la estafeta es uno de los parámetros que proporciona una vista a fondo de la operación y el desempeño del protocolo de estafeta de la FDDI. En cuanto a esto, se comprueba lo establecido por Sevick y Johnson [1987] donde afirman que el tiempo de ciclo y su media para una red soportando tráfico síncrono y asíncrono está limitado de la siguiente manera:

$$\bar{C} \leq TTRT \quad (46)$$

$$C \leq 2TTRT$$

Los anteriores límites consideran que los umbrales de prioridad de una clase de tráfico asíncrono es igual a  $TTRT = T_{Opr}$ . Usualmente, para una red soportando múltiples clases de tráfico asíncrono, el más alto valor del  $T_{Pri}$  es igual al  $T_{Opr}$ . La anterior ecuación es también válida si la clase síncrona ha sido localizada dentro del valor máximo posible del  $T_{Opr}$ . Para una red soportando únicamente tráfico de las clases asíncronas un juego de

límites más estrictos puede ser dispuesto como:

$$\bar{C} \leq \text{Max} [T\_Pri (i)] \quad (47)$$

$$C \leq 2\text{Max} [T\_Pri (i)]$$

Y con esto se tiene que configurando para un nodo estos valores adecuadamente se puede obtener un caudal eficaz garantizado para cada clase que puede ser definido como el caudal eficaz que una clase puede proveer a altas cargas, proporcionando servicios dentro de cierto intervalo de retardo predeterminado.

A partir de que la clase asíncrona con la más baja prioridad implantada tiene su valor de umbral más pequeño, el caudal eficaz de esta clase irá a menos cuando el ciclo medio de la estafeta alcance este valor de umbral. Repitiéndose esta condición con las clases de prioridad mayor.

Nótese que el valor del ciclo medio de la estafeta rige las zonas de servicio para las diferentes clases de prioridad. El valor del ciclo medio de la estafeta esta en función directa del valor del tráfico. Como el tráfico aumenta proporcionalmente con la carga ofrecida, en consecuencia también aumentará el valor del ciclo medio de la estafeta al incrementarse la carga. Por lo tanto, el valor del ciclo medio de la estafeta irá alcanzando y rebazando los valores de umbral asignados a las prioridades, limitando con ello los servicios para las diferentes clases cuyos valores de umbral sean alcanzados por el valor del ciclo medio de la estafeta.

Para el caso donde se contiene un solo tipo de tráfico presente y en caso de ser asíncrono, habrá sólo una prioridad implantada a la vez, se concluye que el máximo caudal

eficaz alcanzable para cada clase es  $P_i$  y el máximo ciclo medio de la estafeta es  $\hat{C}_i$  y ambos valores se dan al valor de carga  $\alpha_i P_i$ ; mientras no sean alcanzados estos valores máximos de operación, se puede garantizar un servicio dentro de cierto retardo determinado y no se caerá en la zona de saturación, por lo que se proporcionará un servicio eficiente.

En lo que respecta al segundo modelo, el de cadenas de Markov, se considera el modelo idóneo para diagnóstico, ya que proporciona una relación directa del comportamiento del sistema ante el incremento de carga, con sólo unas cuantas variables de operación propias del tipo de tráfico que se esté manejando. Sin embargo, este modelo no resulta idóneo para diseño, ya que no proporciona una relación directa con parámetros configurables dentro de la red.

Además, como se puede observar en el apéndice B, el modelo de cadenas de Markov tiene la limitante de estar calculada su función de probabilidad para un valor de carga específico y no itera para el conocimiento de todo un intervalo. Es por esto también que sólo se recomienda su uso para diagnóstico.

Estos modelos pueden ser considerados como complementos del que se presentará a continuación (III.3. Redes asimétricas); sin embargo, no pueden ser utilizados para la evaluación de redes asimétricas en forma total debido a la disparidad de parámetros empleados.

### III.3 Redes asimétricas

Se empleará el término de red asimétrica cuando se dé el caso en el cual, existan diferencias entre los nodos o estaciones, en lo que refiere al manejo del tráfico, es decir, cuando existan estaciones operando en el anillo que sean capaces de soportar tanto tráfico síncrono como asíncrono, además de otras que sólo sean capaces de manejar sólo un tipo de tráfico y no ambos a la vez.

#### III.3.1 Redes con múltiples clases de tráfico

El modelo analítico presentado en esta sección permite múltiples clases de prioridades para una estación dada. Esta sección está basada en el modelo descrito en Bernhard y Jayasumana [1994] para una red FDDI asimétrica en la presencia de tráfico síncrono y asíncrono.

##### Consideraciones

Se considera una red FDDI teniendo tres tipos de estación, las que soportan sólo tráfico síncrono denominadas estación "S", las que únicamente soportan tráfico asíncrono denominadas estaciones "A" y las que soportan ambos tráficos denominadas estaciones "A\_S".

Definamos  $N_d$  como el número de estaciones que soportan tráfico asíncrono (estaciones A y A\_S).

Definamos  $N_s$  como el número de estaciones que soportan tráfico síncrono (estaciones S y A\_S).

Se considera que el tráfico para una clase dada se distribuye igualmente entre las estaciones que soportan esa clase de tráfico. Lo anterior debido a que el modelo ha sido derivado bajo la consideración que el desarrollo de la clase  $i$  para todas las estaciones es idéntico.

La carga del tráfico asíncrono para una estación se distribuye entre las tres clases de prioridades.

En el análisis presentado, la clase 0 corresponde al tráfico síncrono y las clases 1, 2 y 3 corresponden al tráfico asíncrono, con la clase 1 servida primero, seguida por la 2 y 3. El tráfico asíncrono puede ser distribuido asimétricamente entre estas tres clases de prioridades, esto es, el ancho de banda asíncrono disponible para una estación (cuando esté presente), se normaliza y divide entre las clases 1, 2 y 3 con un rango de  $\%\_Loc_1 : \%\_Loc_2 : \%\_Loc_3$  con  $\%\_Loc_1 + \%\_Loc_2 + \%\_Loc_3 = 1$ .

Para tráfico asíncrono clase  $i$  ( $i \neq 0$ ), se considera que la longitud de la trama es distribuida exponencialmente con una longitud media de  $T_m(i)$  y que el arribo del mensaje sigue un proceso de Poisson.

Las magnitudes relativas de los valores de umbral de cada clase afectan al desarrollo del esquema de prioridades basado en contadores. Se considera que los valores de umbral para cada clase sean tales que:

$$TTRT > T\_Pri(1) > T\_Pri(2) > T\_Pri(3) > C_0 \quad (48)$$

Esta condición asegura que los mensajes clase 1 reciben más ancho de banda que los clase 2 y 3.

### Desarrollo de análisis

Consideremos que todo el tráfico síncrono generado se transmite con un retardo limitado para cualquier condición de carga y que la carga síncrona es constante, es decir,  $S_0(G) = G(0)$ . Bajo muy bajas condiciones de carga, todos los mensajes generados de todas las clases serán transmitidos. Por lo tanto  $S_i(G) = G(i)$ , para toda  $i$ . Si el tráfico asíncrono se incrementa gradualmente, la red transmitirá todos los mensajes de las cuatro clases hasta que la carga total de la red exceda un cierto valor de umbral. En este punto la red no será capaz de transmitir todo el tráfico. A partir de que  $T_{Pri}(1) > T_{Pri}(2) > T_{Pri}(3)$ , la red transmitirá todos los mensajes clase 0, 1, y 2, pero no algunos de los mensajes de la clase 3. El caudal eficaz de la clase 3 alcanza el máximo cuando todos sus mensajes sean transmitidos. Un incremento adicional en la carga de tráfico asíncrono ocasionará un decremento en el caudal eficaz de la clase 3 para acomodar el tráfico de las clases 1 y 2. El tráfico de la clase 3 para una estación A\_S y una estación A alcanza este límite máximo con igual probabilidad

A una estación se le permite completar la transmisión de un mensaje aún si su contador correspondiente expira durante la transmisión. A partir de que la longitud del mensaje para tráfico asíncrono se distribuye exponencialmente, la porción del mensaje remanente de la transmisión después de que su  $THT$  excede su respectivo valor de umbral de prioridad es también distribuida exponencialmente con la misma longitud media del mensaje. Por lo tanto, como se muestra en la figura 27,  $THT$  es igual a  $T_{Pri}(3) + T_m(3)$  después de transmitir los mensajes de las clases 1, 2 y 3. Cuando todos los mensajes clase 3 generados

por una estación A o A\_S son transmitidos,  $\bar{C}$  es tal que:

$$T_{Pri}(3) + T_m(3) = \bar{C} + ((X_a(1) + Y_a(1)) + (X_a(2) + Y_a(2)) + (X_a(3) + Y_a(3))) \quad (49)$$

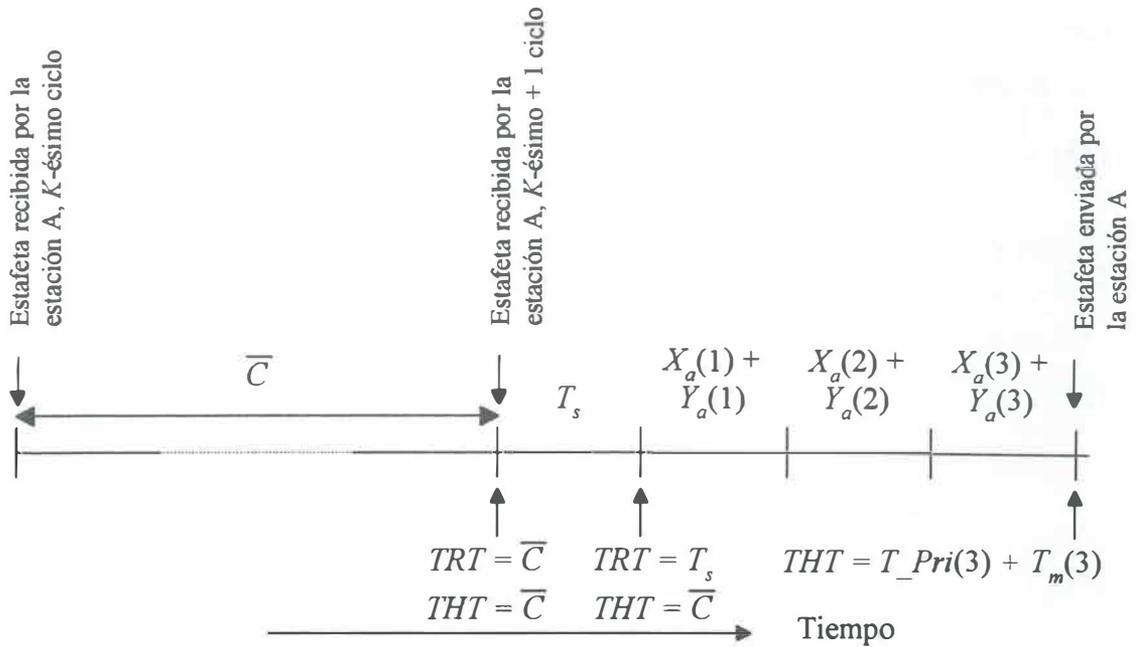


Figura 27. Límite para el cual todos los mensajes clase 3 en estaciones A y A\_S son transmitidos ( $T_s = 0$  para estaciones A).

Donde  $X_a(i)$  es el número promedio de bits de datos transmitidos por la clase asincrónica  $i$  de una estación en un ciclo y  $Y_a(i)$  es el número de bits de encabezado necesarios para transmitir  $X_a(i)$  bits de datos para  $i = 1, 2, 3$ . Note que la duración del mensaje de la clase síncrona ( $T_s$ ) para una estación A\_S no está incluido en (49) porque  $THT$  está deshabilitado durante este período. Por lo tanto ésta es válida para ambos tipos de estación A y A\_S. Denote la correspondiente carga ofrecida en este punto por  $G_a$ . A partir de que la carga ofrecida en las clases 1, 2 y 3 son distribuidas en un rango de  $\%_{Loc_1} : \%_{Loc_2} : \%_{Loc_3}$ ,

varios parámetros de la red pueden ser encontrados para esta condición en particular. El ciclo medio de la estafeta y las utilizaciones para las clases 1, 2 y 3 están dadas por Bernhard y Jayasumana [1994] como:

$$\bar{C}_a = \frac{E_{3_a}}{(1 + P_{a_3} U_{3_a})} \quad (50)$$

$$U_{3_a} = \frac{(E_{3_a}(1 - U_0) - Co)}{(E_{3_a}Nd + Co)P_{a_3}} \quad (51)$$

$$U_{2_a} = \frac{(E_{3_a}(1 - U_0) - Co)}{(E_{3_a}Nd + Co)P_{a_2}} \quad (52)$$

$$U_{1_a} = \frac{(E_{3_a}(1 - U_0) - Co)}{(E_{3_a}Nd + Co)P_{a_1}} \quad (53)$$

Donde:

$$E_{3_a} = [T_{Pri}(3) + T_m(3)] \quad (54)$$

$$P_{a_j} = \frac{\alpha_j}{\%_{Loc_j}} \left\{ \frac{1}{Nd} \sum_{i=1}^3 \frac{\%_{Loc_i}}{\alpha_i} \right\} \quad j = 1, 2, 3 \quad (55)$$

La carga total máxima de la red para la cual todos los mensajes que arriban son transmitidos denotado por  $G_a$ , se escribe:

$$G_a = \frac{(E_{3_a}(1 - U_0) - Co)}{(E_{3_a}Nd + Co)} \left[ \frac{Nd}{\sum_{i=1}^3 \frac{\%_{Loc_i}}{\alpha_i}} \right] + \alpha_0 U_0 \quad (56)$$

A partir de que todos los mensajes generados se transmiten, la carga ofrecida en este caso es igual al caudal eficaz de la clase. Por lo tanto,  $S_i(G) = G(i)$  para  $i = 1, 2, 3$  en el rango de  $0 \leq G \leq G_a$ .

Cuando la intensidad del tráfico asíncrono se incrementa, el caudal eficaz de la clase 3

continuará en declive para acomodar el incremento en las cargas de las clases 1 y 2. Cuando la carga de la red excede un cierto valor, el caudal eficaz de la clase 3 viene a ser despreciable. Cuando una estación A o A\_S no puede transmitir algún paquete del tráfico clase 3, ningún tráfico de la clase 3 será transmitido en la red. La condición que  $T\_Pri(3)$  es al menos varias longitudes de paquete menor que  $T\_Pri(2)$  y  $T\_Pri(1)$  asegura que el caudal eficaz de la clase 3 es cero. Como se muestra en la figura 28, esta situación surge cuando el  $THT$  es al menos igual a  $T\_Pri(3)$ , justo después de transmitir tráfico clase 1 y 2. Para este caso,  $\bar{C}$  esta dado por:

$$T\_Pri(3) = \bar{C} + (X_b(1) + Y_b(1)) + (X_b(2) + Y_b(2)) \quad (57)$$

Donde  $X_b(i)$  es el número medio de bits de datos transmitidos por la clase asíncrona  $i$  durante un ciclo, y  $Y_b(i)$  es el número de bits de encabezado. El tiempo medio de ciclo de la estafeta y la utilización para este caso están dados por:

$$\bar{C}_b = \frac{E\_3\_b}{(1 + P\_b_2 U\_2)} \quad (58)$$

$$U\_3\_b = 0 \quad (59)$$

$$U\_2\_b = \frac{(E\_3\_b (1 - U\_0) - Co)}{(E\_3\_b Nd + Co) P\_b_2} \quad (60)$$

$$U\_1\_b = \frac{(E\_3\_b (1 - U\_0) - Co)}{(E\_3\_b Nd + Co) P\_b_1} \quad (61)$$

Donde :

$$E\_3\_b = T\_Pri(3) \quad (62)$$

$$P\_b_j = \frac{\alpha_j}{\%\_Loc_j} \left\{ \frac{1}{Nd} \sum_{i=1}^2 \frac{\%\_Loc_i}{\alpha_i} \right\} \quad j = 1, 2 \quad (63)$$

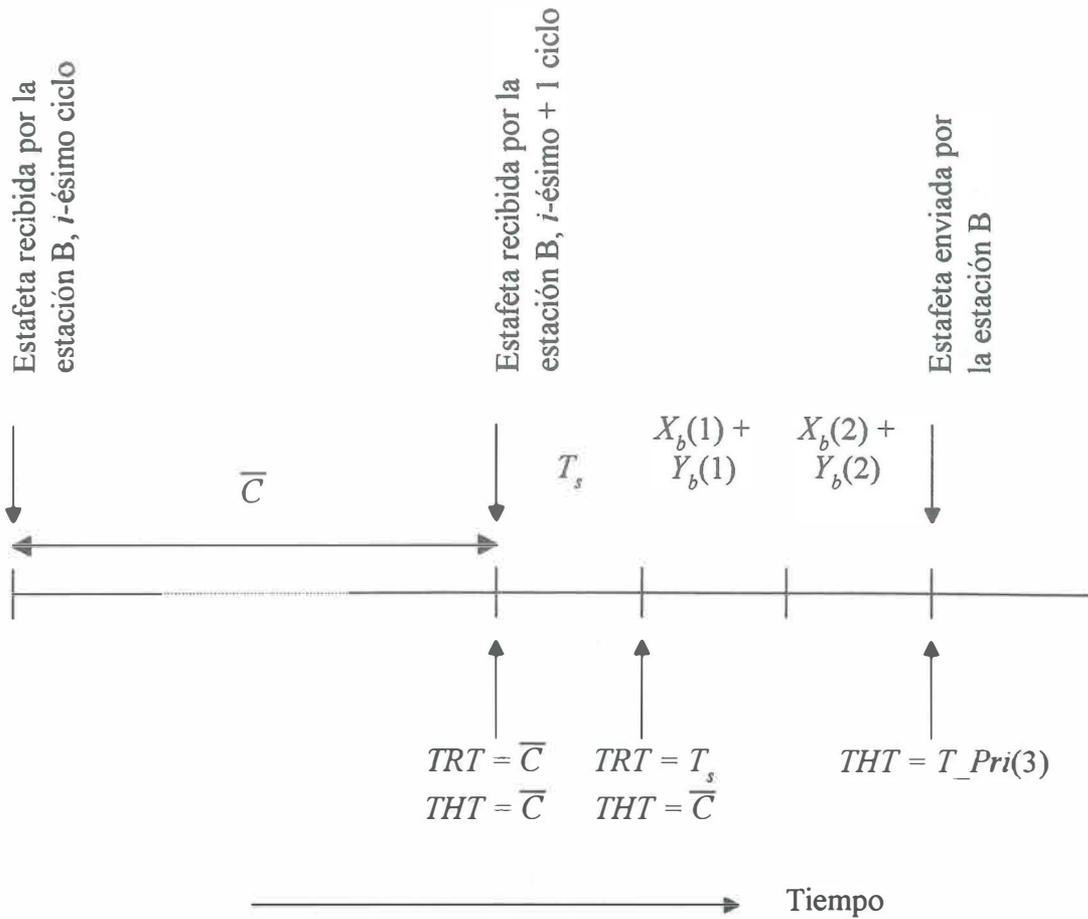


Figura 28. Límite para el cual el caudal eficaz de la clase 3 es despreciable para estaciones A y A\_S ( $T_s = 0$  para estaciones A).

A partir de que todos los mensajes generados de la clase 1 y 2 se transmiten, la carga ofrecida para dichas clases es igual a sus respectivos caudales eficaces:  $G(i) = S_i(G)$  para  $i = 1, 2$  y  $S_3 = 0$ . De este modo, la carga total de la red  $G_b$ , será la mínima carga de la red para la cual todos los paquetes de la clase 1 y 2 son transmitidos, pero ninguno de la clase 3, y está dada por:

$$G_{-b} = \frac{(E_{-3\_b} (1-U_{-0}) - Co)}{(E_{-3\_b} Nd + Co)} \left[ \frac{Nd}{\sum_{i=1}^2 \frac{\%_{-Loc_i}}{\alpha_i}} \right] + \alpha_0 U_{-0} \quad (64)$$

Por lo tanto,  $G(i) = S_{-i}(G)$  para  $i = 1, 2$  para el rango  $G_{-a} \leq G \leq G_{-b}$ .  $S_{-3}(G)$  en este rango se encuentra usando una interpolación lineal de valores para  $G_{-a}$  y  $G_{-b}$ .

Un análisis similar proporciona resultados para los casos cuando el caudal eficaz de la clase 2 alcanza su máximo. En este punto:

$$\bar{C}_{-c} = \frac{E_{-2\_c}}{(1 + P_{-c_2} U_{-2})} \quad (65)$$

$$U_{-2\_c} = \frac{(E_{-2\_c} (1-U_{-0}) - Co)}{(E_{-2\_c} Nd + Co) P_{-c_2}} \quad (66)$$

$$U_{-1\_c} = \frac{(E_{-2\_c} (1-U_{-0}) - Co)}{(E_{-2\_c} Nd + Co) P_{-c_1}} \quad (67)$$

Donde :

$$E_{-2\_c} = [T_{-Pri}(2) + T_{-m}(2)] \quad (68)$$

$$P_{-c_j} = \frac{\alpha_j}{\%_{-Loc_j}} \left\{ \frac{1}{Nd} \sum_{i=1}^2 \frac{\%_{-Loc_i}}{\alpha_i} \right\} \quad j = 1, 2 \quad (69)$$

Entonces por un argumento similar, los caudales eficaces están dados por  $G(i) = S_{-i}(G)$  para  $i = 1, 2$  y  $S_{-3}(G) = 0$ . De este modo, la carga total de la red  $G_{-c}$ , es la máxima carga de la red para la cual todos los paquetes de la clase 1 y 2 son transmitidos, y está dada por:

$$G_{-c} = \frac{(E_{-2\_c} (1-U_{-0}) - Co)}{(E_{-2\_c} Nd + Co)} \left[ \frac{Nd}{\sum_{i=1}^2 \frac{\%_{-Loc_i}}{\alpha_i}} \right] + \alpha_0 U_{-0} \quad (70)$$

Por lo tanto,  $G(i) = S_{-i}(G)$  para  $i = 1, 2$  y  $S_{-3}(G) = 0$  en el rango  $G_{-b} \leq G \leq G_{-c}$ .

Un incremento adicional en la carga ofrecida da como resultado un decremento en la transmisión de paquetes de la clase 2 para acomodar tráfico clase 1. Ahora consideramos el caso cuando el caudal eficaz de la clase 2 se aproxima a cero. La condición que  $T_{Pri}(2)$  es al menos varias longitudes de mensaje menor que  $T_{Pri}(1)$  asegura que el caudal eficaz de la clase es cero cuando la carga de tráfico asíncrono se incrementa. Entonces en éste caso,  $\bar{C}$  y la utilización de la clase 1 están dados por:

$$\bar{C}_d = \frac{E_{2_d}}{(1 + P_{d_1} U_{-1})} \quad (71)$$

$$U_{-1_d} = \frac{(E_{2_d}(1 - U_{-0}) - Co)}{(E_{2_d}Nd + Co)P_{d_1}} \quad (72)$$

Donde :

$$E_{2_d} = T_{Pri}(2) \quad (73)$$

$$P_{d_1} = \frac{\alpha_1}{\%_{Loc_1}} \left\{ \frac{1}{Nd} \frac{\%_{Loc_1}}{\alpha_1} \right\} \quad (74)$$

Entonces,  $G(1) = S_{-1}(G)$  y  $S_{-2}(G) = S_{-3}(G) = 0$ . Por lo tanto, la carga ofrecida total de la red  $G_d$ , es la carga máxima para la cual no serán transmitidos paquetes de la clase 2 y está dada por:

$$G_d = \frac{(E_{2_d}(1 - U_{-0}) - Co)}{(E_{2_d}Nd + Co)} \left[ \frac{Nd}{\%_{Loc_1}} \right] + \alpha_1 U_{-0} \quad (75)$$

Por lo tanto,  $G(1) = S_{-1}(G)$  y  $S_{-3}(G) = 0$  en el rango  $G_c \leq G \leq G_d$ .  $S_{-2}(G)$  en este rango se encuentra usando una interpolación lineal de valores para  $G_c$  y  $G_d$ .

Un análisis similar puede ser llevado a cabo para el caso cuando el caudal eficaz de la

clase 1 alcanza su máximo como resultado del incremento en la carga.  $\bar{C}$  y la utilización de la clase 1 para este caso están dadas por:

$$\bar{C}_{-e} = \frac{E_{-1-e}}{(1 + P_{-e_1} U_{-1})} \quad (76)$$

$$U_{-1-e} = \frac{(E_{-1-e} (1 - U_{-0}) - Co)}{(E_{-1-e} Nd + Co) P_{-e_1}} \quad (77)$$

Donde :

$$E_{-1-e} = [T_{Pri}(1) + T_m(1)] \quad (78)$$

$$P_{-e_1} = \frac{\alpha_1}{\%_{-Loc_1}} \left\{ \frac{1}{Nd} \frac{\%_{-Loc_1}}{\alpha_1} \right\} \quad (79)$$

Entonces,  $G(1) = S_{-1}(G)$  y  $S_{-2}(G) = S_{-3}(G) = 0$ . Por lo tanto, la carga ofrecida total de la red  $G_{-e}$ , es la carga máxima para la cual serán transmitidos todos los paquetes de la clase 1, y está dada por:

$$G_{-e} = \frac{(E_{-1-e} (1 - U_{-0}) - Co)}{(E_{-1-e} Nd + Co)} \left[ \frac{Nd}{\frac{\%_{-Loc_1}}{\alpha_1}} \right] + \alpha_0 U_{-0} \quad (80)$$

Por lo tanto,  $G(1) = S_{-1}(G)$  y  $S_{-2}(G) = S_{-3}(G) = 0$  en el rango  $G_d \leq G \leq G_{-e}$ .

Usando los resultados derivados anteriormente, se puede resumir el estudio del caudal eficaz en regiones características, utilizando los límites encontrados de los valores de carga total para los cuales el caudal eficaz de las clases se ve afectado hasta su alcanzar su mínimo valor.

**Región 1:**  $0 \leq G \leq G_a$ .

$$\begin{aligned} S_1(G) &= G(1) \\ S_2(G) &= G(2) \\ S_3(G) &= G(3) \end{aligned} \tag{81}$$

**Región 2:**  $G_a \leq G \leq G_b$ .

$$\begin{aligned} S_1(G) &= G(1) \\ S_2(G) &= G(2) \\ S_3(G) &= \left\{ \frac{\alpha_3 U_{3-a}}{G_b - G_a} \right\} (G_b - G) \end{aligned} \tag{82}$$

**Región 3:**  $G_b \leq G \leq G_c$ .

$$\begin{aligned} S_1(G) &= G(1) \\ S_2(G) &= G(2) \\ S_3(G) &= 0 \end{aligned} \tag{83}$$

**Región 4:**  $G_c \leq G \leq G_d$ .

$$\begin{aligned} S_1(G) &= G(1) \\ S_2(G) &= \left\{ \frac{\alpha_2 U_{2-c}}{G_d - G_c} \right\} (G_d - G) \\ S_3(G) &= 0 \end{aligned} \tag{84}$$

**Región 5:**  $G_d \leq G \leq G_e$ .

$$\begin{aligned} S_1(G) &= G(1) \\ S_2(G) &= 0 \\ S_3(G) &= 0 \end{aligned} \tag{85}$$

**Región 6:**  $G_e \leq G$ .

$$\begin{aligned} S_1(G) &= \alpha_1 U_{1_e} \\ S_2(G) &= 0 \\ S_3(G) &= 0 \end{aligned} \tag{86}$$

La carga asíncrona para una estación se considera distribuida arbitrariamente entre las clases 1, 2 y 3 acorde al rango 3 : 2 : 1. Como en Bernhard y Jayasumana [1994] se considera que el arribo de los mensajes sigue un proceso de Poisson y la longitud se considera distribuida exponencialmente con una media de 2,048 bits. La longitud de los paquetes de voz, usada para la representación del tráfico asíncrono, es 3,200 bits y son generados a intervalos de tiempo de 50 ms en cada canal. Se considera que todas las estaciones que soportan tráfico de voz tienen idéntica estadística en la generación de mensajes de voz, con 160 bits de encabezado en cada paquete antes de su transmisión. El tiempo de captura de la estafeta no es tomado en cuenta en este modelo, pero por su duración en comparación con el tiempo de paquete no hay pérdida considerable de exactitud en los cálculos.

Con todo lo anterior estamos en la posibilidad de realizar los cálculos correspondientes para la evaluación del caudal eficaz para este tipo de redes. El procedimiento a seguir para encontrar las características de caudal eficaz basadas en el análisis anterior, es el siguiente:

**Procedimiento:**

Datos:  $G$ ,  $T_{Pri}(i)$ ,  $T_m(i)$  para cada clase de prioridad,  $T_s$ ,  $N$ , longitud del anillo, tráfico de voz.

Evaluar:

$\alpha_i$  usando ecuación (9)

$G'(i)$  usando ecuación (40)

$G_a$  usando ecuación (56)

$G_b$  usando ecuación (64)

$G_c$  usando ecuación (70)

$G_d$  usando ecuación (75)

$G_e$  usando ecuación (80)

$S_1(G) S_2(G) S_3(G)$  para:

Región 1 usando ecuación (81)

Región 2 usando ecuación (82)

Región 3 usando ecuación (83)

Región 4 usando ecuación (84)

Región 5 usando ecuación (85)

Región 6 usando ecuación (86)

Se considera una red con los parámetros mostrados a continuación.

<i>Parámetro</i>	<i>Valor usado</i>
------------------	--------------------

Factor de distribución de carga ofrecida del tráfico asíncrono:

Clase 1	3
---------	---

Clase 2	2
---------	---

Clase 3	1
---------	---

$T_{Pri(i)}$  (TRT) utilizados:

Clase 1	2.3 Mbits
Clase 2	1.6 Mbits
Clase 3	1.0 Mbits

Las características de carga ofrecida vs. caudal eficaz para 30 % y 50 % de carga de voz son mostradas en las figuras 29 y 30 respectivamente.

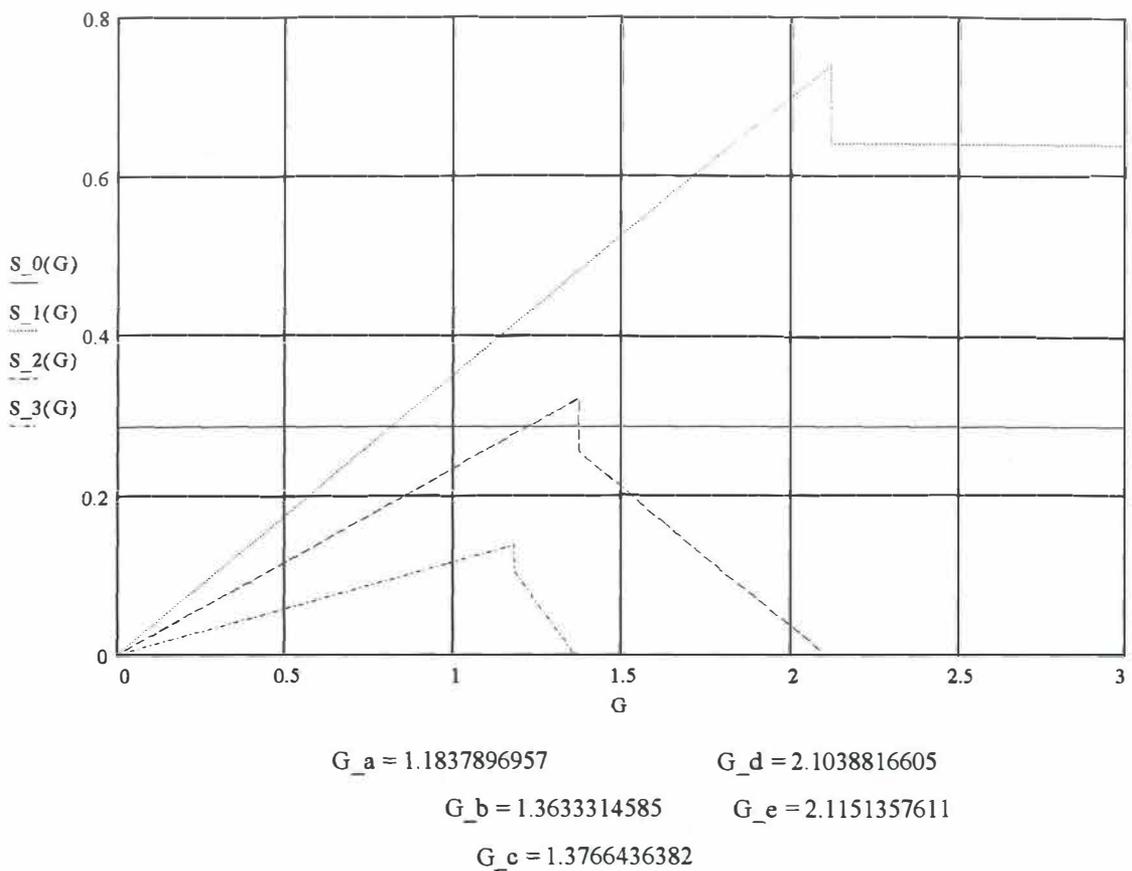
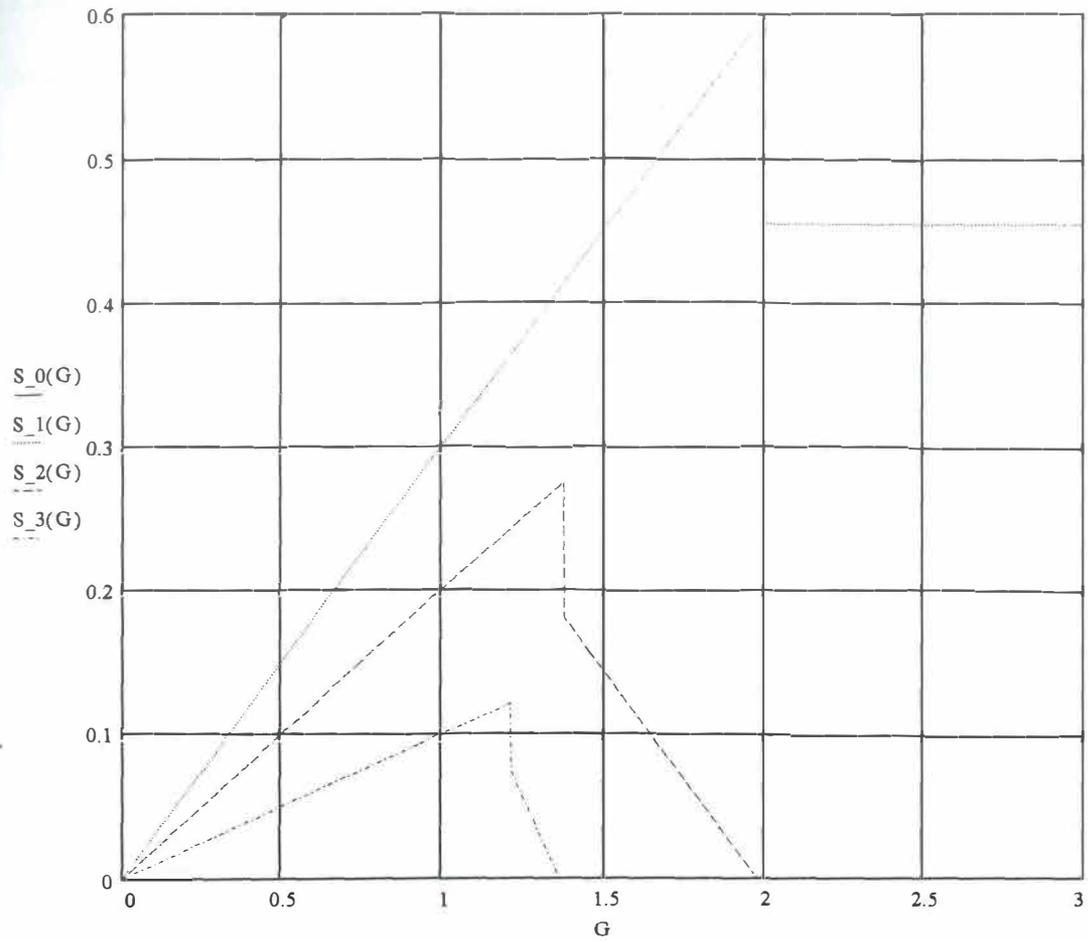


Figura 29. Caudal eficaz vs. carga ofrecida para 30 % de carga sincrónica.



$$\begin{aligned}
 G_a &= 1.2148104975 & G_d &= 1.9790854001 \\
 G_b &= 1.3624501526 & G_e &= 1.9921977591 \\
 G_c &= 1.3779604083
 \end{aligned}$$

Figura 30. Caudal eficaz vs. carga ofrecida para 50 % de carga síncrona.

### III.3.1.1 Análisis de gráficas

Mediante la evaluación de las ecuaciones de caracterización del sistema de transmisión FDDI para la clasificación de redes asimétricas con múltiples clases de tráfico, se encuentran los valores de operación en lo que respecta a asignación de ancho de banda para las diferentes prioridades y máximos valores de caudal eficaz alcanzables para las mismas.

Analizando las gráficas mostradas en las figuras 29 y 30, se puede observar el comportamiento del caudal eficaz ante los incrementos en la carga ofrecida por la red. Los valores de carga presente al llegar a ciertos valores, limitan las regiones de operación de cada clase. Así, podemos observar en la figura 29 que para la clase asíncrona de la más baja prioridad ( $i=3$ ) el máximo caudal eficaz que se puede alcanzar es de 0.15 para un valor de carga de 1.2 (120 % del ancho de banda total de FDDI). A partir de este punto el servicio para esta clase disminuirá hasta alcanzar el valor de 0 y se tendrá, que la red dejará de manejar tramas pertenecientes a esta clase 3, esto con el fin de proporcionar servicio a las clases de prioridad mayor sacrificando los mensajes de la clase 3. Permitiendo así que el caudal eficaz de las demás prioridades asíncronas siga aumentando a medida que la carga en la red se incremente. Después de esto la red sólo manejará tráfico de la clase 2, 1 y 0. Al continuar el incremento en la carga se llegará a su valor máximo permitido para la clase 2, que es 0.33, como se puede observar en la figura 29, y después, en caso de continuar el incremento en la carga, el caudal eficaz para esta clase alcanzará el valor de 0, proporcionando ahora servicio sólo a las clases 1 y 0. El caudal eficaz a este punto seguirá aumentando para la clase 1 a medida que la carga en la red también aumente. De seguir las

condiciones de carga de la red en aumento, el caudal eficaz de la clase 1 también llega a su máximo valor de 0.75, valor que marca el fin de los servicios para esta clase como se observa en la misma figura, dándose esto cuando la carga en la red es de 2.10. Posteriormente una vez que han terminado los servicios de todas las clases asíncronas, la red sólo es capaz de manejar tramas de la clase síncrona ( $i=0$ ). Nótese que en este caso analizado se considera una fuente de generación constante de tráfico síncrono, la cual, será manejada mediante la asignación del ancho de banda de 0.3, reservando este ancho de banda simbólicamente en el cálculo mediante la asignación de caudal eficaz constante bajo cualquier condición de carga ofrecida por la red.

Una vez observadas estas condiciones debe de cuidarse que la carga de la red no alcance valores que afecten el desempeño de las clases asíncronas de las más altas prioridades. Esta condición de caudal eficaz constante asignado a la categoría síncrona es para evitar que esta categoría sea afectada por tiempos de espera, ya que si bien los paquetes de la clase asíncrona son tolerables a retrasos, no lo son así los de la clase síncrona, ya que los paquetes descartados o con retrasos grandes proporcionan un servicio deficiente y la calidad de la recepción se ve afectada considerablemente.

De esta forma se recomienda como región óptima de funcionamiento el espacio comprendido entre los valores de carga de  $1 < G < 2$ , para con esto garantizar servicios a todas las clases en el límite inferior y al menos a la prioridad mayor de la categoría asíncrona en conjunto con la categoría síncrona, en el límite superior.

En lo que se refiere al segundo caso analizado, el criterio de evaluación sigue las mismas

características. Nótese que en este caso el valor del caudal eficaz para la categoría síncrona se asigna a un valor de 0.5, logrando con esto que el ancho de banda asignado para la categoría síncrona ( $i=0$ ) sea mayor que el caso considerado anteriormente, como se puede ver en la figura 30. Esto se hace con la finalidad de reservar más ancho de banda para la transmisión de paquetes de la clase síncrona. Así, el máximo caudal eficaz de la clase síncrona en este caso es  $S=0.5$ , mayor que el del caso anterior de  $S=0.3$ .

Así, observando las figuras 29 y 30 se ve que el restante ancho de banda, después de la asignación del reservado para la categoría síncrona, se reparte entre las diferentes prioridades implantadas de la categoría asíncrona, de esta forma en el segundo caso analizado con un caudal eficaz síncrono garantizado de 0.50, los máximos valores alcanzados por las clases asíncronas serán: para la clase 1 de 0.45, para la clase 2 de 0.28 y para la clase 3 de 0.11.

Para este caso la región de operación óptima, se observa puede ser  $1 < G < 1.5$ , para brindar servicios a todas las clases en el límite inferior y al menos a las dos más altas prioridades en el límite superior.

A partir de estos resultados es posible llegar a concluir aspectos importantes en cuanto a desempeño de redes FDDI bajo estas condiciones de funcionamiento. Esto se presenta posteriormente, para tratar de obtener un criterio generalizado para la evaluación de este tipo de redes bajo cualquier condición de funcionamiento.

### III.3.2 Conclusiones

El modelo considera un red asimétrica. Los modelos analizados en III.2 consideran redes simétricas, y no pueden ser usados para evaluar las clases de redes asimétricas. Por lo tanto, pueden ser considerados como complementos uno de otro, para cubrir la clasificación completa determinada para la FDDI.

Analizando los resultados obtenidos con la evaluación de las ecuaciones de caracterización del sistema de transmisión de la FDDI para redes asimétricas, se concluye lo siguiente:

En la caracterización de sistemas asimétricos se encuentran los límites de carga para los cuales el caudal eficaz de las clases empieza a disminuir. Una vez que la carga rebasa los valores límites de servicio para cada clase, éstas comienzan a experimentar retardos no predecibles. Mediante el análisis se conocen los valores de carga límite soportados para cada clase, en función de los  $T_{Pri}$  de cada una de ellas.

Así, mediante la evaluación del modelo presentado se tiene la referencia para la elección de temporizadores que proporcionen el mejor rendimiento en la red.

A partir de que la clase asíncrona con la más baja prioridad implantada tiene su valor de carga de umbral más pequeño, el caudal eficaz de ésta clase disminuirá cuando el valor de carga alcance éste valor de umbral. Repitiéndose ésta condición con las clases de prioridad mayor.

De las gráficas obtenidas para 30 % y 50 % de carga síncrona en las figuras 29 y 30 respectivamente, se observa que el ancho de banda restante después de la asignación del

ancho de banda síncrono, es el que será capaz de manejarse en el tráfico asíncrono. Así, por ejemplo, en la figura 29 se puede observar que el máximo ancho de banda disponible para la clase asíncrona de más alta prioridad, una vez que las clases de prioridad menor alcanzaron el valor de cero, nunca alcanzará un valor superior al 70 % ya que el restante 30 % ha sido reservado para la clase síncrona.

Al asignarle -en el desarrollo de la evaluación a la clase síncrona- un caudal eficaz constante, únicamente se le está proporcionando de antemano un servicio garantizado, bajo cualquier condición de carga. Con esto el caudal eficaz disponible para la clase asíncrona será el ancho de banda disponible restante. Es decir el ancho de banda restante será repartido entre las prioridades que se estén implantando dentro de la clase asíncrona.

Con esto, cuando se presente el caso en el que se tenga que manejar tráfico síncrono con fuentes de generación de datos constante, conociendo la naturaleza de dichas fuentes de datos, se pueden realizar los cálculos correspondientes y establecer los valores para los cuales la carga del tráfico asíncrono para las diferentes clases alcanzará la saturación, y así establecer los límites de servicio para las diferentes clases.

Con todo lo anterior se proporciona una herramienta de diagnóstico y/o diseño útil para una correcta implantación de red, independiente de los valores por omisión que proporciona el proveedor, y así mejorar en lo posible el rendimiento de la red FDDI, como es el caso de la reconfiguración o durante el diseño acorde a las necesidades prevalecientes.

### III.4 Recuperación de errores

Esta sección analiza y caracteriza el desempeño de una red FDDI bajo condiciones de error utilizando los resultados obtenidos.

Se incluyen errores simples como pérdidas de estafetas por corrupción y detección de errores mediante el chequeo de CRC. Errores de interés más complejos son rupturas temporales en el anillo de comunicación. Esto puede suceder en lugares aleatorios sobre el anillo e interrumpirá el tráfico de datos temporalmente. Para períodos cortos de interrupción (menores que un segundo), la red no tendrá tiempo de realizar el proceso de derivación y repercutirá en una acumulación de paquetes por enviar en cada nodo, considerando que se tiene espacio en acumuladores (en inglés buffers). Los procedimientos de recuperación fueron estudiados en apartados anteriores. Esta sección analiza los efectos de estas condiciones en el desempeño de la red.

Para la reinicialización de la red durante la recuperación de los errores, todas las estaciones sobre la red compiten por el derecho de emitir la estafeta inicial en el proceso de petición. Este es un proceso determinístico y en una red sin cambios la misma estación ganará el proceso de petición [Pashby y Fry,1993].

Los errores detectados en el CRC son marcados por la capa física. La estación receptora rechaza el paquete y la estación transmisora pasa esta información a capas superiores. La decisión de cuando y como retransmitir es invisible para las capas más bajas y por lo tanto no se considera.

La recuperación por pérdidas de estafetas por corrupción es hecha por la estación sin la

intervención de protocolos de capas superiores, aunque serán notificados de estos eventos. La primera estación que detecte esta condición de alarma, iniciará el proceso de petición. El tiempo de recuperación depende del valor del *TRT*.

Si la continuidad de la red se interrumpe, no fluirá tráfico a través del anillo. La primera estación que detecte esto interrumpirá la transmisión de tramas y comenzará el proceso de petición. Si esto fuese inútil, la estación comenzará a transmitir tramas guía que son sólo un caso especial de estafeta. Una vez que la red se reestablezca, el proceso estándar de petición se reintenta y la red se recuperará rápidamente. El proceso de petición toma menos de dos rotaciones de anillo para realizarse.

En lo que se refiere a las acciones tomadas después de la recuperación del error en estaciones síncronas, pueden tomarse una de dos. Los paquetes retardados pueden ser descartados y el sistema empezará con el paquete actual, o todos los paquetes pueden ser enviados secuencialmente en el orden en que fueron recibidos, continuando luego con los nuevos paquetes que arriben.

En el primer caso, la red puede recuperarse más rápidamente porque toda la acumulación creada por las condiciones de aislamiento se descarta. Esto causa una discontinuidad en el tráfico en tiempo real y en muchos casos esto es inaceptable. La principal ventaja de enviar todos los paquetes acumulados, es que la red no está involucrada en el proceso de decisión de que se guarda y que se descarta. Por lo tanto, la segunda opción es la más viable, porque además se observa que el desempeño de la red se incrementa debido a la gran cantidad de paquetes que serán transmitidos debido a su acumulación.

El tiempo de recuperación síncrono ( $T_{\text{sinc}}$ ) es la cantidad de tiempo que la red requiere para regresar al estado estable después de que una interrupción de la red ha sido corregida. Éste está en función del ancho de banda síncrono de estado estable ( $SB_{\text{sinc}}$ ), la duración de la interrupción en la comunicación ( $TB$ ) y el ancho de banda disponible ( $AB$ ). El ancho de banda síncrono de estado estable es el porcentaje del ancho de banda total localizado para dispositivos síncronos. La duración de la interrupción en la comunicación y la recuperación son medidos en segundos. El ancho de banda es igual al máximo ancho de banda, menos el ancho de banda asíncrono restante. El ancho de banda asíncrono restante es el porcentaje de ancho de banda que el tráfico asíncrono es capaz de enviar durante el proceso de recuperación del error.

$$T_{\text{sinc}} = (TB \div (AB - SB_{\text{sinc}})) - TB \quad (87)$$

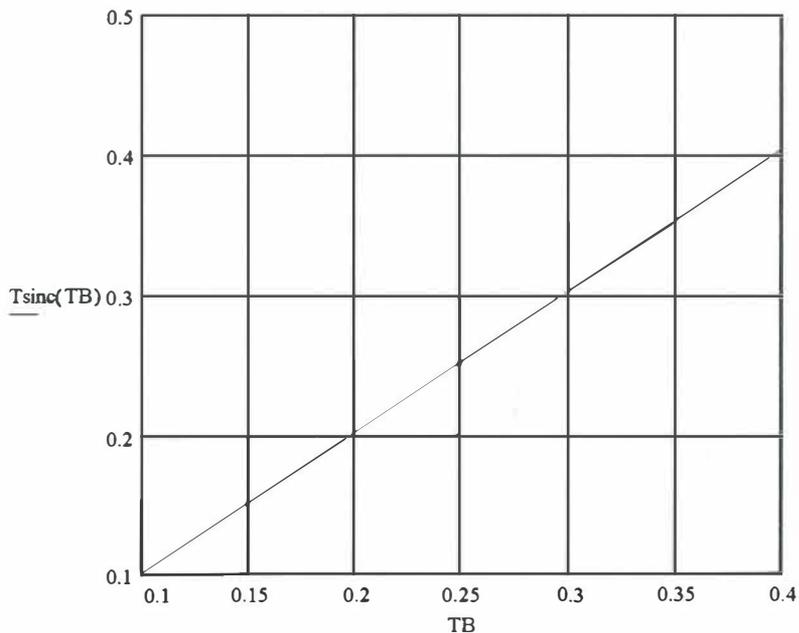


Figura 31. Tiempo de recuperación síncrono después de la ocurrencia de un error.

Durante el proceso de recuperación síncrono, el tráfico asíncrono viene siendo arrastrado por las estaciones asíncronas que se les permita transmitir, dependiendo de la localización sobre la red. Este es el caso único, en el cual, se observa que la localización física sobre la red afecta al caudal eficaz; pero únicamente durante la saturación de la red o en condiciones de recuperación de fallas. Una vez que el tráfico síncrono se recupera, el tráfico asíncrono también lo hará rápidamente. El tiempo de recuperación asíncrono ( $T_{asinc}$ ) es la cantidad de tiempo que la red requiere para regresar a la condición de estado estable después de que una interrupción de la red es corregida. La recuperación asíncrona no comenzará hasta que el proceso de recuperación síncrono se complete; esto debido a la alta prioridad del tráfico síncrono en la red. El proceso de recuperación para tráfico asíncrono es similar al caso síncrono con la suma requerida del ancho de banda asíncrono de estado estable.

$$T_{asinc} = T_{sinc} + (TB \div (AB - SB_{sinc} - SB_{asinc})) \quad (88)$$

Una vez que se recupera el tráfico síncrono, las transmisiones de tráfico asíncrono tomarán el ancho de banda disponible para recuperación. La utilización de la red es escasamente baja debido a la naturaleza de los paquetes asíncronos.

La recuperación ante errores de estafetas corruptas es muy rápida, típicamente menor que dos rotaciones de la estafeta después de que el *TRT* expira. Si existe acumulación de paquetes por enviar, el canal síncrono se recuperará primero en un intervalo de tiempo predecible. La clase asíncrona consumirá el ancho de banda restante. La recuperación asíncrona se acelera considerablemente una vez que la clase síncrona ha sido recuperada. Los parámetros de la red pueden ser ajustados para adaptar el sistema a las necesidades

individuales del ambiente de red.

El desempeño durante la recuperación de errores puede ser mejorado reduciendo el valor del  $T_{Req}$  por debajo del mínimo requerido por los dispositivos síncronos. Esto puede forzarlos a fragmentar sus paquetes para ajustar los requerimientos de tiempos en el caso crítico.

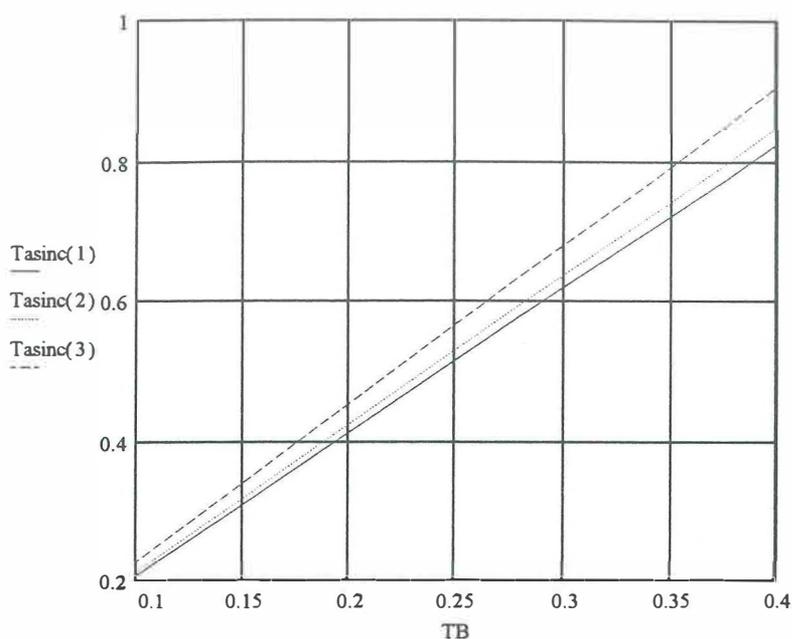


Figura 32. Tiempo de recuperación asíncrono después de la ocurrencia de un error.

Durante este tiempo de recuperación la acumulación de paquetes en cada nodo es evidente. Al término de la recuperación, es claro pensar que debido a dicha acumulación la carga ofrecida por la red en este punto es mayor, ya que si había algunos nodos sin contribución de carga, existe la probabilidad de que en el transcurso de la recuperación hayan generado paquetes para su transmisión. En cualquier caso, en este estudio se considera el hecho que si al momento de ocurrencia de un error la carga tenía cierto valor,

permanece en éste hasta la corrección de la falla. Es decir, seguirá generándose la misma cantidad de carga, con la consideración que se tiene espacio en almacenadores.

Así, bajo las anteriores consideraciones se calcula la cantidad de carga acumulada durante el tiempo de recuperación del error, para con esto poder ir directamente a las gráficas de caudal eficaz y observar hasta que límite máximo de tiempo de falla, la red es capaz de manejar la carga acumulada sin llegar a la saturación. De cualquier forma, en caso de llegar a saturación, el retardo experimentado por esto en los paquetes por transmitir sólo será por poco tiempo ya que sólo es mientras se restablecen las condiciones normales de funcionamiento. En la siguiente gráfica se ejemplifica la cantidad de carga acumulada en una red si la carga presente en el momento de la ocurrencia del error fue de 0.5, para diferentes tiempos de duración de la falla (TB). El tiempo está dado en segundos y los bits acumulados en porcentaje del ancho de banda total normalizado.

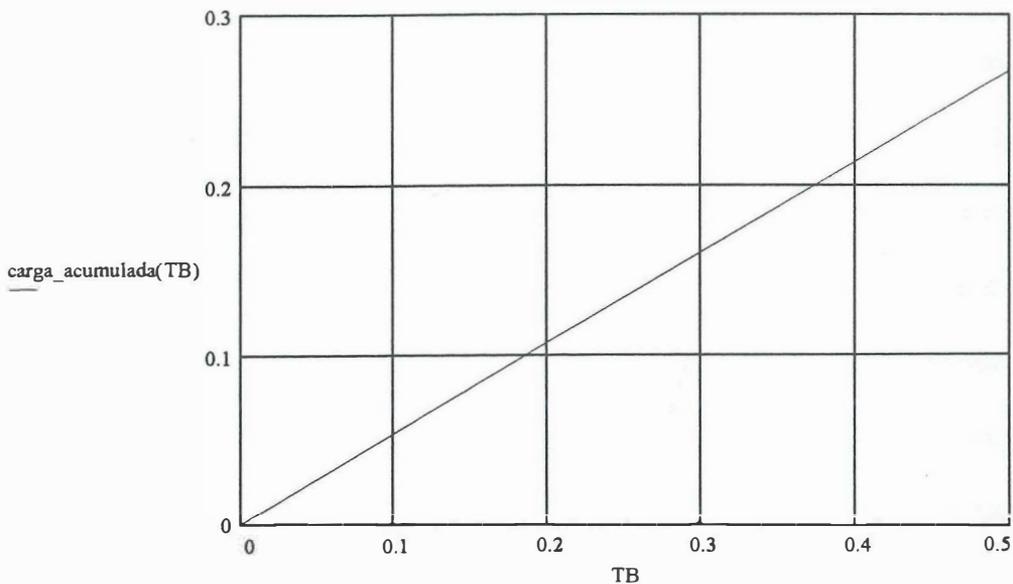


Figura 33. Carga acumulada vs tiempo de duración de la falla con una carga en el momento del error de 0.5.

### III.5 Conclusiones

Con lo analizado en la sección anterior se completa la obtención de parámetros de interés en el desempeño de la FDDI. El análisis de los valores encontrados mediante la evaluación de funciones de caracterización para los diferentes casos de nuestra clasificación nos llevan a concluir lo siguiente:

Para el caso de redes con un solo tipo de tráfico presente a la vez, se observa el siguiente comportamiento general para las diferentes clases de prioridad en el tráfico asíncrono: en todas las clases existe un tiempo límite del ciclo de la estafeta, el cual, al no ser rebasado permite proporcionar un servicio dentro de ciertas condiciones favorables de funcionamiento.

Todas las clases experimentan retardos ilimitados una vez que se excede el máximo caudal eficaz disponible para esa clase. Si bien, esto puede ser tolerado por la clase asíncrona, los paquetes de la clase síncrona deben ser enviados dentro de un período de tiempo específico. Para lograr un retardo limitado para la clase síncrona, la carga total de la red debe ser mantenida de tal manera que el caudal eficaz de la clase 0 no alcance su saturación. En la práctica, puede ser posible que la carga de la red exceda esos valores al menos momentáneamente, causando retardos mayores a los esperados para los paquetes de la clase síncrona. Por ejemplo, cuando el tráfico síncrono corresponde a voz, los correspondientes paquetes de voz deben ser descartados. De cualquier modo, si el tiempo crítico de los paquetes no puede tolerar grandes retardos, es necesario asegurar que el caudal eficaz de la clase 0 no se sature.

Se tiene que configurando para un nodo los valores de umbral adecuadamente se puede obtener un caudal eficaz garantizado para cada clase, el cual se define como el caudal eficaz que una clase puede proveer a cargas altas, proporcionando servicios dentro de cierto intervalo de retardo predeterminado.

Si se tiene la precaución de mantener la zona de operación de la red dentro de ciertos límites encontrados se asegura un servicio eficiente para la clase que se esté implantando. Como se puede observar en la figura 14, la clase con la menor prioridad, cuando se implanta aisladamente, tiene un desempeño pobre a cargas bajas pero proporciona un caudal eficaz garantizado a cargas altas aceptable presentando retardos a esas carga todavía limitados y determinables. Lo que no sucede con las clases de mayor prioridad, que ante un incremento de carga considerable, llegan inevitablemente a sus límites de saturación que son valores no comparables con los de baja prioridad.

Con las gráficas obtenidas, es sencilla la visualización de la correlación ciclo de la estafeta - caudal eficaz. Por lo tanto mediante la manipulación adecuada de las variables que proporcionan los valores límites de ciclo de la estafeta, es posible sintonizar el caudal eficaz deseado para cada una de las clases, además de poder establecer el rango máximo de retrasos que se puede presentar para ciertas condiciones de carga.

Para el caso donde se contiene un solo tipo de tráfico presente, y en caso de ser asíncrono, habrá sólo una prioridad implantada a la vez, se concluye que el máximo caudal eficaz alcanzable para cada clase es  $P_i$  y el máximo ciclo medio de la estafeta es  $\hat{C}_i$ , ambos valores se dan al valor de carga  $\alpha_i P_i$ ; mientras no sean alcanzados estos valores máximos de

operación se puede garantizar un servicio dentro de un retardo determinado y no se caerá en la zona de saturación, proporcionando un servicio eficiente.

Para los casos en los cuales todas las clases están presentes. Se analizaron diferentes situaciones y el comportamiento observado es: que si el ciclo de la estafeta alcanza el valor máximo permitido, el caudal eficaz de la clase disminuirá hasta alcanzar el valor de cero. Dicho valor máximo de ciclo de la estafeta está regido por los valores de los  $T\_Pri$  asignados a cada una de las prioridades, observando que en general la clase con el  $T\_Pri$  valor menor será la primera en llegar a su saturación y la de experimentar retrasos indeterminables.

En lo que respecta a las redes asimétricas, esta evaluación se llevó a cabo estableciendo los límites de carga para los cuales el caudal eficaz de la red, para las diferentes clases empezará a decaer. El hecho de saber los valores de carga ofrecida para los cuales el caudal eficaz de la clase llega a su límite máximo, es aprovechable para cuidar siempre que nuestra red no experimente estos valores de carga. No está al alcance del administrador de red el evitar que la carga de la red aumente, pero, si conoce la cantidad de tráfico que la red entrega en diversas condiciones de funcionamiento, entonces podrá establecer configuraciones que permitan darle un servicio eficiente y garantizado a todas las clases, mediante la sintonización adecuada de los valores de  $T\_Pri$ .

Así, mediante la evaluación del modelo presentado, se tiene la referencia para la elección de temporizadores que proporcionen el mejor rendimiento en la red.

A partir de que la clase asíncrona con la más baja prioridad implantada tiene su valor de

carga de umbral más pequeño, el caudal eficaz de esta clase irá a menos cuando el valor de carga alcance este valor de umbral. Repitiéndose esta condición con las clases de prioridad mayor.

Al asignarle en el desarrollo de la evaluación a la clase síncrona un caudal eficaz constante, únicamente se le está proporcionando de antemano un servicio garantizado, bajo cualquier condición de carga. Con esto el caudal eficaz disponible para la clase asíncrona será el ancho de banda restante. Es decir, el ancho de banda restante será repartido entre las prioridades que se estén implantando dentro de la clase asíncrona.

Con esto, cuando se tenga el caso de manejar tráfico síncrono con fuentes de generación de datos constante, conociendo la naturaleza de dichas fuentes de datos, se pueden realizar los cálculos correspondientes y establecer los valores para los cuales la carga del tráfico asíncrono para las diferentes clases alcanzará la saturación y establecer los límites de servicio para las diferentes clases.

Mediante el estudio del comportamiento de la red en condiciones de falla se proporciona una idea sencilla de que es lo que ocurre con el tráfico durante la recuperación del error y nos proporciona un parámetro más para una evaluación completa de la red. Así, mediante esta evaluación adicional se puede llegar a establecer, en base a gráficas obtenidas para algún caso en particular, el límite de tiempo de duración de un error para el cual la red será capaz de recuperarse, sin recurrir al descarte de paquetes manejando la carga acumulada satisfactoriamente. En otras palabras, conociendo la cantidad de carga acumulada durante el tiempo de duración del error, y en base a la carga que se tenía al momento de ocurrencia de

dicho error, se puede determinar la carga total acumulada. Referenciando este valor a las gráficas de caudal eficaz se sabrá si la red será capaz de manejar esta carga satisfactoriamente después de que el error haya sido corregido.

Todo lo anterior, en conjunto, proporciona una herramienta eficaz para el diagnóstico y/o diseño de redes FDDI. Con una correcta clasificación de la red a evaluar, para así utilizar el modelo adecuado, se tiene que, evaluando las ecuaciones de caracterización de dichos modelos mediante los procedimientos antes descritos, se puede llegar a conclusiones que nos permitan tomar decisiones en cuanto a dejar de utilizar los valores por omisión que proporciona el proveedor y así mejorar en lo posible el rendimiento de la red FDDI, como es el caso de la reconfiguración o durante el diseño acorde a las necesidades prevaletientes.

## **IV CASO DE ESTUDIO UNIVERSIDAD DE COLIMA**

### **IV.1 Antecedentes**

La infraestructura que conforma la red de datos de la U de C. tiene como principal objetivo desde su creación, el enlace entre sus bibliotecas para la compartición de recursos bibliográficos y el control centralizado para acceder a bases de datos y servidores de discos compactos, así como también proporcionar a sus centros de investigación una herramienta más para la realización de sus labores.

Lo que en sus inicios fue la red bibliotecaria, se modificó a medida que se fueron recibiendo solicitudes de dependencias universitarias que deseaban interconectarse entre sí, y deseaban poder acceder a servicios de la red bibliotecaria interna e Internet.

Fue así como se empezó a implantar lo que hoy se conoce como Red de Cómputo Universitaria. La red de cómputo universitaria, está formada en su conjunto de lo que se conoce como Red Académica (que une bibliotecas y centros de investigación) y Red Administrativa (que une direcciones de escuelas, facultades y/o dependencias administrativas). En este capítulo se explicará como se encontraba conformada la red de cómputo universitaria hasta llegar al estado que guarda al momento de escribir éste trabajo.

### **IV.2 Características de funcionamiento de la RLD universitaria**

El estado que guardaba ésta red se muestra en la figura 34. La red en general estaba formada por segmentos Ethernet los cuales confluyen en el Nodo Central de donde se

enrutan a servicios tanto internos como externos. La unión de estos segmentos se realizaba utilizando cable coaxial grueso de 50  $\Omega$  (segmento Ethernet 10BASE5), este cable coaxial permite enlaces hasta de 500 metros, que era como se enlazaban las bibliotecas de Ciencias Sociales y de Ciencias de la Salud (en este caso se hizo necesario un repetidor local, ya que se excedía esta distancia). También utilizando este tipo de cable se formó lo que conoce como red administrativa, uniendo la Delegación Administrativa No. 3 con el nodo central. Otro de los segmentos va hasta la dirección de la Facultad de Medicina, uniendo escuelas y facultades entre ésta y el nodo central, figura 35.

La red administrativa unía generalmente, estaciones (computadoras personales) y no pequeñas redes, esto baja el rendimiento y alcance que se pudiese tener en una red formada por sub-redes que ofrecieran sus servicios a mayor número de usuarios, sin que el tráfico generado interfiriera en el desempeño total de la red. Para adherir estas estaciones a la red, se requirió de un dispositivo transmisor/receptor (transceptor) conocido como "vampiro", que por su costo, su uso se justificaría si se conectase una sub-red en lugar de una sola estación, ya que se prestaría el servicio a un mayor número de usuarios.

Para unir el área de investigación científica [Preciado *et al.* 1991], se utilizó cable óptico con tres pares de fibra óptica multimodo de 62.5/125mm conectada a través de un par de repetidores de fibra óptica. Con este enlace fue posible unir el área de investigación (la acometida de la fibra, se instaló en el Centro Universitario de Investigaciones Sociales, CUIS) con el nodo central. En el área de investigación se encuentra un segmento de cable coaxial grueso, desde el CUIS hasta la Coordinación General de Investigación Científica

(CGIC).

El segmento de cable coaxial une también los Centros de Investigación en Biomédicas y Ciencias Básicas (CUIB y CICBAS respectivamente). Inicialmente se planteó tener en cada uno de los centros mencionados, sub-redes de cómputo y ofrecer así servicio a los investigadores y personal académico adscrito a estas dependencias. Sólo la CGIC y la biblioteca del CUIB cuentan con sub-redes, no así CICBAS Y CUIS que cuentan con una sola estación conectada a la red de cómputo universitaria; el Centro Universitario de Investigación en Ciencias de la Tierra (CUICT), se enlaza con la red vía módem por línea conmutada.

La administración de la Red de Cómputo Universitaria, ha tenido sus problemas, sobre todo en épocas de lluvia (con tormentas eléctricas, las cuales son frecuentes en Colima) debido a que la longitud de los segmentos de cable coaxial grueso (en algunos casos mayores de 500 metros) se energizan y dañan inevitablemente los dispositivos transceptores, que por su alto costo, en ocasiones no es posible su reposición con la celeridad requerida, siendo esto una problemática cuya única solución era la reposición del material dañado.

### **Interconexión a la Red Internet**

La Universidad de Colima, al formar parte de la red piloto de la Red Universitaria de Teleinformática y Comunicaciones (RUTYC), contaba con una salida a Internet vía satelital a través de las Universidades de Guanajuato y Autónoma de México. Este enlace al dar doble salto satelital se hacía lento en horas pico de tráfico y la probabilidad de error de esta tecnología ( $P_e \cong 1 \times 10^{-6}$ ) resulta ser menos confiable que el de la tecnología de fibra óptica

( $P_e \cong 1 \times 10^{-9}$ ) [Preciado *et al.* 1991]. La universidad solicitó su incorporación a la red MEXnet con la finalidad de poder utilizar sus recursos de cómputo y de comunicación. La Sub-secretaría de Educación Superior e Investigación Científica de la Secretaría de Educación Pública (SEIC-SEP) inició un proyecto dividiendo al país en tres regiones con la finalidad de impulsar su unión a través de redes regionales lográndose de este modo la incorporación de la Universidad de Colima a la Red de Cómputo Centro Occidente (REDCCO) formada además por las Universidades Autónoma de Nayarit, de Guadalajara, Autónoma de Zacatecas, Autónoma de Aguascalientes y Michoacana de San Nicolás Hidalgo. La Universidad de Guadalajara es el nodo en el occidente de México, de la Red Tecnológica Nacional (RTN), del Comité Nacional de Ciencia y Tecnología (CONACYT) y de MEXnet, por lo que se obtuvo un apoyo a través del programa Fondo para el Mejoramiento de la Educación Superior (FOMES), para la interconexión de las universidades que conforman REDCCO. Desde el mes de agosto de 1994, el departamento de redes cambió su enlace satelital en su comunicación al exterior, en su lugar se contrató un enlace a 64 kbps de fibra óptica Colima-Guadalajara, utilizando la Red Digital Integrada (RDI) de Telmex, específicamente al nodo occidente de la red Mexnet, instalado en la Universidad de Guadalajara; y de ahí con el resto del país y al extranjero a 2.048 Mbps. Este enlace es inmune al ruido por lo que presenta un mejor desempeño en su funcionamiento. A medida que se requiera éste enlace podrá aumentarse y tener la posibilidad de ofrecer servicios de multimedia, educación a distancia, y videoconferencia. La Universidad de Colima es la primera institución del estado en utilizar esta tecnología.

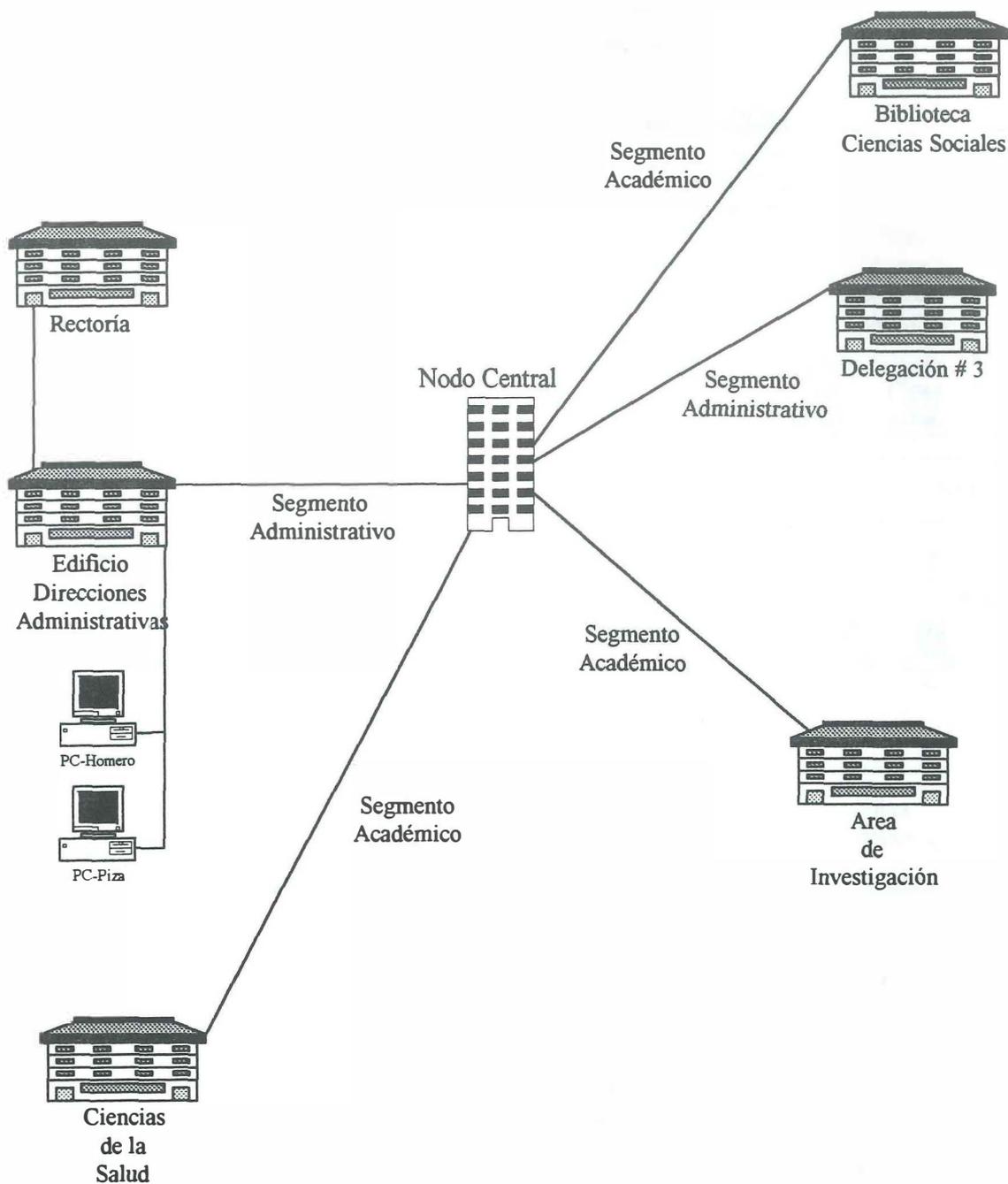


Figura 34. Estado actual red de cómputo de la Universidad de Colima.

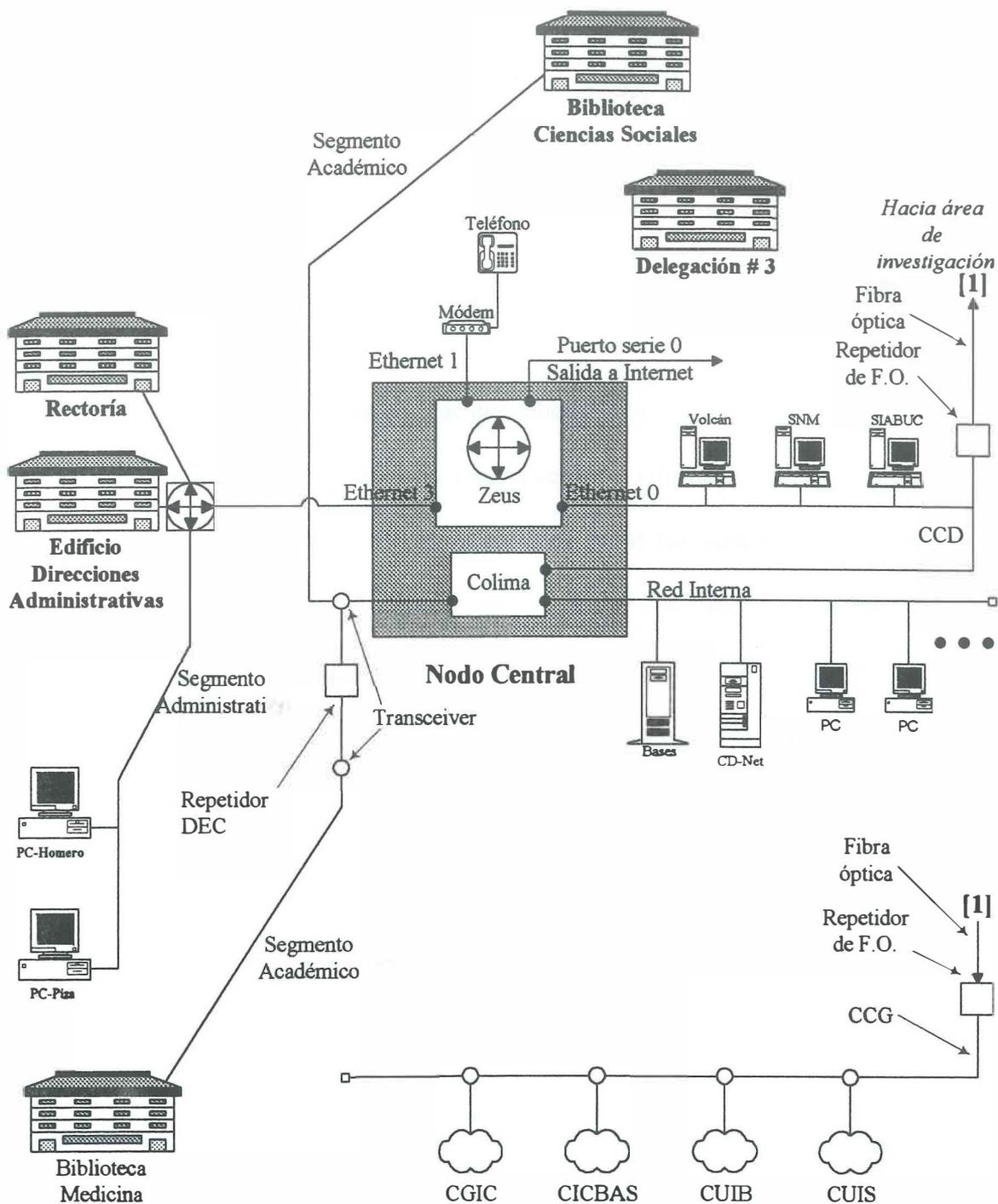


Figura 35. Esquema operativo red de cómputo de la Universidad de Colima.

### IV.3 Motivos de cambio

El Departamento de Redes de la Dirección General de Intercambio Académico y Desarrollo Bibliotecario (DGIADB), proporciona a la comunidad universitaria con la capacidad de acceder a información contenida en CD-ROMs desde sus bibliotecas y/o a bases de datos en Internet así como correo electrónico desde terminales en sus dependencias.

Se inauguró la biblioteca de las ciencias que alberga a la primer biblioteca electrónica de américa latina, y que permite entre otras cosas acceder a información contenida en medios electrónicos, tanto en CD-ROMs, como en bases de datos nacionales e internacionales vía Internet. Esta biblioteca cuenta con servidores de discos compactos -hasta 300 discos en línea localmente y 50 en línea vía Internet en su fase inicial-, además de servidores de archivos y aplicaciones, en ambiente UNIX y DOS. Se pretende prestar en un futuro mediato servicios con aplicaciones de multimedia. En esta primera etapa esta biblioteca cuenta con 100 nodos para usuarios.

Siempre con el afán de progreso y para proporcionar a sus usuarios de un enlace con mayor seguridad, se optó por el establecimiento de una troncal de alta velocidad para unir las principales bibliotecas. El Departamento de Redes, presentó en 1993 un proyecto a la SESIC solicitando apoyo a través del Programa FOMES; se obtuvo este apoyo y se llevó a cabo la instalación de la dorsal rápida conocida como FDDI.

La finalidad de esta red dorsal es dar fluidez al tráfico generado por los usuarios al hacer consulta de información contenida tanto en discos compactos, como en servicios ofrecidos

por Internet que requieren de mayor ancho de banda en su comunicación.

Con la implantación de esta Dorsal Rápida Interna (esto es un anillo de fibra óptica utilizando la tecnología FDDI), se pasa a ser una de las primeras universidades en contar con esta tecnología en su red. Esto permitirá contar con acceso a los servicios informáticos con los que cuenta la universidad en forma más expedita, eficiente y con mayor capacidad para manejar información que requieren un canal de transmisión más versátil. En su primera etapa enlaza las bibliotecas de Ciencias de la Salud, de Ciencias Sociales, el CENEDIC, el Departamento de Redes y la Biblioteca de las Ciencias.

En su primera etapa de implantación se agregó al proyecto inicial el Centro Nacional Editor de Discos Compactos (CENEDIC), para proporcionarle así un medio confiable, eficiente y de mayor ancho de banda, requerimientos esenciales para aplicaciones de multimedia. La implantación de este anillo FDDI se muestra en la figura 36 y enlaza las dependencias mencionadas con anterioridad.

La implantación de este anillo dorsal FDDI, permite centralizar herramientas como contar con bases de datos bibliotecarias en un solo servidor y el acceder a él confiablemente desde cualquier punto dentro y fuera de la universidad. Se obtienen además de los beneficios anteriormente mencionados, la disminución de interrupciones en los enlaces debido a la inmunidad al ruido y a las descargas eléctricas que presenta la fibra óptica y que no se podían alcanzar con medios como el cable coaxial.

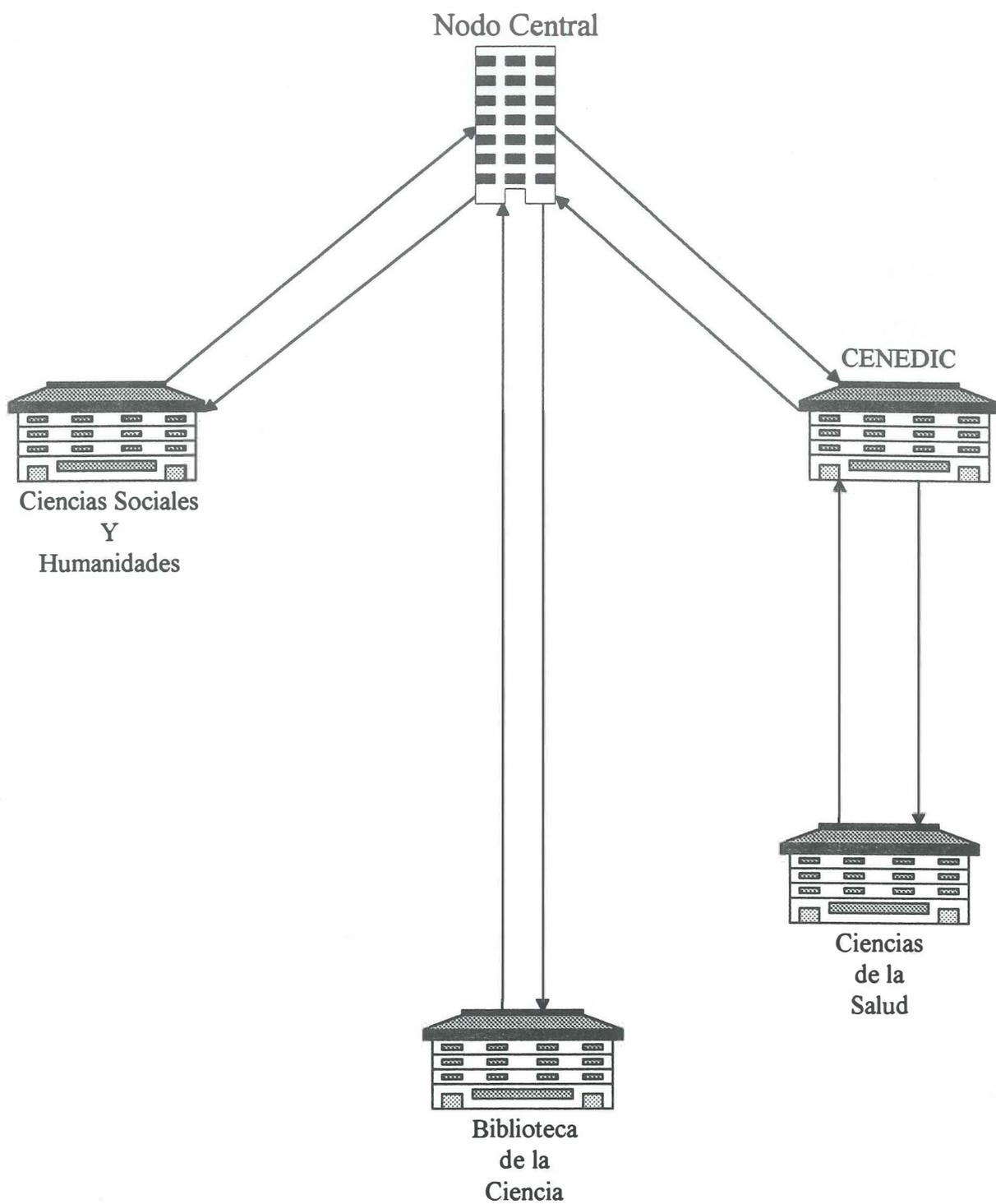


Figura 36. Anillo FDDI para la red de cómputo de la Universidad de Colima.

## **IV.4 Implantación de la FDDI**

### **IV.4.1 Equipo y material adquirido**

Para la implantación de este anillo dorsal, en lo que se refiere al equipo principal de comunicaciones que soportará el enlace FDDI y proporcionará el acceso al anillo a las RLDs a enlazar, se tiene que esto se llevará al cabo mediante enrutadores de la familia CISCO de la serie 4000 los cuales proporcionan una traslación transparente de protocolos para la configuración FDDI - Ethernet, se adquirieron 4 enrutadores marca cisco 4000 con interfaces FDDI duales y con un solo puerto Ethernet, además de una tarjeta con puerto FDDI dual para enrutador CISCO AGS + que se encontraba en operación.

En cuanto a la fibra óptica antes mencionada, a continuación se muestran las especificaciones de la que se utilizó en el caso de estudio.

#### **Características técnicas y generales del cable de fibra óptica**

- Calibre de la fibra: 62.5/125 Micras.
- No de fibras: 8.
- Aplicación: FDDI.
- Tipo de cable: instalación subterránea e interiores. Puede enterrarse directamente o enterrarse en infraestructura (tubería).
- Protección contra humedad: 5 barreras o protecciones contra humedad incluyendo bloqueadores contra agua.
- Protección mecánica: doble cubierta de polietileno negro para exteriores y cinta de acero

corrugada y traslapada (contra roedores y agentes externos).

- Protección contra temperatura: barrera de protección contra temperatura.
- Elemento de tracción: central dieléctrico.
- Carga de ruptura: 600 Kgs.
- Carga de compresión: 300 Kgs/10 cms.
- Resistencia a la torsión: 70 ciclos.
- Rango de operación: -25 a +80 grados centígrados.
- Atenuación fibra normal: 3.3 dB/Km a 1,300 nm, 1.2 dB/Km a 1,550 nm.
- Ancho de banda: 160 Mhz a 1,300 nm, 600 Mhz a 1,550 nm.
- Apertura numérica: 0.27.

#### **IV.4.2 Actividades realizadas**

##### **IV.4.2.1 Labores de cableado**

Aunque se encontraba fuera del objetivo principal de este trabajo de tesis, se coadyuvó con el departamento de redes de la U. de C. con las tareas del tendido del cable de fibra óptica y demás tareas de implantación de la infraestructura FDDI, considerando importante el cúmulo de experiencias adquiribles durante el proceso de implantación total. Dicho tendido del cable se llevó a cabo por ductos y registros sobre trayectorias existentes, con lo cual sólo se llevó a la tarea de habilitar dichas trayectorias deterioradas por la falta de uso y algunas partes de ellas inaccesibles con tan solo la referencia de su existencia.

Estos trabajos comprendieron el tendido de aproximadamente 1,800 metros de cable con lo cual se abarcó el enlace contemplado en el diseño.

#### **IV.4.2.2 Conectorización**

Una vez realizadas las labores de cableado se procedió a realizar la conectorización de los cables de fibra óptica, lo cual trajo consigo la elaboración de aproximadamente 60 conectores. Los conectores realizados fueron del tipo ST.

#### **IV.4.2.3 Configuración de equipo**

Posteriormente se realizó la tarea de configurar los dispositivos a emplearse. Dicha configuración comprende básicamente en asignar a enrutadores direcciones Internet y enmascaramientos para subredes y habilitar protocolos que manejará, muchos de los cuales vienen configurados por omisión por parte del fabricante.

#### **IV.4.2.4 Pruebas realizadas**

Primeramente se llevó a cabo el establecimiento de comunicación virtual conectando directamente los enrutadores uno enseguida del otro simulando el anillo que conformarían estando cada uno en sus respectivas localidades, para con esto verificar que la comunicación podría realizarse. Al establecerse la comunicación satisfactoriamente se procedió a realizar mediciones de potencia óptica para las diferentes trayectorias y en todos los cables, constatando la calidad de los conectores y cuantificando la pérdida de dicha potencia a lo

largo de las trayectorias, para con esto seleccionar los cables que conformarían el enlace a establecer (el cable tendido consta de ocho fibras de los cuales se utilizan cuatro cables por enlace, dos para transmisión y recepción del anillo primario y un juego semejante para el anillo secundario) obteniéndose los resultados presentados en la figura 37.

#### **IV.4.2.5 Puesta en operación**

A partir de los resultados obtenidos en la medición de atenuación de potencia óptica para cada uno de los cables y una vez configurados los dispositivos a emplearse.

Las primeras pruebas del enlace se efectuaron en las etapas siguientes:

- Utilizando los puertos de consola provistos en los enrutadores, verificando el estado de operación del anillo. Los resultados fueron satisfactorios.
- Se intercambia el puerto de consola para utilizar el puerto Ethernet provisto por el mismo enrutador, adheriendo un segmento Ethernet con estaciones provistas de programática para acceder a Internet.
- Acceso a Internet vía el enrutador principal (AGS +) y por el puerto serie conectado a Guadalajara utilizando RDI.
- Conexión de los segmentos restantes (Bibliotecas de Ciencias Sociales, de Ciencias de la Salud, el CENEDIC, etcétera) para dar capacidad de acceso a los servicios de red tanto internos como externos a toda la comunidad universitaria; es decir conformando la dorsal de alta velocidad contemplada en el diseño.

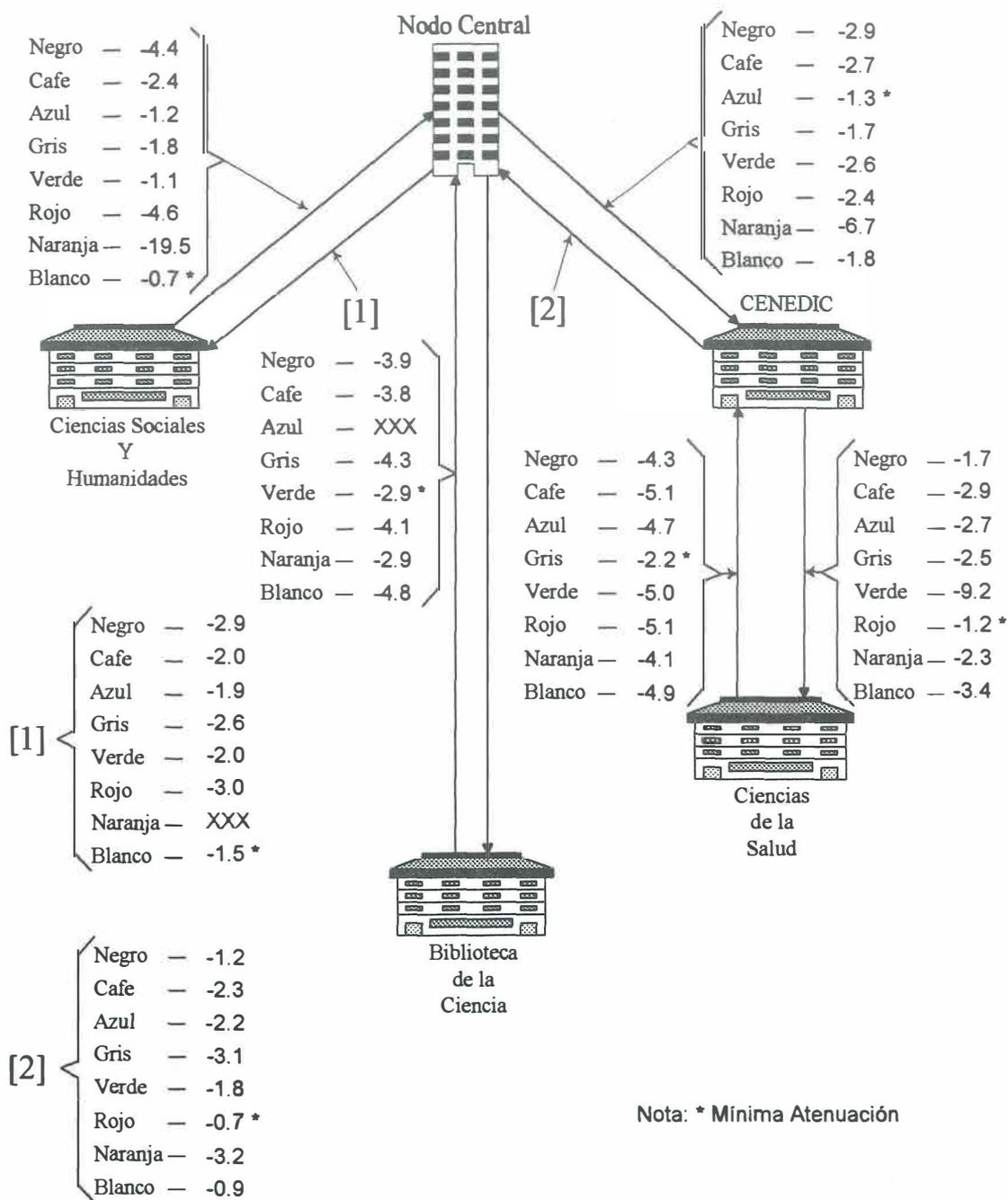


Figura 37. Mediciones de atenuación de potencia óptica en enlace FDDI.

## IV.5 Desempeño de la red caso de estudio

### IV.5.1 Ubicación del caso

Nuestro caso de estudio U. de C. por las características propias del equipo adquirido y de acuerdo a la clasificación general adoptada en la que se basa el presente trabajo, se ubica dentro de la clasificación de redes simétricas con un solo tráfico presente, este tráfico, es de la clase asíncrona. Por lo tanto, para su evaluación se empleará el modelo analizado para este tipo de redes. Dicha evaluación se llevó a cabo considerando las siguientes características:

- El tráfico pertenece en su totalidad a la clase asíncrona.
- Sus fuentes de generación de tráfico son RLD tipo ethernet a 10 Mbps.
- Cuenta con 5 nodos.
- La longitud total del enlace es de 3.5 Km.
- El tiempo de rotación de la estafeta empleado es de 5 mseg.
- El tamaño medio de paquete es de 2,048 bits.
- Los bits de encabezado son los empleados por FDDI, 160 bits.

### IV.5.2 Estudios realizados

Con los datos descritos en la sección anterior se evaluaron las ecuaciones de caracterización para este caso de estudio con los procedimientos descritos en la sección III.2.1.1. y III.4., para obtener los parámetros de operación que nos proporcionen una idea

clara de lo que está ocurriendo en nuestro anillo de comunicaciones. Esto permitirá establecer un diagnóstico en cuanto a la zona de operación de la dorsal, sus expectativas de crecimiento, etcétera, arrojándose los siguientes resultados:

En lo que respecta al caudal eficaz, en la figura 38 se muestra su comportamiento esperado ante el incremento de la carga para la dorsal U. de C.

En la figura 39 se observa la variación del ciclo medio de la estafeta esperado ante el incremento de la carga para la dorsal U. de C.

En la figura 40 se observa la variación del retardo ante el incremento de la carga para la dorsal U. de C.

También se llevó a cabo el estudio de la red en condiciones de recuperación de errores encontrando los tiempos de recuperación bajo diferentes circunstancias y su carga respectiva acumulada para tales casos. Los resultados de dichos cálculos se muestran en las gráficas presentadas en las figuras 41-44.

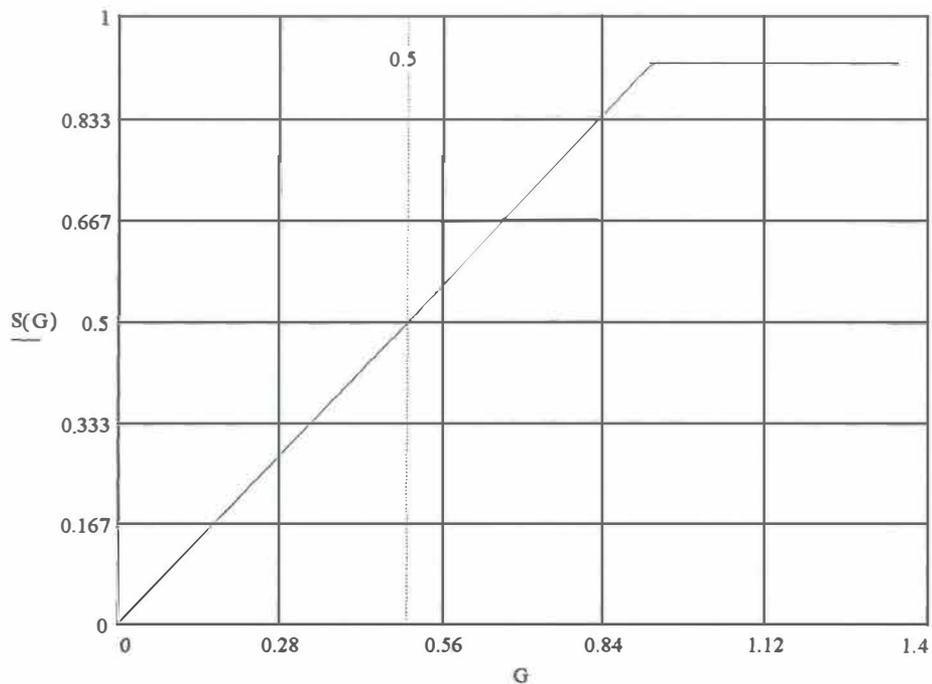


Figura 38. Caudal eficaz vs. carga ofrecida en dorsal U. de C.

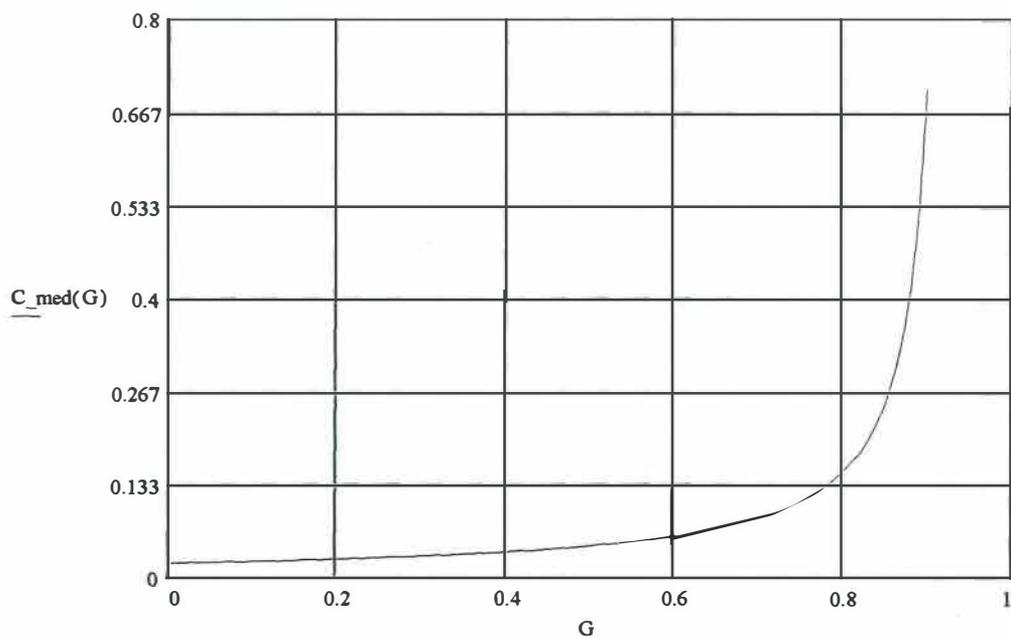


Figura 39. Ciclo medio de la estafeta vs. carga ofrecida en dorsal U. de C.

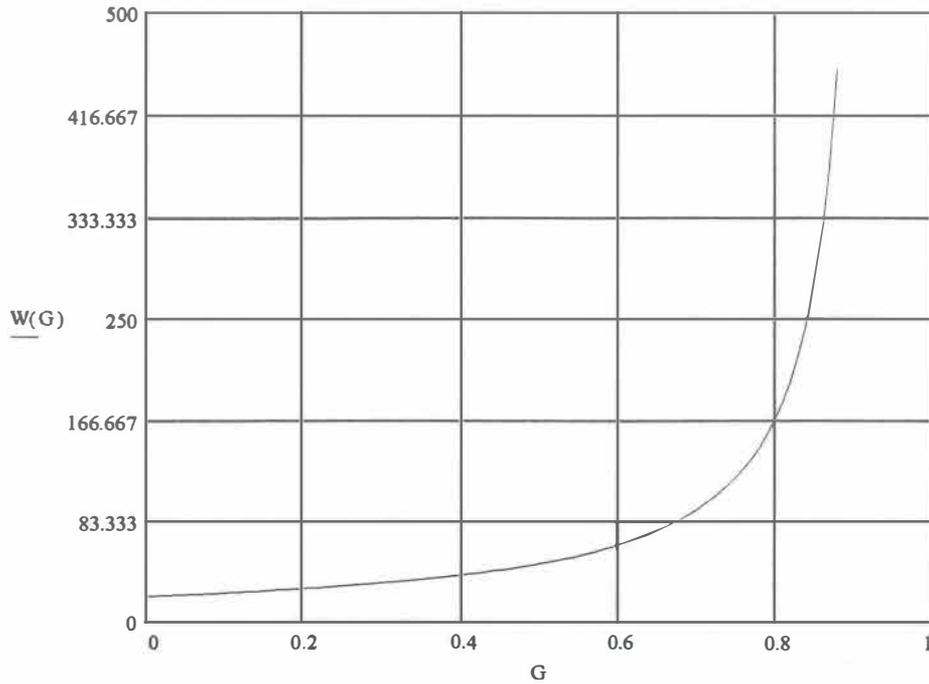


Figura 40. Retardo vs. carga ofrecida en dorsal U. de C.

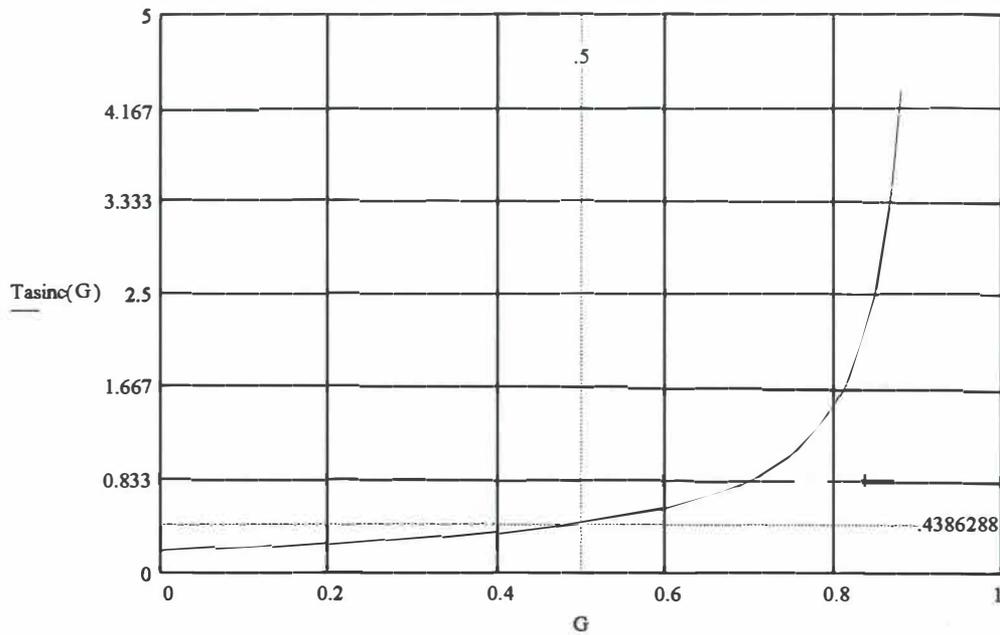


Figura 41. Tiempo de recuperación asíncrono vs. carga presente al momento de la falla. Para una falla de 0.2 seg. en dorsal U. de C.

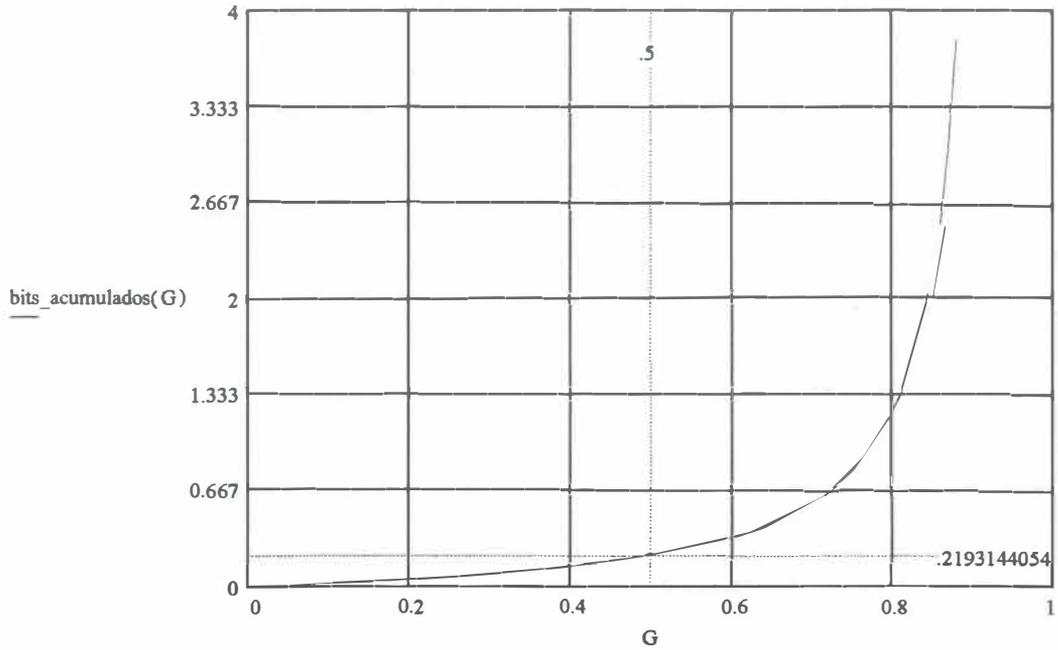


Figura 42. Acumulación de carga ante la corrección de fallas vs. carga presente al momento de la falla. Para una falla de 0.2 seg. en dorsal U. de C.

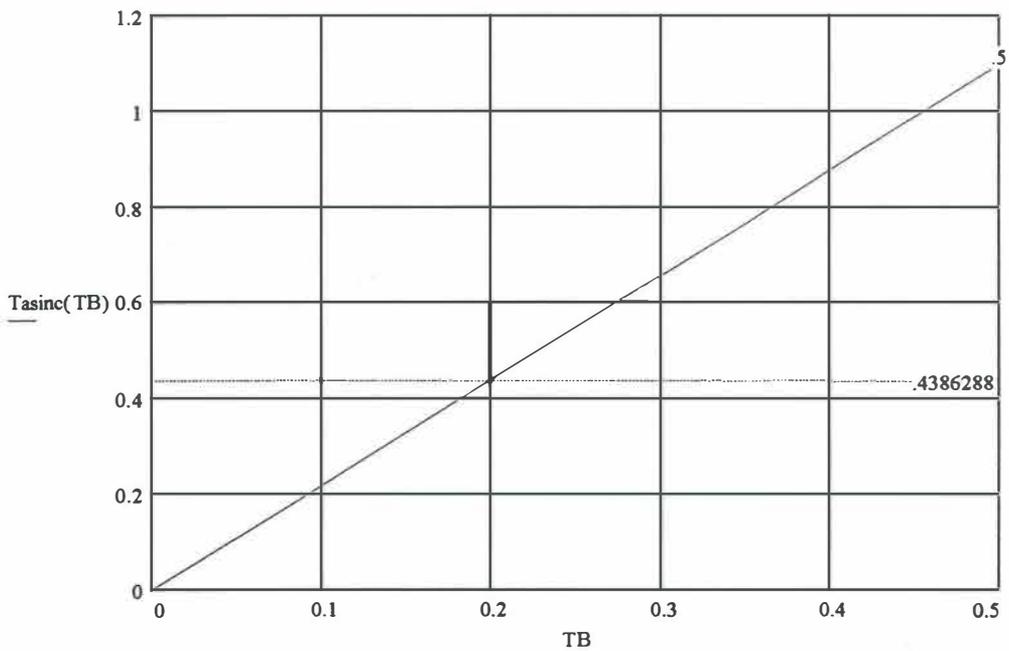


Figura 43. Tiempo de recuperación asíncrono vs. tiempo de duración de la falla. Para caso de máxima carga presente al momento de la falla = 0.5.

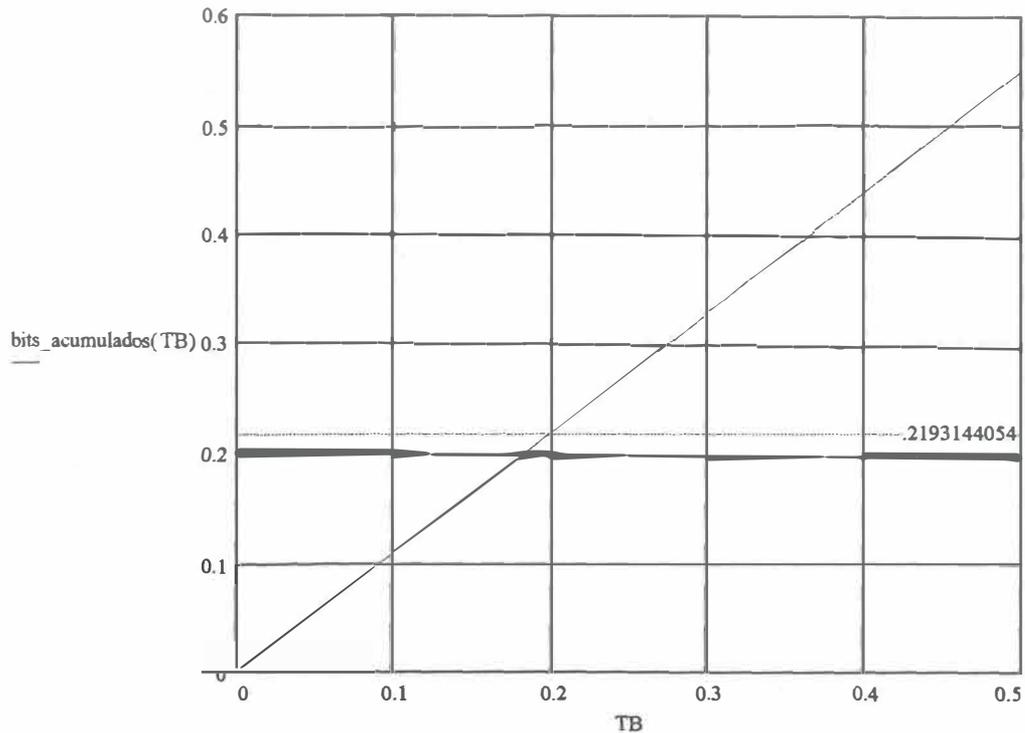


Figura 44. Acumulación de carga ante la corrección de fallas vs. tiempo de duración de la falla. Para el caso de máxima carga presente al momento de la falla = 0.5.

#### IV.5.3 Conclusiones

El análisis de los parámetros de interés encontrados mediante la evaluación de funciones de caracterización, con los valores propios de nuestro caso de estudio U. de C., nos lleva a concluir lo siguiente:

Al implantarse la dorsal siguiendo una configuración de doble anillo contrarrotacional se provee una tolerancia a fallas deseable en todo ambiente de RLD.

En base que la troncal FDDI en su etapa inicial atiende fuentes de tráfico de tipo asíncrono, que por su cantidad y debido a que son RLD tipo Ethernet con un máximo caudal eficaz ideal de 10 Mbps, se establece una zona de operación dinámica que no irá más allá del

valor de carga ofrecido de 0.5 como se puede observar en la figura 38. Es decir, analizando para el caso crítico, al tener 5 fuentes de generación de 10 Mbps cada una, la máxima carga presente en la dorsal será 50 Mbps ( $G = 0.5$ ), muy por debajo del intervalo de operación nominal de FDDI. Por lo tanto, se concluye que la dorsal proveerá servicios sin llegar a los valores de su saturación aún en el caso crítico antes mencionado no teniendo mucho que hacer con los valores por omisión del fabricante específicamente con el *TRT* ( $TRT=5$  mseg.).

Debido a que los segmentos que se adhieren a la dorsal provienen de RLDs en las cuales se llevan al cabo las funciones de enrutamiento, no todo el tráfico generado a un momento tendrá la necesidad de ir sobre la dorsal. Llevándonos esto a concluir que las expectativas de crecimiento son favorables, y que según el análisis de resultados podemos establecer que dicha dorsal podría brindar servicio satisfactoriamente al 200 % de la carga actual.

En lo que se refiere a retardos, se observa según los resultados de las gráficas 39 y 40 que estos serán mínimos, debido a las características propias favorables de la red, es decir al ser una dorsal con una trayectoria efectiva para el camino de los datos de poca distancia y al tener pocos nodos, existe poca contribución de retardo por parte del camino de la fibra (cerca de los 18  $\mu$ seg.) y poco tiempo de latencia por procesamiento nodal (3  $\mu$ seg.), lo que hace de esta dorsal un enlace confiable, además de seguro por utilizar la fibra óptica como medio de transmisión, eliminando con esto la problemática que se menciona en la sección IV.2. resultado de la inmunidad al ruido y a descargas eléctricas proporcionada por este medio.

Las características antes mencionadas nos permiten asegurar que el manejo de tráfico

síncrono podría llevarse a cabo sin afectar en forma considerable el desempeño del tráfico asíncrono, sin embargo el establecimiento de este servicio no es posible con el equipo adquirido y se tendría que realizar una actualización para proveer las características de tráfico síncrono deseadas.

En lo que se refiere a la recuperación ante la ocurrencia de errores, analizando los resultados obtenidos en las figuras 41-44, se concluye que en forma general la red será capaz de manejar la acumulación de paquetes para duración del error en caso crítico de carga de 0.4 a 0.5 seg; ya que una vez recuperado el error, la carga acumulada en este tiempo de error no rebasa los límites para los cuales el caudal eficaz de la red cae en saturación. De cualquier forma, se asegura que en caso en que el tiempo de duración de la falla sea mayor, la carga acumulada no tomará esos valores extremos debido a que la carga que se está generando, como se mencionó anteriormente, no toda circula sobre la dorsal.

En general se puede concluir que la dorsal caso de estudio proporciona un camino seguro, confiable y eficiente para el camino de los datos. Teniendo además una expectativa de crecimiento favorable.

## V CONCLUSIONES Y APORTACIONES

### V.1 Conclusiones

Con base en el objetivo planteado para este trabajo referente al análisis del desempeño de RLDs del tipo FDDI, se concluye que éste ha sido cumplido y se va más allá mediante la validación de parámetros con caso de estudio U. de C.

Las metas planteadas han sido cumplidas y plasmadas en este trabajo. Así en el capítulo II y apéndice A se proporciona la base descriptivo-conceptual que nos permite sentar las pautas a seguir en el diseño de este tipo de redes, para después profundizar el estudio mediante ecuaciones de caracterización que, mediante su evaluación nos permitieron establecer conclusiones en cuanto a desempeño de este tipo de redes. En lo que a esto se refiere en el transcurso del capítulo III se analizan los diferentes casos que cubren la clasificación completa para redes FDDI adoptada. Para posteriormente realizar la validación de modelos mediante su aplicación en caso de estudio. En forma detallada se concluye este estudio mediante los siguientes puntos:

En lo que respecta a redes simétricas se concluye que su desempeño se encuentra regido por los valores de umbral característicos para los diferentes tipos y clases de tráfico implantados. Dichos valores de umbral que establecen las zonas de operación sobre las cuales el caudal eficaz de la clase analizada no alcanzará su saturación, pueden ser manipulados mediante el parámetro de operación  $T_{Pri}$  de los nodos sobre la red, proporcionando la posibilidad de ajuste a necesidades particulares sobre ambientes

específicos, a fin de garantizar un cierto caudal eficaz para dichos nodos bajo condiciones de carga alta.

Aún cuando se encuentren implantadas todas las prioridades dentro de un ambiente de red los valores de umbral también dependerán, como se mencionó anteriormente, de los valores de los  $T\_Pri$ , pero ahora tomando en cuenta su comportamiento con respecto al valor que tenga el límite máximo de ciclo de token para la clase 0, ya que esta clase se considera en el análisis como la clase síncrona de alta prioridad. El ancho de banda asignado a esta clase depende también del valor del ciclo de la estafeta máximo soportado. Así surgen las diferencias como los casos 1 al 4 modelados cuyo comportamiento se puede observar visualizando y analizando las figuras de la 22 a la 25 (nótese que el máximo throughput alcanzable para la clase 0 será cada vez menor conforme los ciclos máximo de las otras clases implantadas sean mayores que el ciclo máximo de la clase 0). Con esto se concluye que es posible manipular mediante la elección propia de temporizadores tanto el máximo retardo permitible dentro de la red para la clase síncrona así como su ancho de banda máximo soportable.

En lo que se refiere al análisis de resultados presentados mediante la evaluación de redes asimétricas se llega al establecimiento de las condiciones de carga para los cuales cada tipo de tráfico y clase implantada se ve afectado. Aún con la complejidad involucrada en la evaluación del límite de carga máximo permisible para un servicio eficiente en cada clase implantada, es sencilla la visualización y el establecimiento de temporizadores ( $T\_Pri$ ), si se observan las condiciones en las cuales se dan dichos límites en las figuras 27 y 28, pudiendo

de esta forma establecer el valor del  $T_{Pri}$  para la carga límite de la prioridad a implantarse.

Con lo anterior se proporcionan las bases de diseño y/o diagnóstico para la clasificación completa de redes FDDI.

En lo que respecta a nuestro caso de estudio se observa el diagnóstico y se emiten algunas conclusiones que en forma general podemos resumir en los siguientes puntos:

La dorsal proveerá servicios dentro de una zona de operación que debido a las fuentes de generación de datos no llegará a las zona de saturación proporcionando eficacia en el envío de información. Sus expectativas de crecimiento son favorables debido al hecho de que la dorsal une fuentes de datos provenientes de un enrutador.

Por las tendencias actuales en aplicaciones de red, en cuanto a la naturaleza en las fuentes de tráfico, se recomienda la implantación a corto plazo de dispositivos con capacidad de manejo de tráfico síncrono, para proporcionar servicio a nuevas aplicaciones de interés entre la comunidad universitaria que utiliza su infraestructura de cómputo.

## **V.2 Aportaciones**

Discusión analítico-experimental de las diferentes configuraciones que se pueden contemplar para diseño de redes FDDI, proporcionando una herramienta útil para los diseñadores, ya que se contempla cualquier equipo existente para este tipo de redes, los cuales caen dentro de la clasificación inicial considerada.

Definición de parámetros y descripción de operación de una de las RLDs de alta velocidad.

Definición de una metodología que brinda, en caso de diagnóstico y/o diseño de sistemas FDDI, la capacidad de evaluación, en base al análisis del desempeño de dichos sistemas de acuerdo a la selección de parámetros y características particulares de las redes.

Determinación de la influencia en el caudal eficaz del retardo debido al tiempo de recuperación de errores, ya que los paquetes acumulados en dicho tiempo deberán ser atendidos al momento de recuperación.

Validación a partir del análisis, de parámetros prácticos de cuantificación del desempeño, a partir de su aplicación a la red dorsal de la U. de C. considerada como caso de estudio.

Definición de herramienta para la expedición de diagnóstico para redes FDDI para la toma de decisiones dentro de una reconfiguración acorde a las necesidades particulares del caso.

Aunque las metas de la tesis planteaban el análisis de redes académicas, se fue más allá, y aquellos modelos que se presentan se pueden emplear en forma general para cualquier tipo de redes FDDI sin importar las fuentes generadoras de tráfico ya que dichos modelos cubren todos los casos.

### **V.3 Recomendaciones**

Como resultado de la información proporcionada en este trabajo de tesis se hacen las siguientes recomendaciones:

Se recomienda el estudio de un esquema de evaluación del modelo de Markov en redes simétricas con un solo tipo de tráfico que permita la iteración para diferentes valores de

carga y así obtener un segundo modelo para diseño; así como también modelar mediante cadenas de Markov para múltiples tipos de tráfico, modelos más complejos, pero con una mayor precisión en la evaluación del desempeño.

Se considera de trascendencia y se recomienda el estudio del esquema de acceso al medio por control de anillo híbrido (HRC: por sus siglas en inglés Hybrid Ring Control), el cual se utiliza en FDDI-II; considerando a fondo su implicación e influencia en el desempeño de estas redes, cuando se incluye no sólo tráfico isócrono, sino también síncrono y asíncrono.

Con respecto al caso de estudio red dorsal de la U. de C. se recomienda: para actualizar y tener la capacidad de manejar tráfico generado por multimedia, adquirir tarjetas FDDI, que soporten estas aplicaciones, las cuales se intercambiarían por las existentes en enrutadores CISCO 4000, ya que estos equipos no tienen capacidad de expansión excepto para otros puertos Ethernet.

Para el enrutador AGS + y equipo DIGITAL, por su capacidad de expansión observada en sus especificaciones, es posible agregar otra tarjeta que soporte estas aplicaciones.

## LITERATURA CITADA

- Bernhard, A. y A. P. Jayasumana. 1994. "FDDI and FDDI-II: Architecture, Protocols and Performance". Artech House Inc., Norwood, MA. 399 pp.
- Daigle, J. N. 1992. "Queueing theory for telecommunications". Addison Wesley. Massachusetts. pp 310.
- Fortier, P. J., editor. 1992. "Handbook of LAN technology". Second edition. McGraw Hill. New York. 732 pp.
- Jayasumana, A. P. 1988. "Comment on performance of single acces classes on the IEEE 802.4 Token Bus". IEEE transactions on commmunications. Com-36 (2): 224-5.
- Jayasumana, A. P. 1989. "Throughput analysis of the IEEE 802.4 priority scheme". IEEE transactions on communications. 37 (6): 565- 571.
- Jayasumana, A. P. y N. Werahera. 1990. "Performance of fiber distributed data interface networks for multiple classes of traffic". IEEE proceedings. 137 (5): 401-408.
- LaMarie, R. O. y E. M. Spiegel. 1990. "FDDI performance analisis: delay aproximations". IEEE Global telecommunications conference and exhibition. IEEE.1990(3): 1838-1845.
- Malamud, C. 1992. "Stacks, Interoperatibility in Today's Computer Networks". Prentice Hall, Englewood Cliffs, New Jersey. 286 pp.
- Mazzaferro, J. F. 1990. "An overview of FDDI". Journal of data & computer communications. Summer 1990:15-27.
- Miller, M. A., P.E. 1991. "Internetworking, a guide to network communications LAN to LAN; LAN to WAN". M & T Books. Redwood, CA. 425 pp.

**LITERATURA CITADA (continuación)**

- Pashby, R. y S. Fry. 1993. Feature. "FDDI: Why it requires smarter troubleshooting Techniques and tools". Telecommunications. 27 (8): 41-44.
- Preciado Velasco, J. E., D. Covarrubias Rosales, A. Serrano Santoyo, R. Conte Galván, F. J. Mendieta Jiménez, J. Torres Rodríguez, C. G. López Hernández, L. I. Martínez Ríos y C. López Famoza. 1991. "Análisis y diseño de la red de comunicación para la Universidad de Colima". CICESE. pp 147.
- Radhika, R. R. 1990. "Continuous time Markov chain model for Token Ring local area network". IEEE Aerospace applications conference digest. pp 247-251.
- Sevick, K. C. y M. J. Johnson, 1987. "Cycle time properties of FDDI Token Ring protocol". IEEE transactions of software engineering. SE-13 (3):376 -385.
- Stalling, W. Ph. D. 1987. "Handbook of computer-communications standards". Vol. 2 . Howard W. Sams & company. Indianapolis. 239 pp.

## APÉNDICE A

### CARACTERÍSTICAS DE LA FDDI

#### Definición

El estándar FDDI fue desarrollado por el grupo de trabajo X3T9.5 del comité técnico X3T9 de la ANSI. Este grupo se formó oficialmente en 1979 y se involucró en el proyecto de desarrollo del estándar conocido como LDDI (del inglés "*local distributed data interface*"). Las propuestas del LDDI se basaban en cables coaxiales, encontrándose muchas limitaciones significativas. Ésto, aunado a los avances en la tecnología de fibras ópticas y sus dispositivos asociados, dieron un tiro de gracia a este estándar, para enfocar los esfuerzos al nacimiento del ahora conocido como FDDI, (del inglés "*fiber distributed data interface*") [Bernhard y Jayasumana, 1994].

El desarrollo de la FDDI toma las ventajas de muchos avances técnicos y conceptos, nuevos, para ser mucho más que una versión de alta velocidad de la venerable 802.5 (conocida en inglés como "*Token Ring*"). Con las ventajas inherentes a la utilización de la tecnología de fibras ópticas, logra un manejo de mayor ancho de banda y grandes coberturas, soportando la operación para las clases de tráfico síncrono y asíncrono mediante la utilización de un protocolo de estafeta (del inglés "token") temporizada. Así, FDDI forma parte de la nueva generación de RLDs de alta velocidad, teniendo ésta una gran aceptación en el mercado.

Pensada originalmente para ser una RLD, se ha visto a FDDI con otro propósito -formar una columna vertebral entre RLD-. Debido a que FDDI puede extenderse fácilmente

largas distancias, es rápida y estable bajo condiciones de carga, proporcionando un camino ideal para interconectar varios edificios, los cuales, tengan estructuradas sus propias RLD [Malamud,1992].

FDDI nos proporciona la facilidad de interconexión de hasta 500 nodos o estaciones sobre un camino doble de fibra óptica de hasta 100 km, con un espaciamiento máximo entre estaciones o nodos de 2 km. Durante el transcurso de la presentación se irán viendo características importantes de nuestra red de estudio.

### Ubicación del estándar

La relación del estándar FDDI al modelo de referencia de sistemas abiertos de interconexión (OSI: por sus siglas en inglés Open System Interconnection) de la organización internacional para la estandarización (ISO: por sus siglas en inglés International Standards Organization), es mostrado en la figura A1.

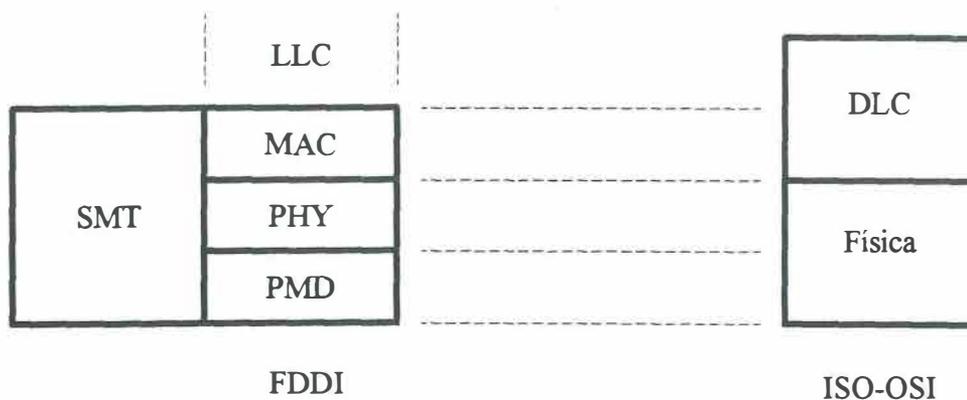


Figura A1. Relación entre capas FDDI y el modelo OSI de ISO.

Las especificaciones del estándar están contenidas para su funcionamiento dentro de 4 capas [Bernhard y Jayasumana, 1994].

- Capa dependiente del medio físico (**PMD**: del inglés Physical medium dependent layer).
- Capa física (**PHY**: del inglés Physical layer).
- Capa de control de acceso al medio (**MAC**: del inglés Medium access control layer).
- Capa de administración de estación (**SMT**: del inglés Station management layer).

### **La capa PMD**

Las características de transmisores, receptores, cables, conectores, colectores de potencia y cualquier medio físico o mecatrónica relacionada a lo eléctrico o mecánico y funcional, están especificadas en la PMD.

La PMD provee a la capa PHY todos los servicios requeridos para transportar una ráfaga digital de bits codificados de un nodo al siguiente. Esta convierte los datos codificados solicitados para transferencia por la PHY a señal óptica para su transmisión. Asimismo provee a la PHY con los datos recibidos desde el medio físico en la forma de señal eléctrica codificada NRZI. También provee a SMT con los servicios requeridos para la administración apropiada del anillo. SMT está haciendo uso de estos servicios para habilitar o deshabilitar un transmisor y operar el nodo en modo derivación. PMD avisa a ambos SMT y PHY siempre que detecta una señal en el medio.

### **La capa PHY**

PHY provee las funciones independientes del medio asociadas con la capa física de OSI. Esta provee servicios a la capa MAC y a la capa SMT. PHY decodifica las ráfagas de bits

entrantes dentro de un símbolo para ser usado por la capa MAC. Esta decodificación de datos y control de símbolos provista por la capa MAC usa codificación 4B/5B para transmisión vía la capa PMD. También marca fronteras de octetos como los requiere la MAC y establece sincronización de reloj con el flujo de bits entrante.

PHY provee a SMT con los servicios requeridos para el establecimiento y mantenimiento del anillo FDDI. La capa SMT es la encargada de monitorear el estado del anillo escuchando la señales recibidas; utiliza esta información provista por la PHY para determinar ya sea que el anillo esté operando o no.

### **La capa MAC**

Provee un acceso al medio imparcial y determinístico. Entendiendo que al decir acceso al medio imparcial un nodo no tiene ventaja accedando el medio sobre otro debido a su localización física. Y acceso determinístico implica que bajo condiciones libres de error, el tiempo que un nodo debe esperar para acceder al medio puede ser predeterminado. La capa MAC del nodo que genera la trama es responsable de removerla y habilitar la estafeta al siguiente nodo. La capa MAC también maneja las estafetas e inicializa su recuperación a partir de errores de operación en el anillo, tales como, pérdida de estafeta o estafetas múltiples.

La capa MAC reconoce la dirección de la trama recibida desde la capa PHY y pasa la trama a la capa inmediata superior, que es la capa de control de enlace lógico (LLC: del inglés Logical Link Control), si la dirección fue la de este nodo, genera las secuencias de prueba de trama para tramas salientes y verifica éstas en las tramas entrantes. Es su

responsabilidad la inserción y la eliminación de tramas del anillo así como repetir las tramas entrantes desde el nodo superior al nodo inferior.

### **La capa SMT**

La capa SMT realiza el monitoreo del desenvolvimiento de la red FDDI, para identificar y tomar las acciones correctivas ante excepciones a la operación normal. Utilizando los servicios provistos por las capas PMD, PHY y MAC, puede realizar funciones tales como inicialización del nodo, derivación del nodo en fallas, colección de estadísticas y administración en la asignación del ancho de banda entre diferentes clases de prioridad de mensajes.

El estándar SMT de FDDI define cómo configurar una o más MACs y PHYs dentro de varios tipos de nodos junto con el manejo y la corrección de condiciones de error.

El protocolo SMT actualmente consiste de tres sub-protocolos interactivos. Los sub-protocolos son: administración de anillo (RMT: del inglés Ring Management), administración de conexión (CMT: del inglés Connection Management) y el sub-protocolo administrador de trama (FMT: del inglés Frame Management) [Pashby,1993].

Esta SMT figura con mayor importancia debido a que proporciona a los administradores de red la información que necesitan para ver al interior del anillo el punto preciso del problema. SMT, como se ha mencionado, maneja el anillo FDDI, conexiones y niveles de trama. De cualquier forma, en este trabajo se visualiza únicamente a las tramas de la sub-capa FMT denominadas "tramas basadas en servicios" porque éstas son el componente de SMT que colecta información valiosa acerca de las actividades del anillo. Lo anterior debido

a que, entre otras cosas, diseminan información acerca del nodo mediante la transmisión periódica de estas tramas por cada nodo activo en la red. Estas tramas son: tramas de información de vecinos (NIFs: del inglés Neighborhood Information Frames), tramas de información de estados (SIFs: del inglés Status Information frames), tramas de reporte de estados (SRFs: del inglés Status Report Frames) y tramas de parámetros de administración (PMFs: del inglés Parameter Management Frames).

Las tramas NIF permiten a una estación determinar las direcciones MAC de sus vecinos inferior y superior, detecta duplicados de direcciones MAC y describe el tipo de estación que es éste (i.e. estación o concentrador, dual o simple, etc.). Estos son los tipos de tramas que construyen un mapa lógico del anillo, teniendo los administradores de red un vistazo de como cada estación está conectada a las otras y en que orden. Estos mapas de anillos también dan a los administradores de red penetraciones dentro de la localización de problemas severos en el anillo.

Las tramas SIFs se usan por una estación para petición o suministro de configuración e información de operación de otra estación. Por ejemplo, para grabar contadores como tramas, formatos de trama y enlaces erróneos desde todas las estaciones, estas tramas ajustan la localización de estos errores. Las tramas SIFs también contienen valores de tiempo relacionados al *TTRT* y *TRT* tiempos importantes para optimizar los niveles de desarrollo general de la red.

Las tramas SRFs permiten a una estación anunciar periódicamente condiciones y eventos que pueden ser de interés para el administrador de la red. Esas condiciones y eventos

incluyen tramas con errores recibidos comparadas con las tramas recibidas sin errores, eventos de conexión indeseable, duplicidad de direcciones, cambio de vecinos y excesivos errores en tramas MAC.

Las tramas PMFs son usadas para dar acceso a las estaciones a la base de información de administración (MIB: del inglés Management Information Base) mantenida por una estación remota. El MIB es esencialmente una base de datos de información que mantiene atributos y parámetros de una estación. Con estas tramas un administrador de red puede saber los valores mantenidos por una estación e igual cambiarlos o removerlos si es necesario.

### **Medio de transmisión**

Una de las más importantes características de la FDDI es el uso de la fibra óptica como medio de transmisión. La tecnología de fibras ópticas es un paso importante en la evolución de las comunicaciones electrónicas. Los principales beneficios de las fibras ópticas incluyen: mayor ancho de banda, baja atenuación, inmunidad electromagnética -beneficios de tal inmunidad incluyen la eliminación de interferencias, lazos a tierra y distorsión de señal en ambientes hostiles- y seguridad - el cable de fibra óptica es imposible de derivar al menos sin ser detectado.

La especificación para la capa PMD de la FDDI, recomienda una fibra óptica con un diámetro de núcleo de 62.5 micrómetros y 125 micrómetros de cubierta, con una apertura numérica de 0.275; típicamente el cable óptico grado FDDI tiene una atenuación menor a 2.5 dB/km a una longitud de onda de 1,300 nanómetros (nm), y un ancho de banda mínimo

de 500 Mhz/km a una longitud de onda de 1,300 nm [Mazzaferro, 1990].

Dentro de las especificaciones, se emite que tanto transmisores como receptores trabajen dentro de la ventana de 1,300 nm con un nivel mínimo de potencia de salida en el transmisor de 16 decibeles por miliwatt (dBm) y con una sensibilidad en el receptor de 27 dBm - ésta es la mínima potencia requerida en el receptor para garantizar un BER (del inglés Bit Error Rate) de  $2.5 \times 10^{-10}$  [Fortier, 1992].

La estación se adhiere al anillo mediante una interfaz de conexión al medio (MIC: del inglés Media Interface Connector), que consiste de un montaje duplex de cable de fibra óptica con polaridad para su correcta conexión.

Las especificaciones FDDI han sido extendidas para cubrir fibra monomodo (8-10 micrómetros) con el propósito de incrementar la máxima distancia permitida entre dos estaciones. Permitiendo con esto una separación entre estaciones de 60 km. También está siendo desarrollada una alternativa para fibra de bajo costo, con la limitante de soportar sólo 500 m de separación entre dos estaciones consecutivas.

### Formatos de trama

El primer formato de una trama FDDI, es la estafeta, la cual consiste de cuatro campos y está compuesta como se muestra en la siguiente figura [Miller, 1991].

Preámbulo (16 símbolos) (64 bits)	S.D. (2 S) (8 bits)	F.C. (2 S) (8 bits)	E.D. (2 S) (8 bits)
--------------------------------------	------------------------	------------------------	------------------------

Figura A2. Formato de la estafeta para FDDI.

- El preámbulo (16 símbolos) se utiliza para sincronización, prepara a cada estación para la recepción de la trama.
- SD (del inglés Starting Delimiter): delimitador de inicio (2 símbolos), indica el inicio de la trama, consiste de un patrón de señalización diferente al resto de la trama. Esto debido a los símbolos que utiliza para su identificación



J = Símbolo J.

K = Símbolo K.

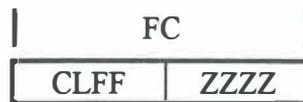
- FC (del inglés Frame Control): campo de control de trama (2 símbolos), define el tipo de trama y su función. Consiste de los siguientes sub-campos:

**C:** Clase de trama, asíncrona (0) o síncrona (1)

**L:** Longitud de la dirección de la trama, 16 (0) o 48 bits (1))

**F:** Formato de trama, define datos LLC (01) o MAC(00), 10 y 11 reservados para futuras implantaciones

**Z:** Son utilizados para proveer información de prioridad además de sub-dividir las trama en tipos.



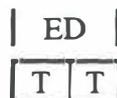
Su información más a detalle está dada en la siguiente tabla.

Tabla AI. Campo de control de trama.

CLFF ZZZZ	Descripción
0X00 0000	Evitada, lógicamente no es una trama
1000 0000	Estafeta no restringida
1100 0000	Estafeta restringida
<u>Tramas MAC</u>	
1L00 0001	Usada por protocolo MAC
↓	↓
1L00 1111	Usada por protocolo MAC
1L00 0010	MAC guía
1L00 0011	MAC petición
<u>Tramas de administración de estación</u>	
0L00 0001	Usada por protocolo SMT
↓	↓
0L00 1111	Usada por protocolo SMT
CL01 r000	LLC contiene datos de usuario
↓	↓
CL01 r111	LLC contiene datos de usuario
0L01 rPPP	Transmisión asíncrona con prioridad PPP
1L01 r000	Transmisión síncrona
<u>Tramas Reservadas</u>	
CL10 r000	Reservada para implementación
↓	↓
CL10 r111	Reservada para implementación
CL11 rrrr	Reservado para una versión futura del estándar

X = bit 0 o 1  
r = Reservado para futura estandarización  
C = Bit de Clase  
L = Bit de longitud

- **ED** (del inglés Ending Delimiter): delimitador de fin (2 símbolos), indica el final de la trama.



T = Símbolo de fin

El segundo formato es la llamada “trama” FDDI, ésta agrega cuatro campos entre el FC y ED y está formada por: inicio de secuencia de trama (**SFS**: del inglés Start of Frame Sequence), cobertura de secuencia de chequeo de trama (**FSC**: del inglés Frame Check Sequence) y final de secuencia de trama (**EFS**: del inglés End of Frame Sequence) y está compuesta como se muestra en la siguiente figura.

SFS		Cobertura de FCS					EFS	
PA	SD	FC	DA	SA	INFO	FCS	ED	FS
(16S)	(2S)	(2S)	(12S)	(12S)	(xxS)	(8S)	(1S)	(3 S)
(64b)	(8b)	(8b)	(48b)	(48b)	(xxb)	(32b)	(4b)	(12b)

Figura A3. Formato de trama para FDDI.

- **DA** (del inglés Destination Address): dirección destino (4 o 12 símbolos, mismo formato que IEEE 802)
  - **SA** (del inglés Source Address): dirección fuente (debe ser igual a DA en longitud)
- El estándar especifica que una mezcla de direcciones de 16 y 48 bits puede ser empleada por FDDI [Stalling, 1987]. El campo de dirección destino puede contener una dirección singular (en inglés unicast), de grupo (en inglés multicast) o todas las estaciones (en inglés broadcast), mientras la dirección fuente identifica sólo a la estación que envió la trama. Los diferentes esquemas de direccionamiento son vistos por diferentes formatos de los campos de dirección y son tratados un poco más adelante.
- **INFO** Información: contiene cualquier información destinada para un protocolo de

capas superiores o información de control (longitud variable).

- **FCS** (del inglés Frame Check Sequence): secuencia de chequeo de trama, un CRC (del inglés Cyclic Redundancy Check) de 32 bits (8 símbolos), este campo es llenado con el CRC calculado por la estación fuente, valor que depende del contenido de la trama. La estación destino recalcula el valor para determinar si la trama pudo haber sido alterada en su trayecto. Si es así la trama se descarta.
- **ED** (del inglés Ending Delimiter): delimitador de fin (1 símbolo, ver nota) indica el final de la trama.



T = Símbolo de fin

Nota :El delimitador de fin tiene 8 bits de longitud para la estafeta y 4 bits de longitud para las otras tramas. La variación es para que las tramas ocupen un número entero de octetos.

- **FS** (del inglés Frame Status): estado de la trama incluye detección de error (E), reconocimiento de dirección (A) y copiado de trama (C), como en IEEE 802.5 (cada indicador es representado por 1 símbolo), permite a la estación fuente determinar si un error ocurrió y si la trama fue reconocida y copiada por la estación receptora. Puede contener información de control acoplada, cuyo uso es definido en la implantación. Si esto se realiza se agrega un número de símbolos y termina con un símbolo de fin (T).



R = Símbolo de puesta a cero, representa “apagado” o “falso”.

S = Símbolo de puesta a uno, representa “encendido” o “verdadero”.

T = Símbolo de fin.

Figura A4. Formato del campo de estado de trama.

Los formatos de los campos de dirección para la FDDI son mostrados en la figura A5. El primer bit es siempre puesto a cero en el campo de la dirección fuente. En el campo de la dirección destino el primer bit es puesto a cero para indicar una dirección individual y a uno para indicar una dirección de grupo. Una dirección de grupo de todos 1s es una dirección para todas las estaciones activas sobre la red.

Para campos de dirección de 48 bits, el segundo bit en los campos de direcciones fuente y destino es puesto a cero para indicar una dirección administrada globalmente y a uno para indicar una dirección administrada localmente. La naturaleza de estas direcciones va más allá del alcance del estándar. Probablemente, las direcciones administradas globalmente pueden ser usadas para asignar una dirección única a cada estación alrededor de múltiples redes y puede ser administrada por algún cuerpo corporativo o alguna organización nacional o internacional de estándares.

Aunque la estructura exacta (idéntica a la IEEE 802.5) de direcciones de 15 o 46 bits no está definida en el estándar, FDDI incluye una estructura recomendada para futuros estudios.

El estándar especifica que una mezcla de direcciones de 16 y 48 bits puede ser empleada

sobre el anillo. Todas las estaciones tendrán la capacidad de emplear direcciones de 16 bits. Una estación con únicamente 16 bits de dirección será capaz de estar funcionando en un anillo con estaciones que operen con direcciones de 48 bits. Así, la estación de 16 bits será capaz de:

- Repetir tramas con direcciones de 48 bits.
- Reconocer si la dirección es para todas las estaciones de 48 bits (todos unos).
- Reaccionar correctamente a tramas de petición y ráfagas con direcciones de 48 bits.

Una estación que usa direcciones de 48 bits tendrá un mínimo de capacidades con direcciones de 16 bits, tales que la estación:

- Tendrá una completa funcionalidad con direcciones individuales de 16 bits.
- Reconocerá si la dirección es de todas las estaciones de 16 bits (todos unos)



2a) Formato de 16 bits. (7 número de anillo y 8 número de estación)



b) Formato de 48 bits. (14 número de anillo y 32 número de estación)

I/G = 0 Dirección individual.

I/G = 1 Dirección de grupo.

U/L = 0 Dirección administrada globalmente.

U/L = 1 Dirección administrada localmente.

Figura A5. Formato de Direcciones.

## Codificación

El nivel de enlace de datos de comunicación en sistemas FDDI utiliza el esquema de codificación 4B/5B. En este esquema cada grupo de 4 bits es codificado en grupos de 5 bits llamado un símbolo. Esta codificación produce un 80 % de eficiencia a partir de tomar 5 bits para transportar 4 bits de información. Los símbolos son definidos por los números en hexadecimal del 0 al F y también por un número de funciones específicas de comunicación. La tabla AII muestra los símbolos usados en esta codificación 4B/5B [Fortier,1992]. El sistema de codificación 4B/5B es un esquema de transmisión de datos en serie autosincronizado (del inglés self - clocking). Como tal, los 5 bits de cada símbolo se seleccionan de tal forma que garanticen líneas de transición mínimas de 3 tiempos de bit intermedios. La transmisión actual de los datos se realiza usando el esquema de transmisión no retorno a cero invertido (NRZI: del inglés Nonreturn to Zero Inverted) en lugar de una transmisión binaria normal.

Escencialmente mediante el NRZI la presencia de un dato binario 1 causa un cambio de nivel en la señal a transmitirse mientras un cero no lo hace. La presencia de una transición al principio de un tiempo de bit indica que un uno binario sería decodificado en la recepción. En el 4B/5B de la tabla AII, los símbolos no tienen más de tres ceros consecutivos. Esto asegura la transmisión de un uno y por lo tanto una transición al menos cada 3 tiempos de bit. Estas transiciones son utilizadas para sincronizar la circuitería de recuperación del reloj en el receptor y mantener la sincronización. La figura A6 muestra un ejemplo de transmisión de datos usando el método de codificación 4B/5B con transmisión NRZI.

*Tabla AII. Código empleado por FDDI.*

Símbolo	Codificado 4B/5B	Uso
Hex 0	11110	0000 Binario
Hex 1	01001	0001 Binario
Hex 2	10100	0010 Binario
Hex 3	10101	0011 Binario
Hex 4	01010	0100 Binario
Hex 5	01011	0101 Binario
Hex 6	01110	0110 Binario
Hex 7	01111	0111 Binario
Hex 8	10010	1000 Binario
Hex 9	10011	1001 Binario
Hex A	10110	1010 Binario
Hex B	10111	1011 Binario
Hex C	11010	1100 Binario
Hex D	11011	1101 Binario
Hex E	11100	1110 Binario
Hex F	11101	1111 Binario
H	00100	Paro, fuerza interrumpiendo sistema
I	11111	Disponible, no transmitiendo datos
J	11000	Estafeta, mensaje y guía, comienzo de señal de trama
K	10001	Estafeta y guía, comienzo de señales de trama
Q	00000	Silencio, no señal transmitida
T	01101	Termina, fin de señal para estafeta, mensaje y guía
S	11001	No transmitiendo un símbolo excepto en trama de estados o estafeta; también denota un uno lógico (puesta a uno)
R	00111	No normalmente enviando un dato; también denota un cero lógico (puesta a cero)
V o H	00001	Inválido/paro, símbolo ilegal
V o H	00010	Interpretado como paro (H)
V o H	01000	.
V o H	10000	.
V	00011	.
V	00101	.
V	00110	.
V	01100	.

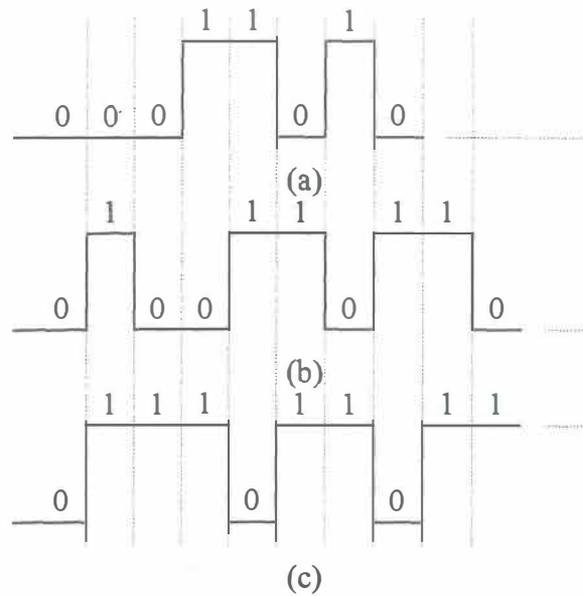


Figura A6. Esquema de codificación FDDI: (a) representación binaria de 1A Hex, (b) codificación 4B/5B de (a), y (c) codificación NRZI de (b).

### Método de acceso

Una vez descrita la estructura de las tramas FDDI, se abordará el algoritmo de la capa MAC, empezando por su operación básica, sin el uso de prioridades o funciones de mantenimiento del anillo.

Una estación que desea transmitir espera hasta que una trama de estafeta llegue, indicado con un campo FC cuyos bits FF están puestos a 00 y los bits ZZZZ a 0000. La estación toma la estafeta absorbiendo el resto de ella del anillo antes que la totalidad del campo FC sea repetido. Después de que se captura completamente la estafeta, la estación puede comenzar a transmitir tramas. La estación puede continuar transmitiendo hasta que no tenga más datos por transmitir o hasta que el *tiempo de posesión de la estafeta (THT)*

expire. Al finalizar las transmisiones, el nodo transmisor soltará la estafeta, ya sea en forma aislada en el caso de finalizar sus transmisiones antes que el *tiempo de posesión de la estafeta (THT)* expire, o al final de la última trama en caso de que éste haya expirado [Stallings, 1987].

Otras estaciones que están también a la espera de tramas, copian y repiten las tramas entrantes. En el caso que detecte su dirección, el nodo también copia la trama dentro de una memoria almacenadora local para ser manejada por protocolos de capas superiores. Cada estación realiza el chequeo de las tramas entrantes y puede colocar el indicador “E” si un error es detectado. Si una estación detecta su propia dirección, coloca el indicador “A”; y eventualmente el indicador “C”. Esto permite a la estación originadora diferenciar tres condiciones:

- Estación inexistente/inactiva
- Estación existente pero trama no copiada
- Trama copiada

La estación que originó una trama es responsable de purgar la trama del anillo. Cada trama transmitida es absorbida a su retorno por la estación originadora. Los indicadores de estado (E, A, C) en el delimitador de fin, son examinados para determinar el resultado de la transmisión. Como quiera que sea, si un error se reporta, el protocolo MAC no intentará retransmitir la trama. Esto será responsabilidad del LLC o algún protocolo de capas superiores.

La figura A7 proporciona un caso simple para la comprensión del sistema de acceso,

poniendo como ejemplo una configuración sencilla sobre la cual se desarrolla una comunicación.

En el ejemplo mostrado y para fines de simplificación, ya se llevó a cabo el proceso de inicialización, que será explicado posteriormente, y la comunicación se realiza sin utilizar algunas variantes del esquema de acceso de FDDI como lo son: el uso de los modos con restricciones o el uso del esquema de prioridades, los cuales también serán descritos a detalle en apartados posteriores y que son muy comunes en este tipo de sistemas, ya que gracias a estos es grande la popularidad y la aceptación alcanzada en el mercado por el estándar.

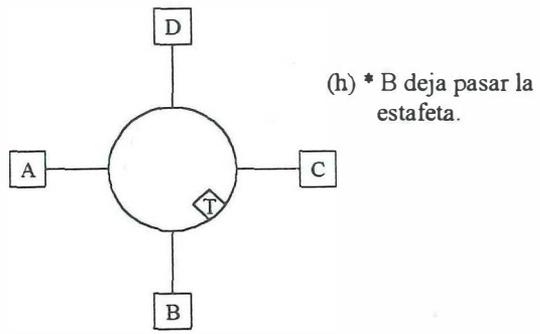
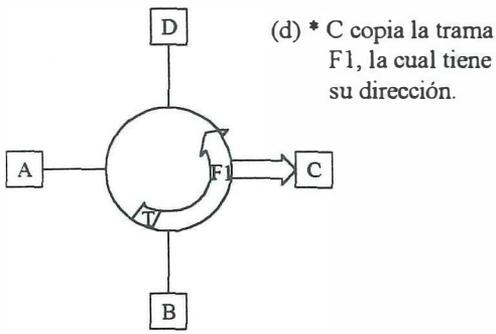
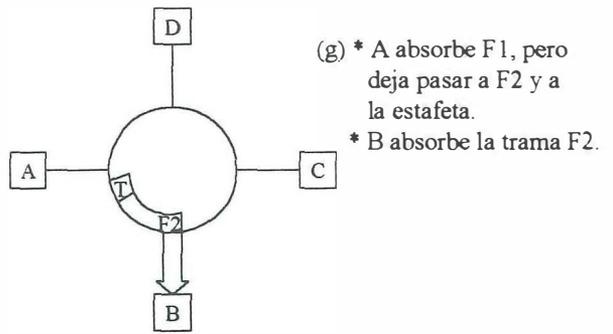
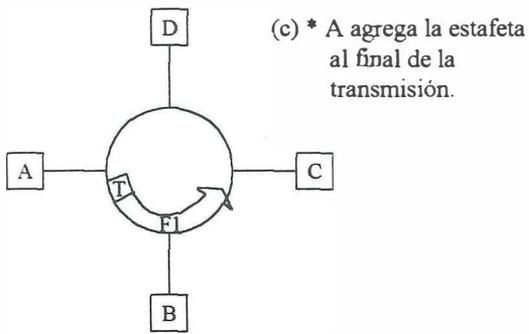
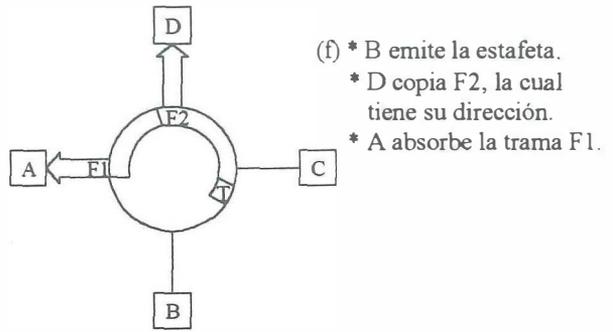
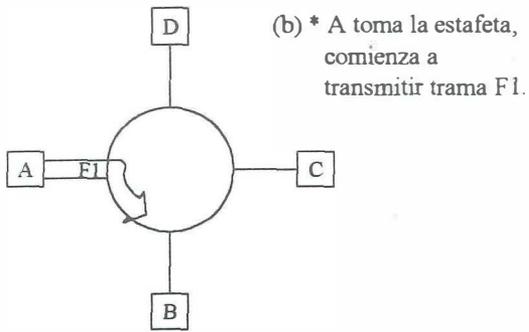
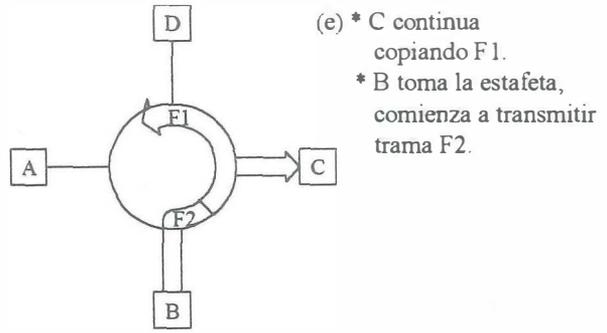
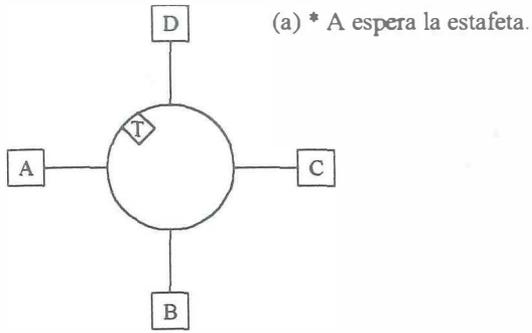


Figura A7. Ejemplo del método de acceso a comunicación utilizado por FDDI.

### Procedimientos complementarios de funcionamiento

A parte del proceso de transmisión, existen algunos procedimientos que llevan a cabo funciones tales como la inicialización, y/o la recuperación de fallas. Así, durante el proceso de inicialización, cada entidad MAC debe implantar una serie de relojes y contadores. Los principales objetivos de estos relojes y contadores son los siguientes:

- Permitir la inicialización del  $TRT$ .
- Permitir una recuperación rápida de errores en el anillo.
- Auxiliar en la recolección de estadísticas del anillo para SMT.

La tabla AIII proporciona una serie de variables utilizadas en la negociación del parámetro de operación del anillo  $T_{Opr}$ .

Tabla AIII. Variables de temporización.

Parámetro	Descripción
$TTRT$	Tiempo objetivo de rotación de la estafeta
$TRT$	Tiempo de rotación de la estafeta
$T_{Max}$	Máximo $TTRT$ a ser soportado por ese nodo
$T_{Min}$	Mínimo $TTRT$ a ser soportado por ese nodo
$T_{Bid}$	Valor declarado para $TTRT$ recibido en un trama de petición
$T_{Req}$	$TTRT$ solicitado para estaciones síncronas
$T_{Neg}$	$TTRT$ negociado durante el proceso de petición
$T_{Opr}$	$TTRT$ operativo durante el proceso de petición

El  $T_{Min}$  y el  $T_{Max}$  son los valores mínimo y máximo del  $T_{Opr}$ , respectivamente, que

soportará ese nodo y será útil para operar apropiadamente. El  $T_{Req}$  es el valor requerido del  $TRT$  para tráfico síncrono en un nodo y se usa como la base del valor declarado por el nodo.  $T_{Bid}$  son valores usados en la recepción y transmisión de estados de máquinas durante el proceso de petición.

Es importante notar que el  $TRT$  es un reloj mecánico el cual es incorporado dentro de cada nodo, mientras que el  $TTRT$  es un valor el cual es negociado durante el proceso de inicialización.  $TTRT$  es sinónimo de  $T_{Opr}$ . El estándar diferencia el  $T_{Neg}$ , el cual es un variable recibida como estado de la máquina y  $T_{Opr}$  el cual es una variable transmitida como estado de la máquina; en un nodo ambos tienen el mismo valor operativamente.

En lo que respecta a los contadores y relojes utilizados en el proceso de transmisión, la tabla AIV proporciona una lista de ellos.

*Tabla AIV. Temporizadores y contadores usados en la transmisión de datos.*

Parámetro	Descripción
$TRT$	Tiempo de rotación de la estafeta
$T_{Opr}$	$TTRT$ operativo negociado durante el proceso de petición
$Late\_Ct$	Contador de retrasos
$THT$	Tiempo de retención de la estafeta
$TVX$	Tiempo válido de transmisión

El  $Late\_Ct$  se incrementa cada vez que el  $TRT$  expira y no se recibe una estafeta. Se utiliza para detectar condiciones de error. El  $THT$  es el máximo tiempo que se puede retener

la estafeta y es utilizado para controlar las transmisiones asíncronas de manera dinámica; mientras el *TVX* es un respaldo mecánico que se usa para prevenir algunos errores de mal cálculo del *THT*.

### **Procedimiento de inicialización**

Cuando una red se inicia por primera vez o un nodo nuevo es puesto en operación sobre la red, el nodo ejecuta un proceso de inicialización. SMT utiliza dos pasos para inicializar la MAC. El primero de estos pasos, prueba la MAC en modo de lazo de retorno, y entonces deja esto para intentar ir sobre el anillo. La figura A8 presenta un diagrama de flujo del proceso de inicialización. Cuando un nodo es encendido la variable booleana *Ring\_Op* es limpiada y el *TTRT* es inicialmente puesto a *T\_Max*. El nodo permanece en estado ocioso, repitiendo las ráfagas de bit entrantes hasta que captura una estafeta o expira el *TTRT* con el contador de retrasos habilitado.

Si una estafeta se recibe o el *TRT* ha expirado al menos dos veces, entonces comienza el proceso de petición de la estafeta. El propósito de este período de retardo es por si acaso algunos nodos están entrando a la red, lo hagan ordenadamente. El proceso de petición de la estafeta es muy rápido, ya que toma únicamente unas cuantas latencias de anillo para ejecutarse.

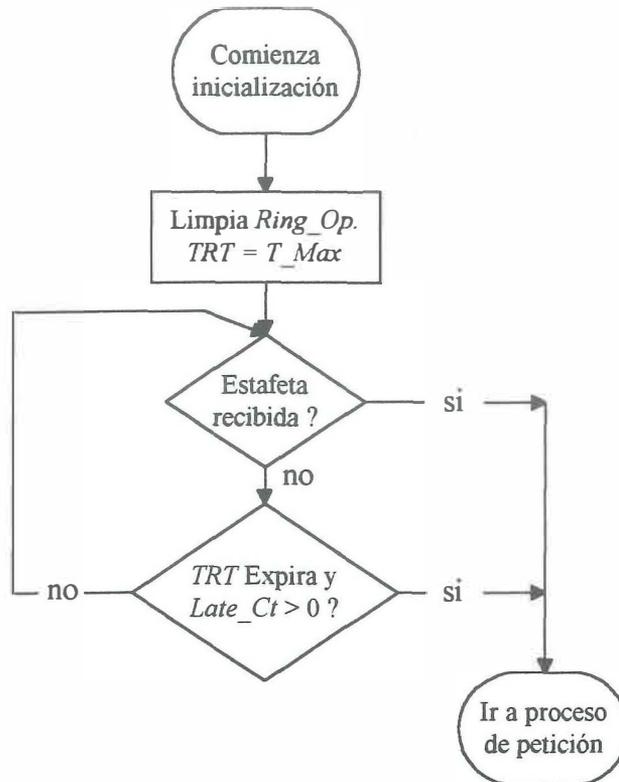


Figura A8. Diagrama de flujo procedimiento de inicialización.

### Proceso de petición

En el proceso de petición (mostrado en la figura A9), todos los nodos sobre la red reclaman el derecho de inicializar la red. Un nodo recibe la trama de petición y compara el valor del  $T\_Bid$  declarado en dicha trama de petición recibida con su  $T\_Req$ . Si  $T\_Req$  es menor que el  $T\_Bid$ , el actual nodo a ganado la petición y sustituye su  $T\_Req$  por el  $T\_Bid$  antes de pasar la trama de petición al siguiente. Si fuese igual, el nodo con la longitud de dirección de la estación mayor gana la petición. Si pierde la petición, el  $T\_Neg$  del actual nodo es puesto al  $T\_Bid$  antes de pasar la trama de petición al siguiente [Pashby,1993].

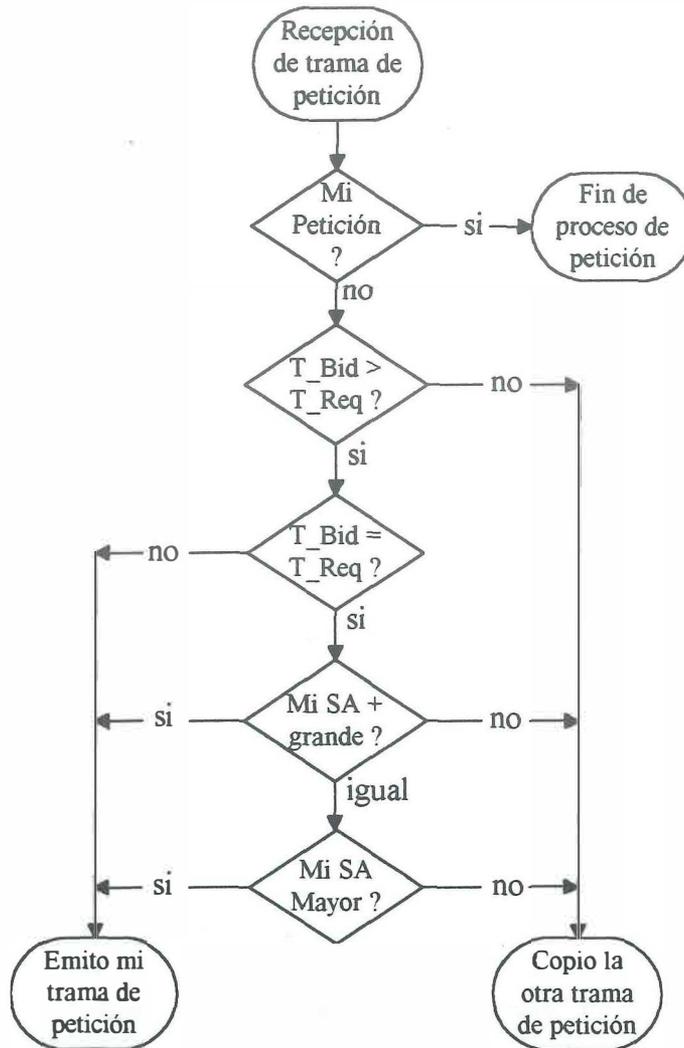


Figura A9. Diagrama de flujo proceso de petición.

El proceso de petición se termina cuando un nodo recibe su propia trama de petición de regreso. En este punto todos los demás nodos tendrán puestos sus  $T\_Negs$  al  $T\_Req$  del nodo ganador. El  $TRT$  es puesto a  $T\_Neg$  y el  $Ring\_Op$  es habilitado. El nodo ganador ahora emite la primera estafeta sin restricciones. Como todos los nodos hacia abajo permanecen con sus  $Ring\_Ops$  inactivos, la estafeta no será capturada en la primera

rotación. Sobre la segunda rotación, los nodos síncronos pueden comenzar a transmitir. Sobre la tercera y subsecuentes rotaciones, los nodos asíncronos pueden también empezar a transmitir si hay ancho de banda disponible. En el protocolo de asignación de ancho de banda síncrono, el ancho de banda síncrono es controlado y asignado por SMT. El estándar proporciona únicamente unas líneas guía en el diseño de tal protocolo, pero no el algoritmo propiamente dicho.

### **Proceso guía**

El proceso guía comienza cuando un nodo hace intentos insatisfactorios del proceso de petición. Si el *TRT* expira durante el proceso de petición, el nodo emite una trama guía. Todos los nodos reciben tramas guía, que repetirán además de las propias. El proceso se termina una vez que el nodo recibe su propia trama guía de regreso. En este punto el proceso de petición se reintenta. Si el proceso guía no termina en un tiempo límite pre-especificado, RMT (del inglés ring management) terminará su tiempo y declarará una condición de detener el proceso guía. Esto no es mostrado en el nivel de proceso guía de la capa MAC, porque la capa MAC no toma en cuenta esto.

El proceso guía no se inicia durante una operación normal del anillo. Esto requiere un mal funcionamiento de un nodo o un rompimiento en el cable físico. El procedimiento guía es mostrado en la figura A10.

### Temporizadores en el proceso de transmisión

Durante el proceso de transmisión, cada vez que un nodo libera la estafeta, carga el valor de  $T_{Opr}$  dentro del  $TRT$ . Este contador empieza a decrementar hasta que alcanza el valor de cero. Si éste alcanza el valor de cero antes que una estafeta válida sea recibida, se dice que ésta ha sido retrasada y el contador de retrasos ( $Late\_Ct$ ) se incrementa. Si  $TRT$  expira por segunda vez antes que una estafeta válida sea recibida, existe una condición de error y el procedimiento de recuperación se inicia. El reloj de retención de la estafeta ( $THT$ ) es usado para controlar las transmisiones asíncronas de una manera dinámica. Cuando una estafeta válida se recibe y el  $Late\_Ct$  no está activo, pueden comenzar las transmisiones de datos asíncronos. En este caso, el  $THT$  es puesto a  $T_{Opr}$  menos  $TRT$  y el nodo puede transmitir hasta que  $THT$  expire.

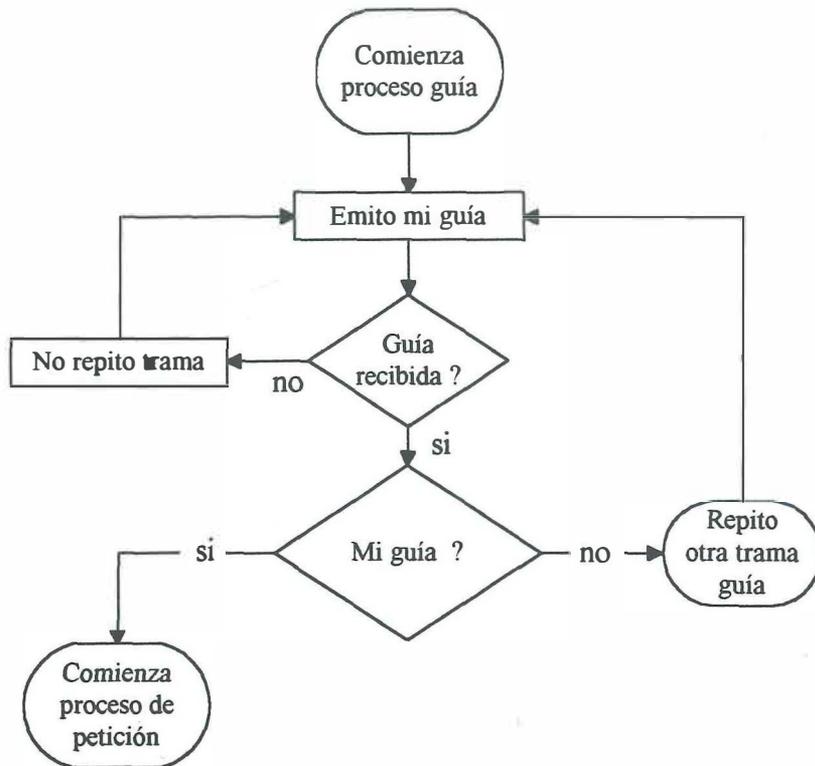


Figura A10. Diagrama de flujo proceso guía.

## APÉNDICE B

### Metodología de solución de matriz generadora infinitesimal para modelo de Markov.

La incógnita del problema es el vector de probabilidad fijo  $\Pi(t)$  conteniendo los valores probabilísticos de ocurrencia de los estados.

La solución al sistema está dada por [Daigle,1992]:

$$\frac{d}{dt}\Pi(t) = \Pi(t) \times Q \quad (89)$$

Donde  $\Pi(t)$  es el vector incógnita a resolver. Proporcionando las probabilidades de ocurrencia de estados:

$$\Pi(t) = [\Pi_0(t) \ \Pi_1(t) \ \dots \ \Pi_k(t)] \quad (90)$$

Y  $Q$  es la matriz generadora infinitesimal de la forma como se muestra en la figura A, se obtiene plantenado las ecuaciones de balance (las probabilidades de llegada a un estado son iguales a las probabilidades saliendo del mismo), a partir del diagrama de transición entre estados mostrado en la figura 28. Su obtención se realiza mediante una función general que nos proporcione el llenado de la matriz de manera acorde a los valores de los estados.

Así  $\Pi(t)$  tiene una solución general dada por:

$$\Pi(t) = \Pi(0) e^{Qt} \quad (91)$$

				$\textcircled{r:j}$							
				$\Pi_x$							
	$\Pi_0$	$\Pi_1$	$\Pi_2$	$\Pi_3$	$\Pi_4$	$\Pi_5$	$\dots$	$\dots$	$\dots$	$\Pi_{2N}$	$\Pi_{2N+1}$
$\Pi_0$	0	0	0	0	0	0	$\dots$	$\dots$	$\dots$	0	0
$\Pi_1$	0	$(N-r)\lambda$	$(N-r)\lambda$	0	0	0	$\dots$	$\dots$	$\dots$	0	0
$\Pi_2$	0	$p\mu$	$(N-r+1)\omega + p\mu$	$(N-r)\omega$	0	0	$\dots$	$\dots$	$\dots$	0	0
$\Pi_3$	0	$q\mu$	0	$(N-r)\lambda + q\mu$	$(N-r)\lambda$	0	$\dots$	$\dots$	$\dots$	0	0
$\Pi_4$	0	0	0	$p\mu$	$(N-r+1)\omega + p\mu$	$(N-r)\omega$	$\dots$	$\dots$	$\dots$	0	0
$\Pi_5$	0	0	0	$q\mu$	0	$(N-r)\lambda + q\mu$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	0	0
$\vdots$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	0	0
$\vdots$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	0	0
$\vdots$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	$\bullet$	0	0
$\Pi_{2N}$	0	0	0	0	0	0	0	0	0	$\omega + p\mu$	$\omega$
$\Pi_{2N+1}$	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	$q\mu$

Figura A11. Matriz generadora infinitesimal  $Q$ .

El método propuesto en Daigle [1992] supone que existe una matriz  $R$  tal que:

$$\Pi_n = \Pi_{n-1} R \quad n \geq 1 \quad (92)$$

$$\Pi_n = \Pi_0 R^n \quad n \geq 0 \quad (93)$$

Proporcionandose  $\Pi_0$  como:

$$\Pi_0 = G(1)[I - R] \quad (94)$$

Donde  $G(1)$  es el vector ergódico con las probabilidades del proceso de fase y está dado por el eigenvector de  $Q$  correspondiente a su cero eigenvalor.

Y una solución para  $R$  estableciendo subíndices resulta:

$$R_j = \Lambda(\Lambda - Q + M)^{-1} + R_{j-1}^2 M(\Lambda - Q + M)^{-1} \quad \text{para } j \geq 1 \quad (95)$$

comenzando con la asignación de un valor de  $R_0$  e iterando hasta que  $R_j$  converge.

definiendo:

$\Lambda = \text{diag}(\lambda_0, \lambda_1, \dots, \lambda_N)$ , como la matriz diagonal con los intervalos de arribo.

$M = \text{diag}(\mu_0, \mu_1, \dots, \mu_N)$ , es la matriz diagonal con los intervalos de servicio.

Así, con los cálculos correspondientes se calcula  $G(1)$  y  $R$ . Y se obtienen (94) para substituir su resultado en (92) o (93) y encontrar los valores del vector  $\Pi$ .

## GLOSARIO

- ALOHA** Una de las primeras técnicas de contención para acceso al canal en medios de transmisión compartidos.
- ANSI** Instituto nacional de estándares de los Estados Unidos (por sus siglas en inglés American National Standards Institute).
- CD-ROM** Disco compacto para almacenamiento de información mediante memoria de sólo lectura.
- CENEDIC** Centro nacional editor de discos compactos de la U. de C.
- CGIC** Coordinación general de investigación científica de la U. de C.
- CISCO** Compañía de manufactura de dispositivos para interconexión de redes.
- CICBAS** Centro universitario de investigaciones en ciencias básicas de la U. de C.
- CMT** Administración de conexión (del inglés Connection Management).
- CONACYT** Comité nacional de ciencia y tecnología.
- CRC** Chequeo de redundancia cíclica (por sus siglas en inglés Cyclic Redundancy Check).
- CSMA/CD** Acceso múltiple por censado de portadora con detección de colisión (por sus siglas en inglés Carrier-Sense Multiple-Access with Collision Detection).
- CUIB** Centro universitario de investigaciones biomédicas de la U. de C.
- CUICT** Centro universitario de investigaciones en ciencias de la tierra de la U. de C.
- CUIS** Centro universitario de investigaciones sociales de la U. de C.

**GLOSARIO (continuación)**

<b>DAC</b>	Concentrador de doble enlace (por sus siglas en inglés Dual Attachment Concentrator).
<b>DAS</b>	Estación de doble enlace (por sus siglas en inglés Dual Attachment Station).
<b>DGIADB</b>	Dirección general de intercambio académico y desarrollo bibliotecario de la U. de C.
<b>DLC</b>	Control de enlace de datos (por sus siglas en inglés Data Link Control).
<b>DOS</b>	Sistema operativo surtido con la mayoría de los computadores personales basadas en Intel en el mundo.
<b>FDDI</b>	Interfaz de datos distribuida por fibra óptica (por sus siglas en inglés Fiber Distributed Data Interface).
<b>FMT</b>	Administración de trama (del inglés Frame Management).
<b>FOMES</b>	Fondo para el mejoramiento de la educación superior.
<b>IEEE</b>	Instituto de ingenieros eléctricos y electrónicos (por sus siglas en inglés Institute of Electrical and Electronics Engineers).
<b>ISO</b>	Organización internacional para la estandarización (por sus siglas en inglés International Standards Organization).
<b>LDDI</b>	Interface para la distribución de datos locales (por sus siglas en inglés Local Distributed Data Interface).
<b>LLC</b>	Control de enlace lógico (por sus siglas en inglés Logical Link Control).
<b>MAC</b>	Capa de control de acceso al medio (por sus siglas en inglés Medium Access Control Layer).

**GLOSARIO (continuación)**

<b>MIB</b>	Base de información de administración (por sus siglas en inglés Management Information Base).
<b>NAC</b>	Concentrador de enlace nulo (por sus siglas en inglés Null Attachment Concentrator).
<b>NIF</b>	Tramas de información de vecinos (por sus siglas en inglés Neighborhood Information Frames).
<b>NIU</b>	Unidad interfaz de nodo (por sus siglas en inglés Node Interfaz Unit).
<b>NRZI</b>	Codificación no retorno a cero invertida (por sus siglas en inglés NonReturn to Zero Inverted).
<b>OSI</b>	Interconexión de sistemas abiertos (por sus siglas en inglés Open System Interconnection)
<b>PHY</b>	Capa física (del inglés Physical Layer).
<b>PMD</b>	Capa dependiente del medio físico (por sus siglas en inglés Physical Medium Dependent Layer).
<b>PMF</b>	Tramas de parámetros de administración (por sus siglas en inglés Parameter Management Frames).
<b>RDI</b>	Red digital integrada.
<b>REDCCO</b>	Red de cómputo centro occidente.
<b>RLD</b>	Red local de datos.
<b>RMT</b>	Administración de anillo (del inglés Ring Management).
<b>RTN</b>	Red tecnológica nacional.

**GLOSARIO (continuación)**

<b>RUTYC</b>	Red universitaria de teleinformática y comunicaciones.
<b>SAC</b>	Concentrador de enlace sencillo (por sus siglas en inglés Single Attachment Concentrator).
<b>SAS</b>	Estación de enlace sencillo (por sus siglas en inglés Single Attachment Station).
<b>SEP</b>	Secretaría de educación pública.
<b>SESIIC</b>	Subsecretaría de educación superior e investigación científica.
<b>SIF</b>	Tramas de información de estados (por sus siglas en inglés Status Information Frames).
<b>SMT</b>	Capa de administración de estación (del inglés Station Management Layer)
<b>SRF</b>	Tramas de reportes de estados (por sus siglas en inglés Status Report Frames).
<b>THT</b>	Tiempo de retención de la estafeta (por sus siglas en inglés Token Holding Time).
<b>TRT</b>	Tiempo de rotación de la estafeta (por sus siglas en inglés Token Rotation Time).
<b>TTRT</b>	Tiempo objetivo de rotación de la estafeta (por sus siglas en inglés Target Token Rotation Time).
<b>UNIX</b>	Sistema operativo desarrollado por investigadores de los laboratorios Bell de la AT&T en 1969.
<b>WAN</b>	Redes de cobertura amplia (por sus siglas en inglés Wide Area Networks).