

UNIVERSIDAD DE DEUSTO

TERCER CICLO

PROGRAMA : INFORMATICA

**"CONTRIBUCIONES AL ANALISIS Y DISEÑO
DE MECANISMOS DE ENCAMINAMIENTO Y
ESTRUCTURAS DE CONFIGURACION
PARA SISTEMAS MULTI-LAN"**

**Tesis doctoral presentada por Dña. M. Teresa Areitio
Dirigida por el Doctor D. Maximo Liaguno**

Bilbao, Abril 1991

... Personas y organizaciones anhelan continuamente más información, y el sistema entero empieza a vibrar con una transmisión cada vez más intensa, de datos.

Alvin Toffler.
"La tercera ola".

... If communication and understanding are just an effect of information tech ... Are there still men or are there just computing, writing and thinking machines?

Judith Barry.
"Maelstrom",
(Witney Museum).

=====

A G R A D E C I M I E N T O S

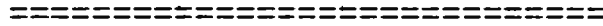
=====

Deseo expresar mi agradecimiento al Prof. Dr. D. Máximo Llaguno Ellacuría, Catedrático de Matemática Aplicada, Decano de la Facultad de Informática - Universidad de Deusto (Bilbao), y Responsable del Departamento de Matemática Aplicada y Telemática, que con su valioso apoyo, colaboración y dirección técnica, ha hecho posible el desarrollo de esta investigación.

También es preciso destacar, en este momento, las importantes sugerencias, aportaciones e incalculable ayuda, prestada en algunos campos de este Trabajo, por el Prof. Dr. D. Javier Areítio Bertolín.

Por último, agradezco a mis padres su constante ayuda y soporte en toda mi formación Universitaria y por el apoyo e impulso que siempre he recibido de ellos.

I N D I C E



I N D I C E

DEDICATORIAS	II
AGRADECIMIENTOS	III
INDICE	V
OBJETO Y DESARROLLO DE LA PRESENTE MEMORIA	XII

CAPITULO I - SISTEMAS MULTI-RED.

I.1	Análisis de estructuras de intercomunicación para sistemas multi-red	2
I.1.1	Alternativas para construcciones multi-red	5
I.1.2	Objetivos de la utilización de dispositivos de comunicación inter-red en entornos de área local	7
I.1.3	Beneficios de la solución de red multisegmento	10
I.1.4	Relación de las técnicas de interconexión LAN con el modelo de referencia OSI de ISO	15
I.1.5	Topologías de bridges	20
I.1.6	Consideraciones de diseño de LAN's multisegmento basadas en bridges	29
I.1.7	Bridges de nivel MAC	31
I.1.8	Análisis comparativo de bridges de nivel MAC	36
I.1.9	Caracterización de bridges, routers y gateways	38
I.1.9.1	Funcionamiento. Elementos fundamentales	38
I.1.9.2	Calidad de servicio. Identificación de criterios para evaluar la calidad de servicio	53

CAPITULO II - SOLUCIONES OPTIMIZADAS PARA LA TRANSMISION DE MENSAJES INTER-RED INDEPENDIENTES DE LA TOPOLOGIA Y METODO DE ACCESO.

II.1	Problemática del encaminamiento y transmisión de mensajes inter-red	70
II.1.1	Requerimientos a nivel de bridge ...	71
II.2	Descripción de los esquemas de encaminamiento Arbol de Expansión (AE) y Encaminamiento Fuente (EF)	74
II.2.1	Arbol de expansión (AE). Descripción. Funcionamiento	74
II.2.2	Encaminamiento fuente (EF). Componentes. Flujo	81
II.3	Identificación de funcionalidades y parámetros críticos comunes, para su interoperatividad	89
II.3.1	Análisis interno y externo según entornos	90
II.3.1.1	Transparencia	91
II.3.1.2	Retardos en la transmisión de datos	92
II.3.1.3	Uso eficiente del ancho de banda en las comunicaciones	93
II.3.1.4	Coste de cada solución ...	98
II.3.1.5	Estrategia de diseño. Repercusiones ante cambios en la topología	104
II.3.1.6	Existencia de múltiples dispositivos bridges en paralelo	109
II.3.1.7	Relación de cada solución con otros desarrollos existentes compatibles con el estandar IEEE 802 .	110
II.3.1.8	Equilibrio	114
II.3.1.9	Redundancia	117

II.3.1.10	Configuración de la red ..	118
II.4	Diseño y especificación de un módulo lógico de interconexión, para optimizar recursos (locales y globales), identificando la ruta más adecuada según la distribución de carga	121
II.4.1	Introducción	122
II.4.2	Procedimiento para la recepción	126
II.4.3	Procedimiento para la transmisión ..	130
II.4.4	Tratamiento de las situaciones de error. Soluciones	133
II.4.4.1	Procedimiento de recepción simultánea de PDU's iniciales	134
II.4.4.2	Procedimiento de reinicialización	135
II.4.4.3	Procedimiento de detección de bucles simples y dobles	135
II.4.5	Implantación estructural. Descripción de bloques funcionales .	146
II.4.5.1	Módulo de recepción de PDU's	148
II.4.5.2	Módulo de transmisión de PDU's	154
II.4.6	Estructura física del bridge	155

CAPITULO III - FORMULACION DE UNA FAMILIA DE PROCEDIMIENTOS DE ENCAMINAMIENTO ADAPTIVOS PARA REDES MULTI-LAN.

III.1	Introducción	161
III.2	Algoritmo A1 para una jerarquía multi-árbol. Descripción. Funcionamiento. Ventajas que aporta	165
III.3	Algoritmo A2 para minimización del tráfico de difusión. Especificación. Funcionamiento. Aplicaciones sobre supuestos modelizados	171

III.4	Algoritmo A3 para control de estructuras de información de encamamiento. Problemática de las estaciones móviles	181
III.5	Algoritmo A4 para interconexión de redes con comunicación multidestino. Aplicación sobre diseños	192
III.6	Esquema jerárquico analítico para encaminamiento adaptivo multiobjetivo en redes LAN extendidas	203
III.6.1	Planteamientos iniciales. Descripción del problema	204
III.6.2	Formulación completa del esquema jerárquico	211
III.6.3	Análisis de los resultados	216

CAPITULO IV - METODOLOGIA DE DISEÑO DE ESTRUCTURAS LAN EXTENDIDAS.

IV.1	Criterios de diseño multi-LAN	221
IV.2	Descripción de las fases de la Metodología. Aplicación sobre supuestos modelizados	222
IV.2.1	Análisis previo de requerimientos globales. Recogida de toda la información necesaria	224
IV.2.1.1	Estudio detallado sobre la planificación física y el cableado relacionado ..	225
IV.2.1.2	Requisitos de conectividad	226
IV.2.1.3	Objetivos de rendimiento y estadísticas de tráfico ..	227
IV.2.1.4	Grupos de afinidad	229
IV.2.1.5	Requisitos de disponibilidad y seguridad	229
IV.2.2	Diseño de entornos de comunicación locales. Restricciones. Grupos de afinidad	230
IV.2.2.1	Restricciones de la topología física	231

IV.2.2.2	Número de estaciones	233
IV.2.2.3	Grupos de afinidad	234
IV.2.2.4	Factores de organización .	234
IV.2.2.5	Factores de movilidad	235
IV.2.2.6	Rendimiento y velocidad ..	235
IV.2.2.7	Gestión y mantenimiento software	236
IV.2.3	Diseño del mecanismo global. Configuraciones. Beneficios. Consideraciones de diseño para elementos inter-red remotos. Elementos paralelos	237
IV.2.3.1	Beneficios de una confi- guración troncal	238
IV.2.3.2	Consideraciones de diseño para elementos inter-red remotos	250
IV.2.3.3	Elementos inter-red remotos paralelos	253
IV.2.4	Selección del elemento intermedio de interconexión. Alternativas : Solución centralizada y distribuida	255
IV.2.4.1	Especificaciones hardware de las estaciones de interconexión de LAN's ...	256
IV.2.4.2	Localización física de elementos de interconexión LAN y subredes troncales .	258
IV.2.4.2.1	Solución tron- cal centrali- zada	259
IV.2.4.2.2	Solución tron- cal distribuí- da	266
IV.2.5	Estudio del rendimiento y opciones de la gestión de red. Consideraciones de gestión y de diseño	272

IV.2.5.1	Consideraciones de gestión de una LAN extendida	274
IV.2.5.2	Consideraciones de diseño de una LAN extendida	275
IV.2.5.2.1	LAN's de tamaño reducido sin conexiones a hosts	276
IV.2.5.2.2	LAN's de tamaño reducido con conexiones a hosts	277
IV.2.5.2.3	LAN's extendidas de gran tamaño	280
IV.2.6	Seguridad local y del sistema global. Posibilidades de recuperación y respaldo	285
IV.2.6.1	Consideraciones para diseños de alta disponibilidad	286
IV.2.6.2	Soluciones de conexión para hosts y servidores ..	289
IV.3	Optimización de diseños topológicos multi-red	306
IV.3.1	Hipótesis del modelo. Especificación analítica	309
IV.3.2	Optimización de la topología de red extendida	325
IV.3.3	Particularización del modelo	327
IV.3.3.1	Especificación de la heurística	331
IV.3.3.2	Ejemplo de utilización de la heurística	333

CAPITULO V - DISEÑO DE ALGORITMOS DE ESTRUCTURACION PARA EL TRAZADO DE TRAYECTORIAS ARBORESCENTES, QUE MINIMICEN LA OBTENCION DE RUTAS EN UNA ESTRUCTURA MULTI-RED.

V.1 Identificación de condiciones de base para simplificar el proceso de encaminamiento 341

V.2 Propiedades de los sistemas de encaminamiento arborescentes propuestos 344

V.3 Problemas en la definición de las rutas de comunicación. Soluciones 350

V.4 Síntesis de algoritmos para el proceso de definición de rutas de transmisión en un entorno de múltiples LAN's 357

CAPITULO VI - CONCLUSIONES. APORTACIONES MAS IMPORTANTES.

VI.1 Conclusiones y aportaciones 387

BIBLIOGRAFIA B-1

OBJETO Y DESARROLLO DE LA PRESENTE MEMORIA.

.....

Hoy en día, cada vez son más numerosos los entornos productivos en los que se aplican las nuevas tecnologías de las telecomunicaciones. Sin embargo, la situación actual está aún lejos de ofrecer soluciones simples y eficientes de cara a la interacción y compartición de recursos entre computadores y más aún entre redes de computadores.

Los modernos Sistemas de Comunicación débilmente acoplados (Redes Locales), interconectados entre si para constituir grandes redes extendidas, surgen principalmente como la solución más adecuada para hacer posible la interoperatividad de múltiples e independientes estaciones inteligentes de trabajo, al objeto de obtener un sistema global, que permita la compartición de los recursos existentes.

Los elementos inter-red aparecen como un instrumento valioso para mejorar el rendimiento, la productividad y la rentabilidad de las redes dispersas. Constituyen un procedimiento óptimo a la hora de resolver los conflictos fundamentales que pueden plantearse en este tipo de sistemas, cuya topología haya sido diseñada estructuradamente.

La creación de un entorno que soporte comunicaciones eficientes entre un conjunto diverso de computadores, no es una tarea sencilla. Se necesitan actualmente, nuevas perspectivas y estrategias para que las comunicaciones complejas entre computadores se conviertan en actividades comunes y sencillas.

Las características más destacables de estos nuevos entornos son :

- Necesidad de interconexión de redes, es decir, se hace precisa la conexión de estaciones de trabajo pertenecientes a diferentes tipos de redes.
- Requerimientos de comunicaciones computador-computador.
- Necesidad de interoperatividad, es decir, de interacción entre procesos distribuidos, donde todos los elementos implicados pueden aplicar sus recursos y posibilidades a la resolución de un determinado problema.
- Disponibilidad de computadores heterogéneos, es decir, posibilidad de contar con diferentes arquitecturas y sistemas operativos que deberán interoperar entre sí.

- Necesidad de una infraestructura, es decir, una entidad de gestión y servicios de soporte, que haga el entorno más fácil de usar y de actuar.

El usuario, cada vez es más consciente de la necesidad de servirse de dispositivos inteligentes, de interconexión de redes de área local aisladas, que permitan afrontar el gran reto que supone el crecimiento de instalaciones de tamaño medio, así como las exigencias de conectividad e interoperatividad de múltiples entornos de trabajo departamentales y corporativos.

Por todo ello, la tesis doctoral presentada trata de contribuir con su desarrollo, a cubrir algunas de las parcelas, hoy en día poco definidas en este área, como son :

- Constituir una herramienta eficaz para el perfeccionamiento y profundización sobre la temática de interconexión de redes locales y sistemas multi-red.
- Exponer como aportación, el diseño y especificaciones lógicas y físicas, de un prototipo experimental, de creación propia, correspondiente a un sistema de retransmisión transparente, de propósito general, bajo coste y alto grado de tolerancia ante fallos, para la interconexión de redes de comunicación, con múltiples topologías arbitrarias. Se aporta en este

caso, una evidente mejora en la utilización de los recursos locales y globales de la red, basada en el ajuste dinámico de la distribución de la carga dentro de la misma.

- Se presenta, así mismo, una metodología propia, concebida específicamente, para el diseño de estructuras LAN extendidas, identificando aquellos parámetros críticos de diseño y fases fundamentales de trabajo, capaces de proporcionar soluciones eficaces para incrementar la flexibilidad de la estructura de red resultante. En esta línea, se propone además, un modelo analítico creado en la presente tesis, para la obtención del valor correspondiente al tiempo medio de respuesta, de un mensaje cualquiera, en un entorno multi-LAN, como criterio válido de optimización, aplicable a problemas de diseño topológico.

El conjunto de aportaciones que presenta esta tesis, en el ámbito del diseño de estructuras de comunicación, basadas en agrupaciones multi-red, se completa finalmente con la obtención de un grupo mínimo de algoritmos de ayuda, en la definición de los caminos de transmisión, para redes de área local extendidas. Esta agrupación constituye una herramienta integrada, no contemplada hasta el momento, capaz de determinar de manera automática la topología activa más adecuada, para una instalación de red

global, minimizando el número de decisiones a tomar a la hora de planificar un entorno multi-red.

Así mismo, desde la perspectiva de un diseño adecuado de sistema global de transmisiones, en la presente tesis, se formulan y especifican un conjunto de procedimientos adaptivos, de creación propia para la mejora de ciertos esquemas de encaminamiento, en entornos multi-red, que contribuyen a incorporar características no contempladas por los mismos y que sin embargo, actualmente, son cada vez más fundamentales y necesarias, como es el caso de las reducciones significativas del nivel de tráfico, para prevenir posibles situaciones de saturación de las líneas de transmisión, disponibilidad global del sistema y reubicabilidad topológica. Todo ello cimentado en un desarrollo de tipo analítico, orientado a este tipo de encaminamiento multiobjetivo, en grandes redes extendidas, que integra los mecanismos tradicionalmente considerados aparte, del control de flujo y de la selección de la ruta de comunicación, obteniendo con ello importantes reducciones en las estructuras de información que soportan la toma de decisiones en esta categoría de sistemas.

En la última sección de la presente tesis doctoral, (concretamente a lo largo del capítulo VI), se lleva a cabo una recopilación de las principales aportaciones y conclusiones finales recogidas a lo largo de la misma,

señalándose también posibles vías de investigación ulterior. Por último, se detalla una extensa reseña de referencias y anotaciones bibliográficas que se han consultado en la elaboración de la presente memoria y que deberán tenerse en cuenta a la hora de poder abordar futuras investigaciones adicionales en este apasionante campo del conocimiento como es la telemática aplicada a entornos multi-red.

CAPITULO I

Sistemas Multi-red.

I.1 ANALISIS DE ESTRUCTURAS DE INTERCOMUNICACION PARA SISTEMAS MULTI-RED.

El gran crecimiento de los microordenadores como estaciones de trabajo, y su destacable implantación como herramienta de uso cotidiano a todos los niveles, está contribuyendo con gran fuerza a hacer realidad la denominada "Era de la Información". Sin embargo, la productividad de los sistemas informáticos y de sus usuarios aumenta considerablemente cuando se comunican con otros sistemas, por lo que la informática departamental ha comenzado a ser cotidiana.

Según esto, un entorno de trabajo en red que permita un acceso simplificado a todo tipo de recursos, inclusive remotos, así como una adecuada distribución de la información, contribuye a mejorar enormemente el rendimiento de los usuarios y por tanto de sus organizaciones.

La agrupación de redes de microordenadores, miniordenadores y máquinas aún más potentes, es cada día más frecuente y parece ser el camino hacia el que se dirigen actualmente no sólo las investigaciones en este área, sino también las inversiones e implantaciones avanzadas, que comienzan a ser una realidad operativa. Las LAN's ó redes de área local son el medio por el que

pequeñas y medianas empresas están adquiriendo un importante soporte informático, eficaz y a la vez económico. De todas formas, las LAN's por separado, interconectadas entre sí ó en comunicación con máquinas más potentes precisan como todo sistema informático de un adecuado diseño, mantenimiento y gestión.

Como puede suponerse la interacción y compartición de recursos entre ordenadores diferentes no es, en muchos casos tarea simple, ni del todo efectiva. Sin embargo, los objetivos y perspectivas más importantes en este nuevo campo de las comunicaciones, entre dispositivos de tratamiento de datos, van más allá de la simple red de ámbito local ó departamental, hacia los entornos inter-red ó grandes redes corporativas, también denominadas LAN's extendidas.

Estos entornos inter-red permiten la comunicación entre sistemas que pertenecen a redes diferentes, de modo que cada LAN puede diseñarse y seleccionarse para satisfacer las necesidades locales, sin restringir el acceso futuro a otras redes y sistemas. Cada LAN por separado constituye una subred en un configuración inter-red.

Cuando una instalación LAN crece, puede llegar a sobrepasar los planteamientos de diseño de una única red de

área local. Restricciones como extensión física, número máximo de estaciones de trabajo a las que puede dar servicio, tasas de rendimiento y retardos medios permitidos, pueden mejorarse por medio de esta interconexión de múltiples LAN's. Con todo ello se trata de obtener :

- Eficiencia en las transferencias de información entre ordenadores.
- Conectividad total entre usuarios vinculados a tipos diferentes de redes de comunicación de datos.
- Interacción entre procesos, de manera que todos los sistemas de información dentro de un entorno de red local o extendida, puedan aportar su flexibilidad y recursos propios en la resolución de un determinado problema.
- Creación de una infraestructura de servicios de soporte y gestión que convierta el ambiente de trabajo distribuido, en un entorno fácil de utilizar.
- Interoperatividad entre sistemas informáticos heterogéneos que posean arquitecturas y sistemas operativos diferentes y que sin embargo, puedan colaborar ente sí.

I.1.1 ALTERNATIVAS PARA CONSTRUCCIONES MULTI-RED.

Las grandes redes de área local extendidas, generalmente, están formadas por un gran número de buses o anillos, denominados segmentos o subredes LAN. Un segmento LAN no es más que un único medio de transmisión y todos los dispositivos de red conectados a dicho medio. En general, el número de estaciones incluidas en un segmento de red de área local es limitado, debido a las restricciones de tipo físico tales como atenuación de la señal, retardos de propagación ó susceptibilidad al ruido. Por ejemplo : un segmento de red en anillo está normalmente limitado, como máximo a doscientas sesenta estaciones de trabajo.

Si se dispone en una instalación con multitud de estaciones de usuario conectadas a una red de área local, en muchos casos, será recomendable combinar varios segmentos LAN similares o no, para formar una única y gran red lógica extendida. Un ejemplo de una LAN compuesta por cuatro segmentos se muestra en la figura siguiente. En esta configuración aparecen cuatro subredes Ethernet interconectados, por medio de tres estaciones especiales de interconexión o gateways, (ver figura 1.1).

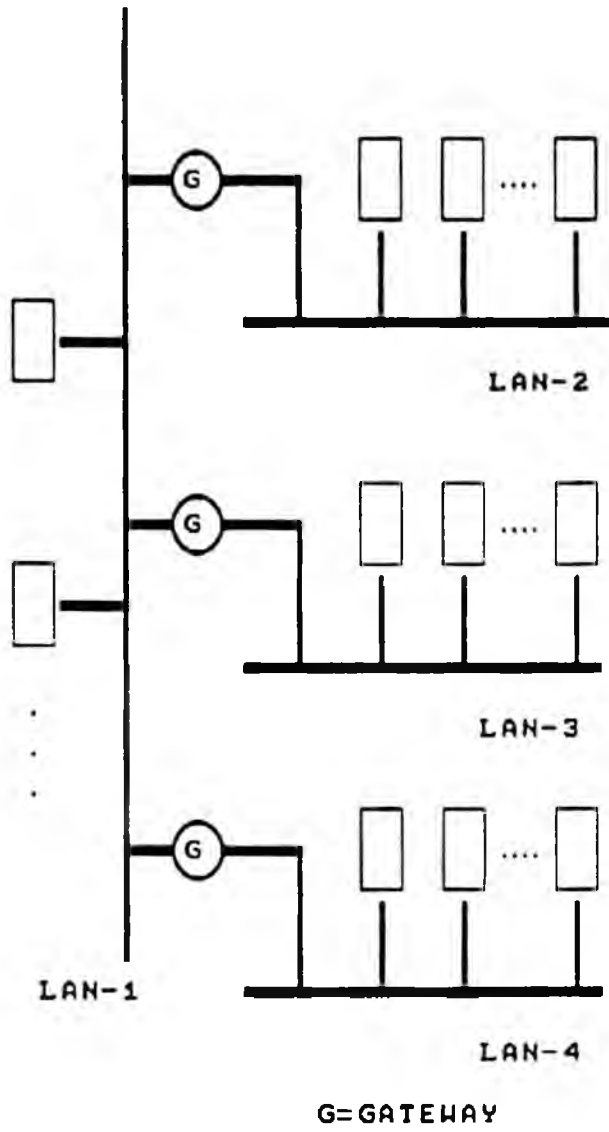


FIGURA 1.1

Aunque se ha denominado genéricamente al elemento de interconexión : gateway, también conocido técnicamente como sistema de retransmisión, dicha intercomunicación puede llevarse a cabo por medio de cuatro elementos diferentes, denominados :

- Repetidores.
- Bridges.
- Routers.
- Gateways.

Dejando aparte a los repetidores, cuyo conjunto de funcionalidades, se inscribe exclusivamente en el nivel físico OSI, los bridges, suelen utilizarse con una frecuencia mayor, ya que proporcionan entre sus características, independencia de protocolo y un rendimiento óptimo a la hora de interconectar distintos segmentos LAN al más bajo nivel, ésto es, el subnivel de Control de Acceso al Medio (MAC).

I.1.2 OBJETIVOS DE LA UTILIZACION DE DISPOSITIVOS DE COMUNICACION INTER-RED EN ENTORNOS DE AREA LOCAL.

La interconexión de subredes LAN, por medio de dispositivos de comunicación inter-red, es hoy en día una cuestión importante a tener presente, tanto a nivel de

nuevas instalaciones, cuyo diseño esté en estudio, como a nivel de futuras expansiones o mejoras en el rendimiento global de redes ya operativas. Las razones fundamentales de todo ello son:

- Un aumento del número de dispositivos conectados a la red, más allá de la capacidad soportada por una sólo LAN.

- Incrementar el área geográfica cubierta por la LAN global.

- Incrementar el ancho de banda disponible para las comunicaciones de aquellas estaciones conectadas a una única red, subdividiéndola en una ó varias subredes interconectadas entre si. De esta manera, se reducen en gran manera el número de estaciones que deben compartir el mismo medio de transmisión, así como idénticos mecanismos del protocolo de acceso a dicho medio, mejorando posibles estados de congestión y saturación producidos por un tráfico excesivo de datos en una sólo LAN.

- Proporcionar conectividad entre estaciones de trabajo vinculadas a diferentes segmentos LAN, de manera que las distintas tecnologías empleadas en cada subred (diferentes medios físicos de transmisión, velocidades y frecuencias de transmisión, distintos protocolos MAC utilizados, ...) sean completamente transparentes a los protocolos de niveles

superiores. Aún cuando las estaciones LAN utilicen el mismo protocolo MAC, podrán existir otras restricciones físicas a la hora de conectar una estación a un segmento LAN concreto, tales como el tipo de cableado utilizado, la clase de modulación y el par de frecuencias empleado para transmitir y recibir información dentro de un segmento de red, etc...

- Proporcionar un mecanismo de protección para los usuarios, ante modificaciones en el hardware (cambios del cableado, adición o recolocación de nuevas estaciones o dispositivos en la LAN global, ...), o errores en el medio de transmisión, ya que cada subred LAN será capaz, a través de las estaciones especiales de interconexión, de aislar y filtrar posibles fallos, desconexiones físicas y lógicas producidas en un segmento de red, con respecto a otros a los que pudiera estar conectado el primero.

- Hacer posible que las redes de área local de dimensiones reducidas o medias interconectadas, puedan mantener sus mecanismos locales de gestión, administración y control, al mismo tiempo que es posible llevar a cabo un mantenimiento y seguimiento completo de las funciones globales de la LAN extendida.

I.1.3 BENEFICIOS DE LA SOLUCION DE RED MULTISEGMENTO.

1) Solución monosegmento.

Esta solución aporta entre otras las siguientes ventajas:

- Una topología más simple.
- Un mejor rendimiento, ya que no existen retardos debidos a los dispositivos inter-red.
- Un menor coste, ya que no hay necesidad de adquirir estaciones o dispositivos adicionales, que gestionen las transferencias de datos entre diferentes subredes : bridges, routers, ...

Estos aparentes beneficios no lo son tanto si consideramos el hecho de que una LAN pueda estar distribuida dentro de un edificio. En este caso, es necesario instalar repetidores de señal, que hagan posibles las transmisiones fiables, libres de errores a distancias considerables, añadiendo una cierta complejidad al cableado así como al coste global de la LAN.

Además, si se da el caso de un alto tráfico de datos entre estaciones de una única red de área local, podremos encontrarnos con un grave problema de degradación del rendimiento. Cuestión ésta, particularmente importante, si el protocolo utilizado en el segmento LAN es del tipo CSMA/CD, (ver figura 1.2).

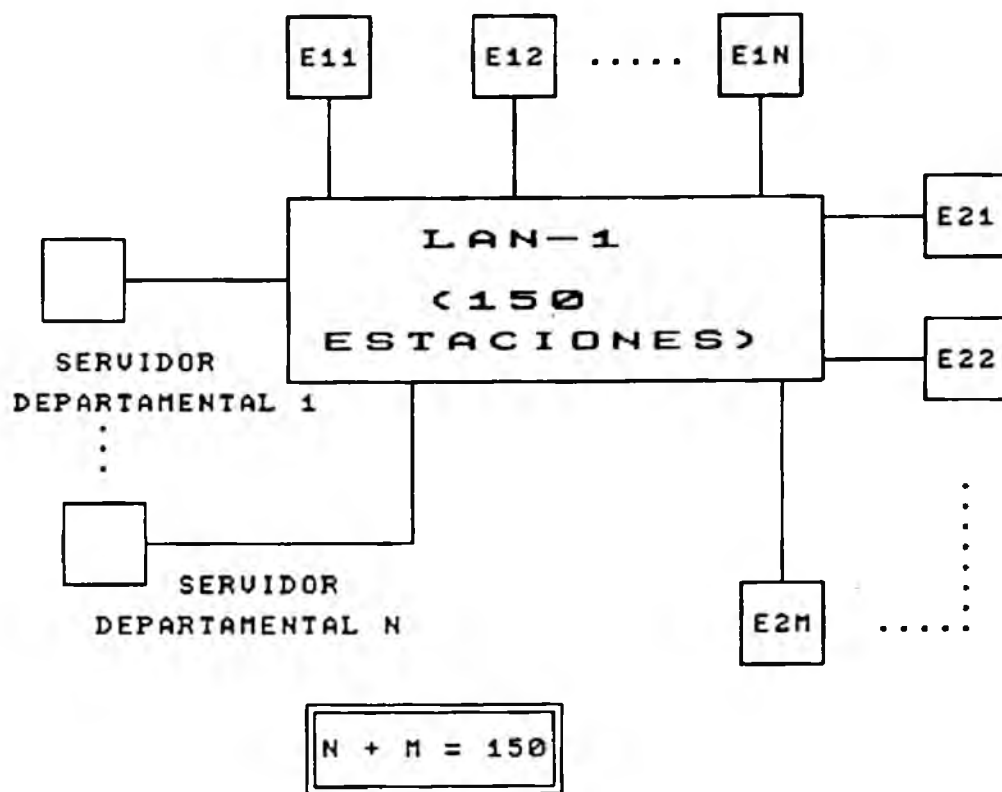


FIGURA 1.2

2) Solución multisegmento.

Esta solución aporta entre otras las siguientes ventajas:
(ver figura 1.3).

- Posibilidades reales de expansión.

Estas expansiones se llevan a cabo en redes multisegmento, evitando problemas de atenuación de la señal así como, posibles perjuicios (horas de trabajo perdidas, ...), a todos los usuarios operativos de la LAN global.

- Rendimiento global superior.

Aunque las estaciones o dispositivos inter-red puedan introducir pequeños retardos en las comunicaciones inter-red, esta configuración puede dar mejor rendimiento que la tradicional basada en una sola LAN. Por ejemplo, puede considerarse que el ancho de banda total de la configuración de la figura anterior es aproximadamente dos veces 4 Mbps (menos el tráfico del dispositivo inter-red y supuesto el caso que ambas LAN's tienen topología en anillo), ya que existirán dos testigos circulando independientemente, uno por cada subred en anillo.

Si el tráfico de datos de una estación inter-red no es muy elevado (lo cual puede ocurrir en el caso de dos subredes LAN, que correspondan a dos departamentos diferentes), la carga de cada red se reduce a la mitad respecto a la

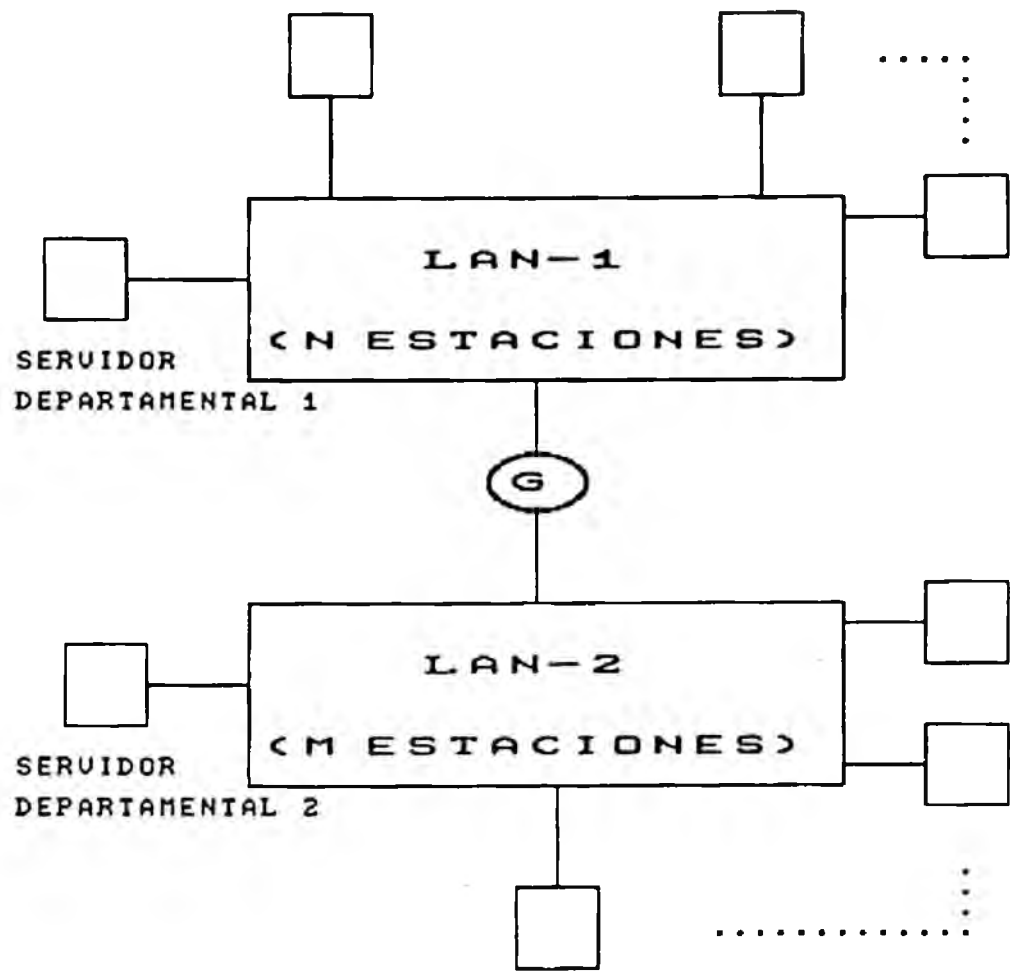


FIGURA 1.3

producida en la solución anterior. Así mismo, los tiempos de respuesta pueden ser mucho mejores, especialmente de cara a futuras aplicaciones, que necesiten un alto rendimiento del sistema. De todos modos, ha de tenerse en cuenta, que en todos los casos el ancho de banda no es el factor más importante para predecir el rendimiento de una red de área local.

- Mayor disponibilidad.

Uno de los principales beneficios de la solución multisegmento es el hecho de que los diferentes dispositivos inter-red aíslan las subredes 1 y 2, desde el punto de vista de los errores. Por ejemplo, según el diagrama anterior, si se produjera algún tipo de error en el segmento 2 y éste quedara bloqueado, los usuarios del segmento 1 aún podrían comunicarse entre sí. Cuando se habla de disponibilidad por tanto, podemos así mismo pensar en términos de evidentes ahorros de tiempo y coste.

- Gestión de red global.

El uso de redes o segmentos de menor tamaño es, en general, una solución más apropiada desde el punto de vista de la gestión de red y de las aplicaciones compartidas, si dichos segmentos se basan en consideraciones de afinidad (un grupo de afinidad se define como una agrupación de usuarios, que desarrollan tareas relacionadas en la red y que

intercambian poca información con otros usuarios finales). Sin embargo, por si ésto no fuera suficiente, actualmente se dispone de potentes y fiables herramientas que a pesar de su aparente sencillez, permiten desarrollar labores de mantenimiento, gestión y diagnóstico de errores, en redes basadas en soluciones multisegmento.

I.1.4 RELACION DE LAS TECNICAS DE INTERCONEXION LAN CON EL MODELO DE REFERENCIA OSI DE ISO.

Las técnicas de interconexión, basandonos en los niveles uno al siete del Modelo de Referencia OSI (ISO), pueden clasificarse principalmente en tres categorías :

- a) Bridge.
- b) Router.
- c) Gateway.

a) Bridges --> Conectan segmentos LAN al nivel de Control de Acceso al Medio (MAC), compartiendo el mismo subnivel de Control de Enlace Lógico (LLC). Así mismo, todas las estaciones de una red local con bridges deberán usar direcciones MAC, que tengan una misma longitud (16 bits ó 48 bits) y es recomendable que cada dirección MAC sea única en toda la red, para evitar un direccionamiento ambiguo a una estación.

Las LAN's que poseen interconexiones a través de bridges, hacen posible la comunicación transparente entre estaciones vinculadas a diversas subredes, que pueden tener protocolos de acceso al medio muy diferentes. Los bridges incluso pueden proporcionar algoritmos de encaminamiento dinámico, que sean transparentes a los protocolos de niveles superiores, de modo que por encima del nivel de enlace de datos, los distintos segmentos LAN tengan la apariencia lógica de ser una única red de área local.

Por último, podemos destacar que debido al nivel tan bajo, al que se establece la interconexión entre LAN's, se considera a los bridges como una de las soluciones más óptimas, rápidas y flexibles a esta problemática de intercomunicación entre redes, (ver figura 1.4).

b) Router --> Ofrece la interconexión de segmentos LAN, en el nivel de red. Sin embargo, los servicios que proporciona un dispositivo inter-red de este tipo no son transparentes y deben ser utilizados explícitamente, si se precisa acceder a segmentos remotos de red más allá del router.

De igual manera, los segmentos LAN que intercomunican este tipo de dispositivos deben tener en común un protocolo de nivel de red, como por ejemplo : el IP (Inter-net Protocol). El IP es un protocolo, que se encuadra en el nivel de red OSI formando parte así mismo del TCP/IP.

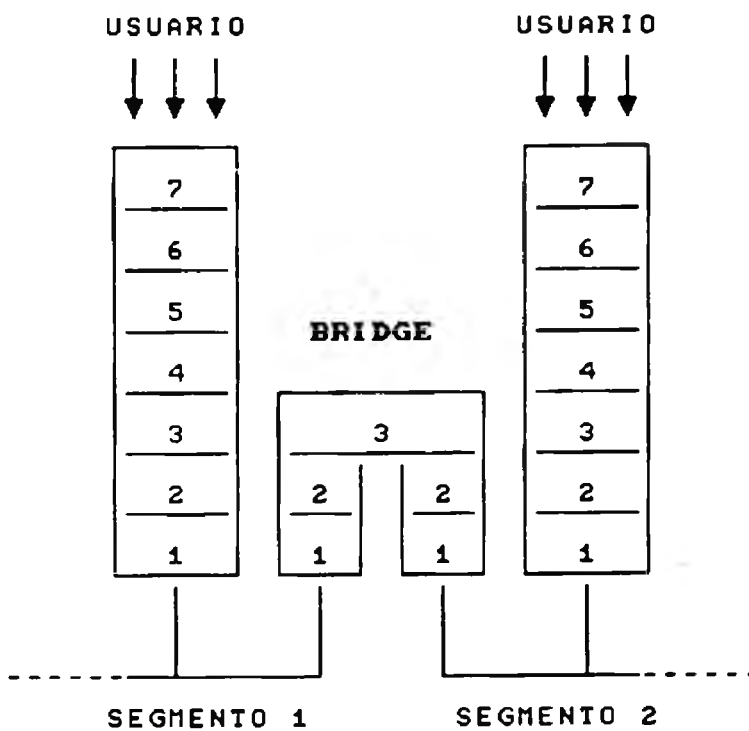


FIGURA 1.4

El TCP/IP es un conjunto de protocolos y especificaciones del Departamento de Defensa de los Estados Unidos, que se originó con la red ARPANET y las Redes de Datos de dicho departamento (DDN).

Han sido desde entonces, ampliamente utilizados como vehículo de comunicación en conexiones multivendedor y han sido elegidos por el Departamento de Defensa como la base a partir de la cual pretenden evolucionar hacia protocolos de red OSI, (ver figura 1.5).

c) Gateway --> Se define como un sistema de interconexión de LAN's, que soporta más de una arquitectura o esquema de direccionamiento de red, haciendo posible la conectividad e interoperatividad entre los dispositivos vinculados a cada uno de los entornos de comunicación.

Los gateways soportan la traducción de dirección de una red a otra y pueden proporcionar también, transformación de datos entre ambientes de trabajo, para hacer posible la conectividad entre aplicaciones extremo a extremo. Los gateways enlazan segmentos LAN a más alto nivel que los bridges o que los routers, de hecho desde el nivel 3 al nivel 7.

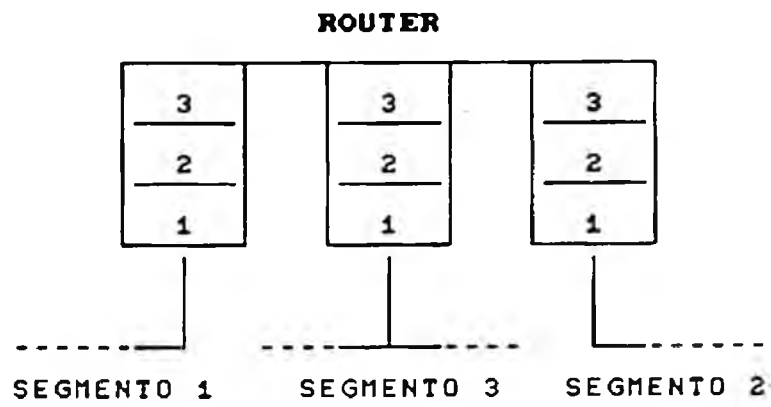


FIGURA 1.5

Por último, un gateway generalmente proporcionará un rendimiento inferior que el de los dos dispositivos inter-red ya analizados, siempre en función, claro está, de las características del entorno de comunicaciones de cada instalación, así como de la cantidad de tráfico soportado, (ver figura 1.6).

I.1.5 TOPOLOGIAS DE BRIDGES.

Las principales topologías más destacables, reservadas a los dispositivos de comunicación inter-red, denominados bridges, son :

- a) Topología en serie.
- b) Topología en paralelo.
- c) Topología en lazo.
- d) Topología troncal.

a) Topología en serie.

Esta topología es recomendable en configuraciones multi-red reducidas. Tiene como ventaja fundamental su simplicidad, aunque está igualmente limitada por lo general, a un máximo de tres subredes LAN, debido a las características de su configuración, según las cuales cualquier error en un bridge o en una subred afectaría a la estructura global de comunicación, (ver figura 1.7).

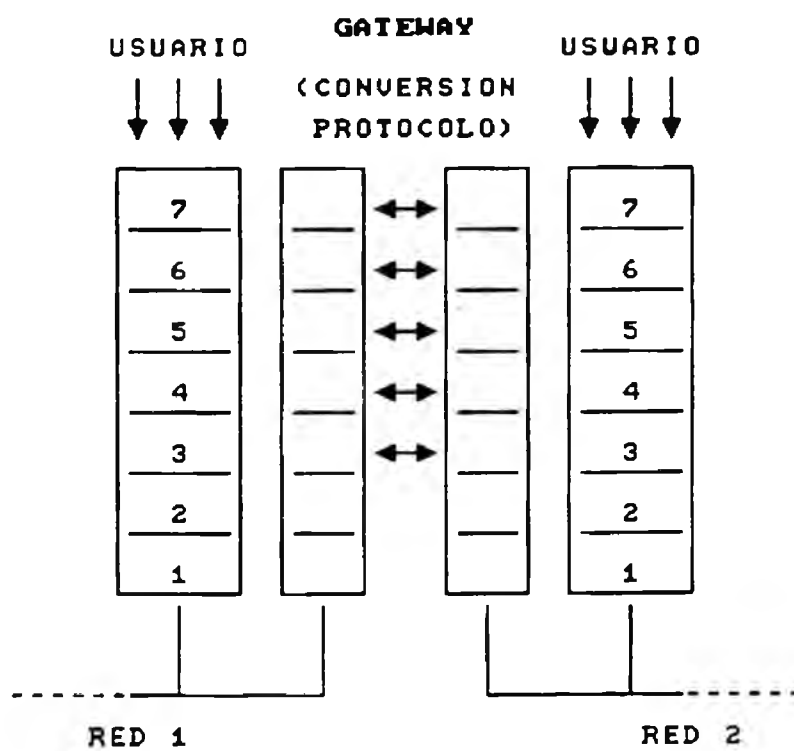


FIGURA 1.6

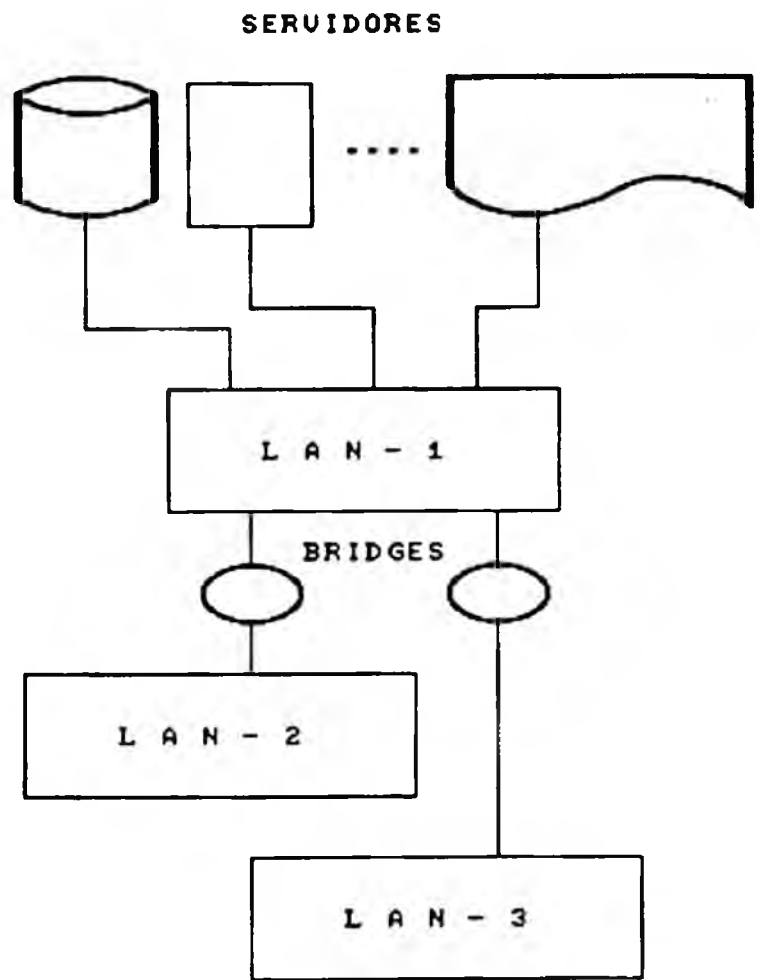


FIGURA 1.7

En la figura anterior se representa la estructura de comunicación definida en tres departamentos diferentes (1/2/3), que aunque comparten información semejante, se encuentran organizados por razones de índole administrativa en tres redes de área local diferentes. A pesar de ello, la LAN1 es utilizada por las otras dos, ya que contiene una serie de recursos útiles (impresoras de calidad, grandes volúmenes de almacenamiento en disco y dispositivos de envío y recepción de datos hacia o desde el exterior, a través de línea telefónica), que serán compartidos por las tres LAN's, reduciendo así los costes que supondría proporcionar por separado dichos recursos a cada LAN.

b) Topología en paralelo.

En este tipo de topología (ver figura 1.8), ante fallos detectados en un bridge y debido a la conexión múltiple de cada par de LAN's, la conectividad y alta disponibilidad entre redes quedan aseguradas en todo momento, pudiendose restablecer aquellas sesiones interrumpidas a través de otro bridge paralelo. Esta topología es recomendable en el caso concreto de aquellas instalaciones, que previsiblemente vayan a soportar unos niveles de tráfico inter-red muy elevados.

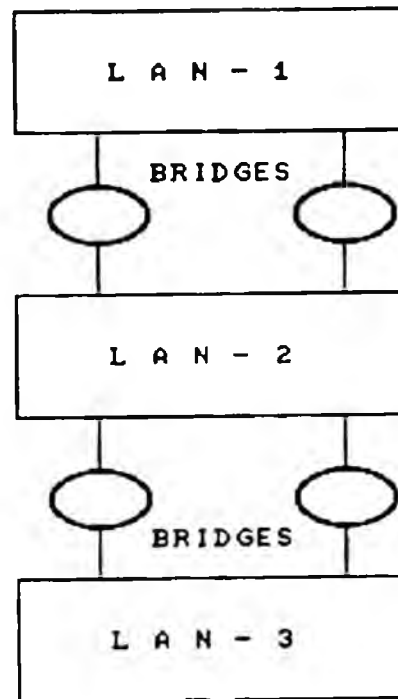


FIGURA 1.8

c) Topología en lazo.

Este tipo de topología (ver figura 1.9) se caracteriza por la existencia de múltiples caminos alternativos entre segmentos de red interconectados. De esta manera, si un bridge o camino quedara inutilizable por causa de un error, el tráfico de datos podría ser encaminado a través de una ruta distinta alternativa, incrementando notablemente la disponibilidad, por ejemplo, del segmento LAN servidor.

Sin embargo, el mayor inconveniente de esta solución crece al aumentar el número de segmentos LAN a interconectar y consiste en el elevado número de elementos inter-red que es necesario incorporar. En el caso genérico de una instalación con N segmentos LAN, serían precisos $N(N-1)/2$ bridges. A pesar de ello, una configuración en lazo cerrado como la presentada en la figura anterior, debido al número de segmentos inter-relacionados, si podría constituir un compromiso aceptable entre disponibilidad, coste y complejidad.

d) Topología troncal.

Las configuraciones troncales (ver figura 1.10) generalmente son recomendables para grandes redes extendidas, ya que potencialmente proporcionan a un gran número de estaciones LAN, una serie de recursos comunes y la posibilidad de inter-comunicarse con otros usuarios

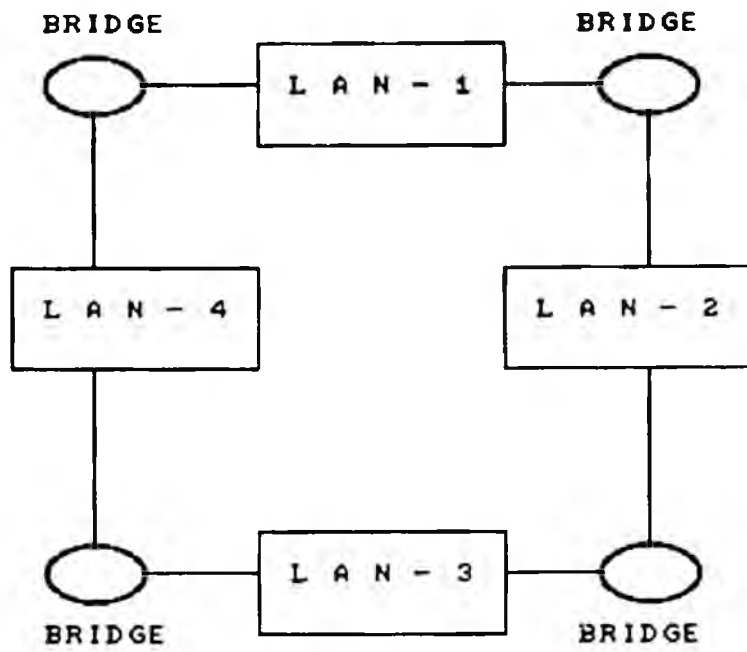


FIGURA 1.9

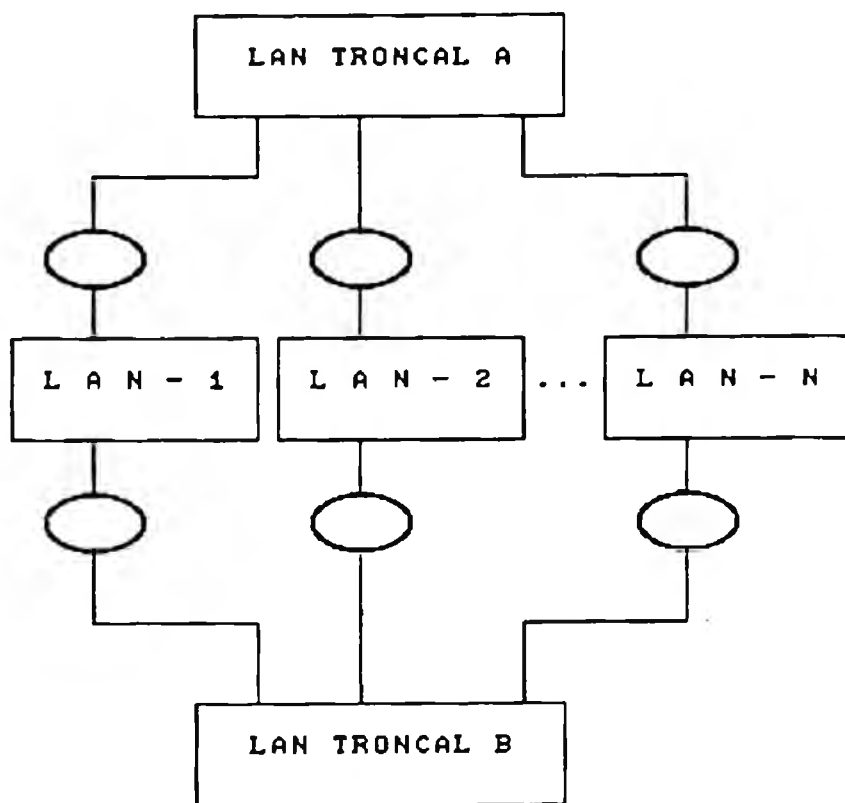


FIGURA 1.10

vinculados a cualquier segmento LAN, a través de estaciones de tránsito inter-red especiales.

Siempre que la posibilidad de crecimientos futuros sea un factor importante a considerar, esta categoría de topología troncal proporcionará la flexibilidad necesaria. Además, en una instalación troncal, aquellas subredes denominadas LAN's departamentales podrán estar conectadas a la misma subred troncal. Esto supone que entre dos estaciones LAN vinculadas a dichas LAN's departamentales, existirá siempre una ruta de comunicación que incluya un número relativamente pequeño de dispositivos inter-red, independientemente del tamaño de la LAN extendida o global.

Debido a la tasa de tráfico tan elevada, que normalmente soportan los segmentos LAN troncales, siempre deberán elegirse como tales aquellos que presenten características de rendimiento estables, así como un posible ancho de banda mayor que las restantes subredes LAN soportadas.

Por último, debido a consideraciones relativas a la capacidad, elevada disponibilidad, posibilidades de respaldo (backups),..., puede ser recomendable la instalación de un segmento troncal duplicado.

I.1.6 CONSIDERACIONES DE DISEÑO DE LAN'S MULTISEGMENTO BASADAS EN BRIDGES.

A la hora de configurar una LAN extendida, compuesta por múltiples subredes, cada una de ellas con su propio protocolo MAC, en algunos casos diferente, es necesario tener en cuenta gran número de factores. Es evidente que no existe una única solución ideal para cada red, pero sin embargo, pueden resultar muy útiles una serie de planteamientos basados, por ejemplo en la topología y tasa de rendimiento previsibles para dicha instalación. Los factores que tienen influencia en la topología de la LAN global son fundamentalmente :

- El número de estaciones que es capaz de soportar un determinado tipo de cableado o subred.
- La intención de concentrar las comunicaciones de aquellos usuarios con necesidades de información similares (conocidos con la denominación de grupos de afinidad), dentro de un mismo segmento LAN.
- La necesidad de alternar o aliviar la carga de tráfico previsiblemente alta, debido a ciertas aplicaciones, entre una o más subredes LAN interconectadas.

- La conveniencia de una solución global que interconecte segmentos LAN asociados a áreas concretas, departamentos, por ejemplo dentro de un edificio o campus.

- La necesidad de separar ciertas estaciones LAN de otras por motivos de seguridad, utilizando dispositivos inter-red que proporcionen rutas de transmisión controlables, entre subredes de seguridad y otro tipo de estaciones de red.

- La necesidad de acceder a dispositivos dotados con ciertas funciones especiales, tales como gateways de computadores host o servidores LAN, que serán mediante el uso de una topología troncal, accesibles en mayor grado.

- Alcanzar unos ciertos niveles aceptables de rendimiento, fiabilidad y disponibilidad, a través del empleo de dispositivos inter-red paralelos (que interconectan las dos mismas subredes) o de rutas paralelas (camino extremo a extremo desde idénticas subredes origen y destino), que proporcionen un incremento de la capacidad global del sistema de comunicaciones.

Por último, cuando el número de estaciones de trabajo sea reducido, generalmente menor que cincuenta, la distribución de dichas estaciones dentro de la red, así como el número y situación de los servidores de recursos comunes, se basarán sobre todo en consideraciones de tipo

físico, sin olvidar cuestiones tan relevantes como grupos de afinidad o grupos departamentales. Sin embargo, cuando el número de estaciones LAN se incrementa, ganan en importancia otra serie de factores tales como : disponibilidad, carga debida al aumento del tráfico de datos, rendimiento, gestión y posibilidades de expansión de la LAN global.

Dado que la fase de diseño y planificación de una instalación de una red extendida debe ser una de las principales fases, sino la más importante, sobre la que se sustentará toda la posterior puesta en marcha y buen rendimiento que de ella se obtenga, su estudio así como la creación de una metodología propia, se presenta en el capítulo cuatro.

I.1.7 BRIDGES DE NIVEL MAC.

En febrero de 1980, el Instituto de Ingenieros Eléctricos y Electrónicos (IEEE) definió el llamado "Proyecto 802" dentro de los estandares para redes de área local. En coherencia con el modelo OSI, dicho proyecto creó otro modelo de referencia con dos niveles, que se correspondían con el nivel de enlace de datos y el nivel físico de OSI. Sin embargo, dentro del modelo IEEE, el nivel de enlace de datos se dividía en dos subniveles:

- Subnivel de Control de Enlace Lógico (LLC).
- Subnivel de Control de Acceso al Medio (MAC).

LLC ---> Este nivel define los procedimientos de establecimiento, mantenimiento y término de enlaces lógicos, o enlaces entre los elementos de una red de comunicación de área local.

El objetivo de estos procedimientos de control es hacer posible una transmisión de datos fiable entre estaciones LAN, de manera que no existan pérdidas o duplicaciones de la información. A este servicio se le suele denominar "orientado a la conexión". Las principales características de los enlaces de acuerdo con este estándar son :

- Las sesiones son siempre de "igual a igual".
- Pueden establecerse varios enlaces lógicos, teniendo como base un sólo enlace físico.
- Las agrupaciones de enlaces lógicos se controlan por medio de una entidad abstracta denominada : punto de acceso al servicio o SAP.

MAC ---> Este nivel se encarga de controlar la utilización del medio de transporte de datos, para evitar que conflictos entre transmisiones afecten a la información que circula por la red.

Como existían varias soluciones o técnicas de transmisión MAC para LAN's, el IEEE incluyó en el "Proyecto 802" varios estandars para cada una de ellas :

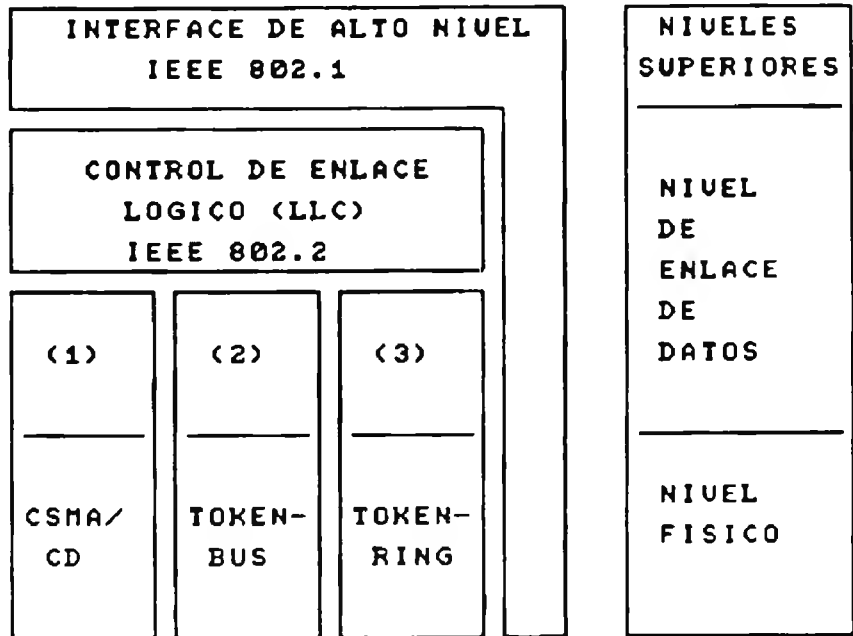
- IEEE 802.1 --> Se corresponde con el estandar del interface de alto nivel ISO DIS 8802-1.
- IEEE 802.2 --> Se corresponde con el estandar de control de enlace lógico (LLC), ISO 8802-2.
- IEEE 802.3 --> Se corresponde con el estandar de acceso al medio : CSMA/CD, ISO 8802-3.
- IEEE 802.4 --> Se corresponde con el estandar de acceso al medio : Token-Bus, ISO 8802-4.
- IEEE 802.5 --> Se corresponde con el estandar de acceso al medio : Token-Ring, ISO 8802-5.
- IEEE 802.6 --> Se corresponde con el estandar de red de área metropolitana, ISO 8802-6.

(Ver figura 1.11)

Los bridges de nivel MAC, como su nombre lo indica, transmiten mensajes desde un segmento LAN a otro al nivel de la subcapa MAC. Los bridges de nivel MAC constan de dos o más niveles físicos y MAC (uno por cada segmento LAN que interconectan). Las funciones de la capa MAC incluídas en un bridge de este tipo, están interconectadas, por medio de una función "relay", cuya misión es la de transmitir los frames recibidos en un MAC a otro, siempre

**MODELO
IEEE 802**

**MODELO
OSI**



**NIVELES DE CONTROL DE ACCESO AL
MEDIO (MAC):**

- (1) ACCESO AL MEDIO CSMA/CD
IEEE 802.3
- (2) ACCESO AL MEDIO TOKEN-BUS
IEEE 802.4
- (3) ACCESO AL MEDIO TOKEN-RING
IEEE 802.5

FIGURA 1.11

que se verifiquen ciertas condiciones para su reenvío, así como realizar la conversión de protocolos que sea necesaria entre diferentes sistemas.

Los bridges de nivel MAC son transparentes para los usuarios del nivel de control del enlace de datos (DLC). Debido a esta característica con respecto a los niveles superiores, estos bridges pueden combinarse con múltiples protocolos de las capas superiores del modelo OSI, como por ejemplo : MAP, TOP, TCP/IP, NETBIOS, SNA,...

Será el subnivel LLC el que proporcione comunicación extremo a extremo común a todos los MAC's, así como detección de errores, labores de recuperación básicas, control del flujo, numerado de las tramas, etc...

Sin embargo, no todos los bridges denominados MAC son compatibles con el estandar 802.1, ya que en algunos casos, se hace referencia con esta denominación a productos específicos que utilizan el nivel MAC 802.1. Tal es el caso del bridge MAC 2244 de RetixGate (capaz de procesar seis mil tramas por segundo), que no emplea los algoritmos especificados por el estandar.

I.1.8 ANALISIS COMPARATIVO DE BRIDGES DE NIVEL MAC.

Existen fundamentalmente dos categorías de dispositivos de este tipo, ambos transparentes al nivel de enlace de datos, cuya diferencia principal se centra en el método utilizado a la hora de elaborar las decisiones de reenvío o no de tramas de información.

a) La primera de las categorías, es la más conocida e implantada y se basa en el empleo de un espacio de direccionamiento, organizado jerárquicamente, según el cual la dirección del enlace de datos de una estación, depende de su localización física en una LAN extendida. Dicho espacio de dirección se encuentra además particionado en una serie de campos, que describen en cuál de las redes de la jerarquía de LAN's reside la estación de red.

La ventaja principal de este tipo de bridge es la sencillez del proceso que realiza. Sin embargo, poseen la capacidad de trabajar tan sólo con topologías restringidas a árboles con un punto inicial o raíz, en el que las LAN's se representan por medio de arcos dirigidos y los bridges por medio de nodos del grafo.

Así mismo, cada uno de los nodos de la topología de red debe conocer su dirección, que deberá serle suministrada

manualmente o a través de una asociación dinámica, que en cualquier caso, requiere de la existencia de un protocolo que lleve a cabo la coordinación de dicho proceso.

Este conocimiento necesario por cada dispositivo bridge, a cerca de su dirección asignada, es especialmente importante en el caso de posibles variaciones de la localización física de unas estaciones de este tipo, que implican modificaciones en dichas direcciones.

Por último, en este tipo de bridges la profundidad de la jerarquía física está predefinida por el número de campos del espacio de dirección.

b) Esta segunda categoría de dispositivos bridges, se basa en dos aspectos :

- El uso de un espacio de direcciones denominado "flat".
- La utilización de un algoritmo de aprendizaje adaptivo, para establecer la situación lógica de las estaciones de la red.

Este tipo de elementos inter-red no precisan del establecimiento de una relación entre la dirección de un nodo y su localización física en la LAN extendida. Así mismo, aunque en principio sólo operan con el espacio de dirección comentado, dan soporte además, a soluciones

híbridas : flat/jerárquica, proporcionando una flexibilidad importante en su funcionamiento y configuración.

Por último, este tipo de bridges MAC son apropiados para entornos de LAN's IEEE 802, que lleven a cabo una administración consistente del espacio de dirección global.

I.1.9 CARACTERIZACION DE BRIDGES, ROUTERS Y GATEWAYS.

Las LAN's han adquirido gran importancia en los últimos años, como ya se ha comentado, debido a que ofrecen a los usuarios la posibilidad de compartir recursos, tales como dispositivos de almacenamiento masivo, impresoras y elementos de comunicación (modems, faxes,..). El acceso compartido a aquellos recursos situados más allá del alcance de una LAN, generalmente es posible mediante los denominados servidores de comunicaciones.

Generalizando este concepto pueden considerarse diferentes categorías de dispositivos de este tipo, en función de los niveles de protocolo en los que realizan su labor :

a) BRIDGES.

Servidores que operan en los niveles : LLC (enlace lógico) o MAC (control de acceso al medio), independientemente de los protocolos de nivel superior.

b) ROUTERS.

Servidores que operan en el nivel de inter-red (nivel tres del modelo OSI de ISO), por lo que se denominan también routers inter-red.

c) GATEWAYS.

Servidores que operan en niveles superiores que los bridges o que los routers, en concreto entre el nivel tres y siete respecto del modelo OSI de ISO.

Todos estos dispositivos de interconexión LAN pueden llegar a coexistir dentro de una misma red extendida.

I.1.9.1 FUNCIONAMIENTO. ELEMENTOS FUNDAMENTALES.

a) BRIDGES (también denominados relays de enlace de datos).

Son dispositivos de filtrado inteligente, que almacenan y reenvían tramas. Para ello hacen uso de las direcciones del nivel de enlace de datos. Se diferencian de los repetidores, en que éstos últimos tan sólo regeneran y reenvían las señales del medio de transmisión, entre segmentos de cable coaxial.

Los bridges conectan enlaces de datos de LAN's, constituyendo redes extendidas, de manera que permiten incrementar la extensión física y el número máximo de

estaciones dentro de una sólo red LAN, haciendo posible la utilización de diferentes niveles físicos en cada una de las subredes inter-comunicadas. Existen tres tecnologías de bridges destacables :

a.1) Bridges Simples.

Se basan en una tabla de direcciones estática, generada a partir del conocimiento a priori de las direcciones de las estaciones de la red. Sus ventajas fundamentales son su simplicidad y gran velocidad. Sin embargo, son dispositivos poco flexibles, ya que el movimiento de una estación provocaría cambios en todos los bridges. Así mismo, el número de estaciones (debido al reducido tamaño disponible para la tabla de dirección) y su capacidad de recuperación ante errores (en enlaces de transmisión y en otros bridges) son muy limitados.

En cualquier caso, es necesaria la existencia de un sistema adicional de gestión, en instalaciones cuya topología sea importante y pueda alterarse frecuentemente.

a.2) Bridges con Aprendizaje.

Se basan en una tabla de direcciones actualizada dinámicamente, por cada trama recibida. De manera que toda trama cuya dirección sea desconocida se reenvía por todos los enlaces de estos dispositivos, menos por el que fue recibida.

El correcto funcionamiento de estos bridges se sustenta en una topología libre de bucles (un grafo sin ciclos), aunque se contempla la existencia de posibles enlaces alternativos en caso de error.

El conocimiento a priori necesario en estos elementos consiste en registrar su dirección MAC y el valor de la prioridad relativa, que le ha sido asignada, respecto al conjunto total de bridges de la LAN extendida.

Las ventajas de este tipo de dispositivos pueden resumirse en una robustez mayor, sencillez superior a la observada para bridges simples, no sólo en su instalación, sino también en su funcionamiento y una gran tolerancia tanto a fallos topológicos, como en los enlaces de transmisión.

a.3) Bridges con Encaminamiento Fuente.

Esta tecnología de bridges, especificada por IBM, está orientada al encaminamiento de tramas a través de múltiples redes locales con topología en anillo. La ruta a seguir por una trama cualquiera hacia la estación destino es calculada por la estación fuente, mediante un protocolo de búsqueda por toda la red, de dicha estación destino. La información sobre la ruta así obtenida, será utilizada por cada bridge, para determinar el camino que deberá seguir la trama hacia su destino.

Las propiedades fundamentales que un bridge, generalmente ofrece, pueden resumirse en :

- Incremento de la extensión física del entorno de comunicaciones, permitiendo desde el punto de vista de la fiabilidad y la distribución del tráfico de mensajes, la interconexión arbitraria de LAN's mediante este tipo de dispositivos, aunque sea a costa de un cierto retardo, debido al proceso de almacenamiento y reenvío.

- Incremento del número máximo de estaciones de red a las que se da soporte.

- El uso de diferentes niveles físicos (coaxial en banda base y banda ancha, fibra óptica, UTP, STP,...), dando la posibilidad, bajo ciertas limitaciones, de inter-comunicar LAN's diferentes (por ejemplo, LAN's IEEE 802.3, IEEE 802.4 y IEEE 802.5).

- Filtrado del tráfico de datos, que tiende a minimizar la carga sufrida por cada subred conectada, ya que aísla a cada LAN respecto de aquellos datos que no necesitan atravesarla.

- Mantenimiento de la integridad de las informaciones transmitidas. Esto significa que los bridges evitan normalmente la generación de tramas duplicadas, al mismo

tiempo que deben velar por que la secuencialidad de las mismas se mantenga extremo a extremo. Así mismo, se prevee en muchos casos, la permanencia indefinida de mensajes en la red, estableciendo para ellos valores límite de "vida", dentro de la red extendida.

- Alto rendimiento, en la medida en que los bridges sean capaces de procesar tramas a la velocidad máxima a la que pueden recibirse, manteniéndose las características originales de toda LAN : retardos mínimos y tráfico elevado de datos.

- Tasa de errores reducida, que permite a los protocolos un funcionamiento más eficiente, ya que se supone que los errores son poco frecuentes.

Los servicios que ofrece un dispositivo bridge se orientan al almacenamiento y reenvío de tramas de datos, evitando el tratamiento de información de control específica (como por ejemplo, el testigo en entornos 802.4 y 802.5). El servicio de reenvío empleado por los bridges podrá ser de dos tipos :

(a) Sin conversión --> Es el método más sencillo, ya que se basa en la reemisión de tramas sin cambios. Sin embargo, esto es posible tan sólo si las LAN's de entrada y salida tienen idénticos formatos de trama.

(b) Con traducción --> Este método es adecuado para aquellas LAN's inter-comunicadas, cuyos formatos de PDU sean diferentes pero relativamente semejantes. En este caso, el bridge reenviará las tramas de manera que parezca generado dentro de la LAN de salida. Para ello, realiza un proceso de transformación o traducción que podrá ser :

- Simple ----> Basada en trasposición de campos y traducción directa de valores de control.

- Compleja --> Basada en modificaciones relativas a:

-- Tamaños mínimos diferentes de las tramas. En este caso, se añadirán o eliminarán caracteres de relleno, aunque el proceso se realizará más eficientemente si lo lleva a cabo el protocolo de enlace de datos.

-- Tamaños máximos diferentes de las tramas. En este caso, se efectuarán las segmentaciones y reensamblados que sean precisos, o bien se procederá a eliminar aquellas PDU's que superen una longitud máxima preestablecida.

-- Prioridades de trama diferentes. En este caso, por ejemplo, se podrá omitir dicha información en un sentido, añadiendo los valores por defecto en el otro.

De todas formas será necesaria una compatibilidad en el tamaño del espacio de dirección, así como una única representación de cada nodo de red en dicho espacio de

cualquier LAN dentro de la LAN extendida. El contar con un espacio de dirección administrado globalmente en la red global, mejora esta problemática enormemente.

En el caso de LAN's incompatibles, cuyos servicios, formatos de trama y direccionado son muy diferentes y la traducción imposible, su conexión por medio de bridges tan sólo es factible bajo un protocolo simple, entre dispositivos de este tipo, que "encapsule" las tramas incompatibles y las reenvíe a través de una red o de la LAN extendida, hasta otro bridge que pueda realizar el proceso inverso, reenviandola de nuevo en su formato original. Este servicio es transparente para las LAN's origen y destino, ya que se genera un grupo cerrado, que transporta las tramas conflictivas a través de toda la red. De esta manera, existirá cobertura física entre diversos grupos cerrados, pero no la posibilidad real de una comunicación. Esta solución, por tanto, incrementa la complejidad de los bridges, pero mantiene sin cambios la información original y es compatible con los dos servicios anteriores con traducción y sin conversión.

Este tipo de dispositivo inter-red, debe evitar la introducción involuntaria de errores en las tramas reenviadas, manteniendo la protección de la secuencia de chequeo de la PDU del enlace de datos. La mejor manera de hacerlo posible, es reenviando las PDU's sin cambios,

siempre que el controlador hardware lo permita. Si los bridges realizan el servicio de traducción, ésto no es posible , por lo que debe incorporar una serie de técnicas de control, que detecten errores de memoria y de los buses, que puedan incluir datos incorrectos e indetectables en las tramas transformadas y reenviadas.

Por último, en cuanto a los protocolos de nivel superior, éstos no tienen en principio conocimiento de la existencia de los bridges, por lo que se hacen suposiciones en cuanto a retardos, tasas de error, etc,... Los bridges pueden afectar la validez de estas suposiciones, ya que por su naturaleza de almacenamiento y reenvío, introducen necesariamente retardos en el funcionamiento de la LAN extendida. Es por todo ello, por lo que en muchos casos puede ser más conveniente la utilización de otra categoría de módulos de interconexión de redes locales, como routers y gateways.

b) ROUTERS (también denominados sistemas intermedios o relays de red).

A diferencia de los bridges que operan transparentemente, los routers son explícitamente direccionados por las estaciones de red que precisan sus servicios.

Son dispositivos muy adecuados para intercomunicar múltiples redes en las que es necesario un mayor control de flujo y características de seguridad, que un bridge no proporciona y que sin embargo, son intrínsecas a un router. Estos operan en el nivel 3 de la jerarquía OSI, haciendo posible el diálogo entre dos o más redes, que utilicen el mismo nivel de transporte pero posean diferentes niveles de red.

Además, son necesarios para controlar el tráfico que existe bajo diversos protocolos de comunicación en una estructura de múltiples redes heterogéneas, interconectadas por niveles, situación cada vez más común en redes corporativas.

Ofrecen así mismo, servicios más completos y sofisticados, como por ejemplo, la selección de la ruta de transmisión de cada PDU, basándose en varios parámetros como son :

- El retardo de tránsito.
- La congestión de otro/s routers.
- El valor máximo del contador de hops.

La instalación de dispositivos routers da lugar a la formación de "barreras de aislamiento", que hacen posible la segmentación estructurada y reducen el tráfico

a través de las redes. Si una interconexión de LAN's consta, por ejemplo de N redes de área local, cada una de ellas se identificará por una dirección de red independiente. Así mismo, cada computador de usuario de cada LAN también tendrá una dirección particular. Este nivel de direccionamiento permite a los routers llevar a cabo la segmentación inteligente de la red. Pueden diseñarse y hacer funcionar LAN's extendidas mucho mayores, debido a que cada router sólo necesita conocer una porción de la dirección. La segmentación inteligente hace mucho más fácil desarrollar y mantener tablas de ruta para un router que para un bridge. Por ejemplo, si se utilizan bridges para interconectar N redes locales, cada una con M estaciones de usuario, cada bridge necesitará almacenar $N \cdot M$ direcciones, debido a que todas las LAN's aparecen como una única red local respecto del bridge. Si un router es el que interconecta las N redes locales, sólo necesita almacenar las N direcciones de las redes locales.

Un bridge, así mismo, "escucha" todo el tráfico inter-red y consecuentemente es más propenso que un router a dejar pasar tramas erróneas (mal formadas, con errores y fallos de transmisión). Un router debido a que trata con direcciones del nivel de red, sólo recibe paquetes a él direccionados directamente y por tanto, dejará pasar muy poca o ninguna información errónea. Si algo del nivel de red no tiene sentido, el router descartará la PDU, mientras

que un bridge que no puede examinar esos niveles lo dejará pasar. Con ello, un router impide que los problemas locales de red se propaguen a través de la LAN extendida.

El nivel de red también permite formar grandes redes globales con topología en malla en donde puede existir más de un camino, desde cualquier fuente a cualquier destino. En una estructura mallada, todos los enlaces están activos todo el tiempo, proporcionando una alta fiabilidad y disponibilidad de los servicios de la red. Un router puede elegir el camino más óptimo de entre todos los disponibles y puede actualizar dinámicamente rutas de transmisión. Además, varios enlaces activos pueden transportar datos simultáneamente. El fallo de un enlace simple da lugar a que el tráfico se reencamine hacia una ruta más larga. Esta topología mallada contrasta con la topología típica de los bridges, en donde las líneas redundantes normalmente no transportan datos, a menos que suceda un fallo en el camino primario.

Por último, las tendencias actuales apuntan hacia los llamados "pseudo-bridges" o "pseudo-routers", que utilizan protocolos de tipo bridge para minimizar la congestión del tráfico de datos, aunque son transparentes a protocolos de red como TCP/IP, DECnet, SNA, ... Se denominan brouters (de la hibridación de bridge más router) y aunque permiten realizar ciertas funciones de los

routers, como conexiones LAN-WAN y ciertas características de encaminamiento automático por rutas alternativas, no proporcionan las barreras de aislamiento que hacen posible la segmentación estructurada y tampoco reducen el tráfico a través de las redes. Son dispositivos rápidos, pero poco universales, ya que sólo pueden utilizarse con otros routers de similares características.

CARACTERISTICAS =====	BRIDGE =====	BROUTER =====	ROUTER =====
Conexión transparente entre LAN's	SI	SI	NO
Filtrado del tráfico	SI	SI	SI
"Aprendizaje" de la red	SI	SI	NO
Existencia de caminos redundantes	DEPENDENDE	SI	SI
Existencia de caminos alternativos activos	NO	SI	SI
Uso de caminos óptimos	NO	SI	SI

c) GATEWAYS.

Un gateway es un dispositivo que generalmente lleva a cabo sus funciones de interconexión entre redes muy diferentes entre sí, que poseen arquitecturas de protocolo bien diferenciadas, de manera que los nodos de cada red son capaces de comunicarse con otros que pertenecen a otras redes distintas, a través de este elemento que se

direcciona como si de una estación más de la red se tratara.

Un dispositivo gateway además, realiza labores de encaminamiento y traducción de protocolos, que permiten un cierto nivel de inter-comunicación entre sistemas diferentes. La estructura de este tipo de entidad se compone básicamente de los siguientes elementos:

- Múltiples interfaces de red (uno por cada red interconectada).
- Módulos hardware y software de protocolo.
- Un módulo de conversión de protocolos.

Los interfaces de red generalmente realizan las funciones equivalentes a los niveles 1 y 2 del modelo OSI de ISO, y por tanto dependen en gran manera de las características concretas de cada tecnología de red.

Los módulos de protocolo junto con el módulo de traducción se encargan de llevar a cabo el diálogo entre sistemas tan diferentes en el "lenguaje" propio de cada uno de ellos. Para ello, algunas de las transformaciones más comunes incluyen cambios en los formatos de aplicaciones de correo electrónico, transmisión de documentos o transferencia de ficheros, así como en función de protocolos de terminal diferentes, etc... Esta traducción

de protocolos tiene lugar por encima del nivel de transporte del modelo OSI y precisamente, ya que la fiabilidad del protocolo se supone localizada en este nivel, el gateway a través de estos módulos mantiene la calidad de servicio, sin dañar, duplicar o perder PDU's, mientras lleva a cabo su proceso y su transferencia entre servicios de transporte.

La eficacia de la traducción de protocolo llevada a cabo por los gateways, está relacionada inversamente con los niveles de protocolo. En las capas más bajas (2 y 3 del modelo OSI), este proceso no es demasiado complejo, aunque puede afectar de manera importante a las características de fiabilidad, rendimiento y retardos del sistema de comunicaciones global.

En los niveles de red y transporte, cuestiones tales como tamaño de los mensajes, direccionamiento y control de flujo, pueden llegar a ser críticas. Sin embargo, los gateways llevan a cabo divisiones y reconstrucciones de mensajes en tránsito, en función de la longitud máxima de PDU's admitida por cada sistema, así como establecen en general la sincronización necesaria entre espacios de dirección diferentes y mecanismos de control de flujo diversos, en los que las unidades controladas difieren (octetos, caracteres,..), así como las

velocidades de transmisión y las asignaciones de espacio en los buffers de entrada y salida.

Otros factores que incrementan la complejidad de los gateways, tienen que ver con la definición y estandarización de los protocolos de aplicación. Estos no están tan formalizados como los protocolos de los niveles inferiores y la frontera entre programas y protocolos de aplicación no está del todo establecida. Según esto, la dependencia entre los programas de aplicación y su entorno de trabajo limitan la universalidad del módulo de traducción, no siendo del todo exacto dicho proceso y provocando con frecuencia, una degradación de la calidad del servicio a los usuarios.

Cada gateway, que inter-relaciona dos redes, puede modelizarse como una entidad con dos regiones simétricas, una por cada red que interconecta, que incluye los procedimientos precisos para transformar un protocolo específico de una red a un protocolo estandar y viceversa, (ver figura 1.12).

I.1.9.2 CALIDAD DE SERVICIO. IDENTIFICACION DE CRITERIOS PARA EVALUAR LA CALIDAD DE SERVICIO.

A continuación se evalúa la calidad de servicio de los dispositivos anteriormente comentados, de conexión

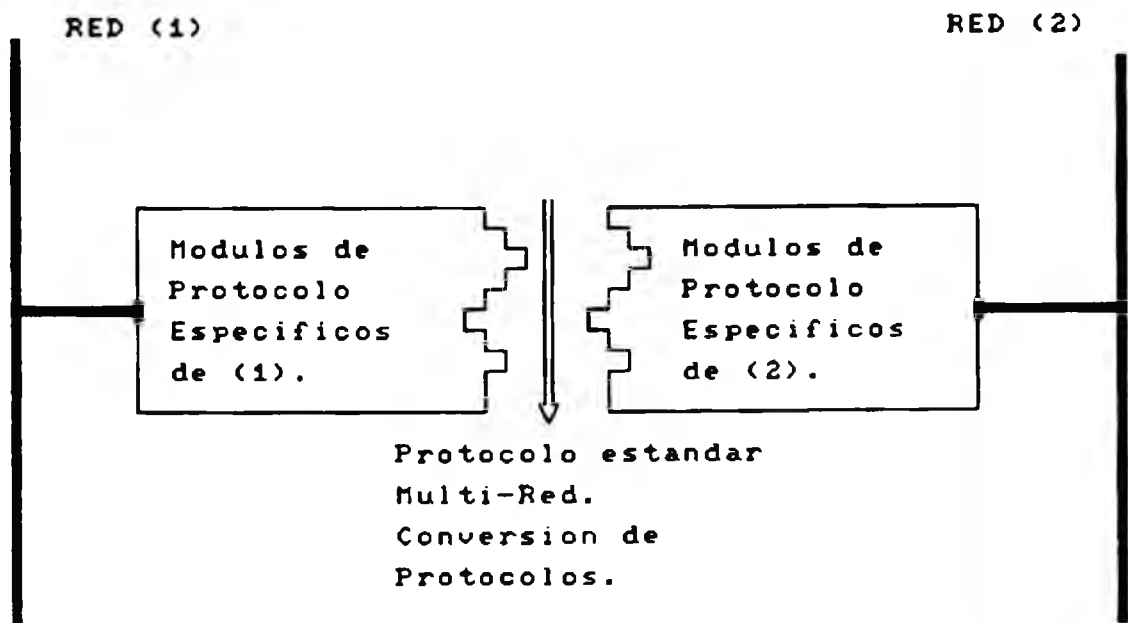


FIGURA 1.12

de LAN's extendidas más comunes: los bridges, los routers y los gateways. Para dicho análisis, se han identificado previamente aquellas características que tras un minucioso estudio consideramos más representativas :

- a) Nivel de disponibilidad.
- b) Tiempo de tránsito de las PDU's en la red.
- c) Periodo de vigencia de las PDU's.
- d) Tasas de errores registradas.
- e) Tamaño de las PDU's.
- f) Niveles de prioridad.
- g) Caudal del sistema de comunicaciones.
- h) Alteraciones del orden y pérdidas de PDU's.

a) Nivel de disponibilidad.

(Bridges) :

- El nivel de protocolo MAC no garantiza el reparto de tramas, y por tanto los bridges que actúan a este nivel se ven condicionados por dicha limitación.

- Los protocolos de alto nivel se diseñan en general para garantizar la integridad de los datos extremo a extremo, pero en general no son tolerantes a altos porcentajes de pérdidas de tramas.

(Routers) :

- Los routers son tolerantes a fallos en los enlaces de comunicación, en las estaciones de red y ante posibles errores en otros routers. Sin embargo, los protocolos de nivel de red no proporcionan reconocimiento ni un reparto fiable de PDU's.

- Especialmente en WAN's donde se contempla la existencia de caminos alternativos, los routers se diseñan para ofrecer alta disponibilidad.

- Las capacidades de encaminamiento construidas en el nivel de red junto con el diseño de red, trabajan combinadamente para proporcionar una disponibilidad mejorada.

(Gateways) :

- Los gateways son tolerantes a fallos ante posibles errores, no sólo en las estaciones de red, enlaces de transmisión u otros dispositivos semejantes, sino también a fallos detectados por los niveles de transporte y sesión. Con ello, restringen su campo de aplicación a diseños o instalaciones de red basadas en el modelo OSI.

- Este tipo de elementos inter-red incorporan generalmente, una gran facilidad de instalación, configuración y comprobación de la configuración, ya que errores de relativamente poca importancia, en la incorporación de

estos sistemas, puede conducir a fallos sutiles en el funcionamiento global de la red. Así mismo, incorporan herramientas adecuadas para realizar la traza y monitorización desde cualquier estación de la red, que permita detectar y eliminar problemas que puedan producirse, proporcionando una buena disponibilidad del sistema integral de comunicaciones.

b) Tiempo de tránsito de las PDU's en la red.

(Bridges) :

- Los retardos sufridos por cada trama en tránsito son debidos al tiempo de proceso necesario para el reenvío y el filtrado de tramas, llevado a cabo por los bridges.

- Si la velocidad con que son recibidas las tramas en un dispositivo de esta categoría, supera su propia velocidad de proceso, pueden originarse problemas de congestión adicional tanto en los enlaces de transmisión como en los propios bridges.

- Dado que la congestión en un bridge puede dar lugar a pérdidas no intencionadas de tramas, todos los intentos de solución deben encaminarse en el sentido de coordinar la tasa de recepción de las tramas, para cada enlace en particular, con la velocidad de proceso local.

(Routers) :

- Los routers introducen un cierto retardo de tránsito debido al tiempo de proceso adicional relativo a los módulos de red. Este defecto es el coste por la alta disponibilidad de las rutas de red, que se obtiene a través de estos dispositivos.

- Las implantaciones de routers deberían intentar reducir al máximo este tipo de retardo.

(Gateways) :

- Los gateways introducen mayores retardos de proceso, debido a la característica de traducción de protocolos que realizan, entre las diferentes arquitecturas de red, que son capaces de intercomunicar. Este proceso mejora notablemente cuando las transmisiones se limitan a un mero envío de PDU's sin modificaciones, cuya interpretación es labor de los extremos de la comunicación. Sin embargo, esto no es posible siempre y cuando los usuarios de las redes precisen acceder a las facilidades ofrecidas por las mismas.

c) Periodo de vigencia de las PDU's.

(Bridges) :

- Un bridge puede necesitar descartar tramas con un tiempo de "vida" superior a un cierto valor de tiempo de tránsito

máximo. Esto es necesario, ya que ciertos protocolos de nivel superior realizan procesos de retransmisión con expectativas razonables de que no se generen tramas duplicadas.

- Será el nivel de gestión del sistema de los bridges, el que proporcione el conocimiento a priori necesario para establecer el periodo máximo de vigencia de las tramas dentro de la red extendida.

(Routers) :

- Los dispositivos router también intentan evitar la existencia de PDU's duplicadas y no repartibles en la red, eliminando aquellas cuyo tiempo de "vida" haya concluido.

- El periodo de vigencia concedido a cada PDU se especifica generalmente dentro de cada una de ellas y es típicamente una parte integral de la especificación del nivel de red. Es por esta razón por la que no es necesario, en este caso, un conocimiento a priori del tiempo de vida de las PDU's.

(Gateways) :

- El nodo emisor de datagramas será informado del progreso del mismo, a través de la red, pero no puede controlarse después de que abandona el nodo fuente.

d) **Tasas de errores registradas.**

(Bridges) :

- El nivel MAC proporciona una tasa de errores no detectados a nivel de bit muy baja, debido a la existencia de una secuencia de chequeo de trama (FCS), que se incorpora a cada trama.

- Un bridge elimina cualquier PDU recibida con un FCS incorrecto. En algunos casos, dependiendo del nivel MAC, un bridge puede tener que recalcular el FCS. En estos casos, es preciso controlar la posibilidad de introducción de errores adicionales en los mensajes, por lo que se realizan dentro de estos bridges, chequeos adicionales de integridad de cada trama.

(Routers) :

- Los niveles de red especifican algoritmos de chequeo de error para cada PDU recibida, pudiendose realizar sobre toda la unidad de información o tan sólo sobre la cabecera del nivel de red.

- Las PDU's en los que se detectan errores en checksums, son como en el caso anterior eliminados.

- Este servicio se lleva a cabo además del cálculo del FCS por parte del nivel inferior de enlace de datos. Con ello, se reduce aún más la probabilidad de errores no detectables a nivel de bit.

(Gateways) :

- Los gateways añaden a la complejidad de la gestión de red, tecnologías adicionales y equipos que necesitan ser controlados. Sin embargo, el coste que supone un gateway capaz de gestionar las comunicaciones de un gran número de estaciones, es significativamente menor que un planteamiento de gestión individualizada por cada subred y estación conectada a la misma.

- Todas las transmisiones de la red tienen una cierta tasa de errores, en estos casos será el nivel de red el que solicite retransmisiones de datos con errores, o realice la corrección de dichos errores.

e) Tamaño de las PDU's.

(Bridges) :

- Todo bridge no debería intentar reenviar tramas cuya longitud máxima sea superior al tamaño soportado por una red local en particular, dentro del colectivo de subredes que componen un entorno multi-red extendido.

(Routers) :

- Los protocolos de aplicación que necesitan grandes transferencias de datos, generalmente se ejecutan más eficientemente con PDU's de gran tamaño. Si se desea evitar este tipo de detalles particulares de los protocolos de aplicación, el nivel de red que soporta fragmentación y reensamblado, simplifica la implantación de tales protocolos, permitiendo potencialmente características adicionales al sistema.

- Algunos protocolos de red (como por ejemplo, DOD-IP e ISO-IP), realizan los procesos de fragmentación y reensamblado de PDU's según las necesidades de un enlace de datos en concreto. Esta propiedad elimina la necesidad de negociar el tamaño máximo de los paquetes a transmitir y el rechazo de paquetes aún más grandes.

(Gateways) :

- En el caso de que las redes origen y destino tengan distintos tamaños de PDU's, los gateways además de llevar a cabo la conversión de protocolo que sea precisa, se encargan de fragmentar el tráfico de mensajes entre ambas redes.

- En el caso de que esté implantado en ambas redes algún tipo de nivel de seguridad, serán los gateways los

encargados de realizar el proceso de compresión y encriptado de los mensajes transmitidos.

f) Niveles de prioridad.

(Bridges) :

- La prioridad relativa de tramas respecto a otras enviadas por la misma dirección fuente puede ser soportada por el subnivel MAC.

- Un dispositivo bridge, podrá usar estas prioridades para determinar el orden en el que las tramas son reenviadas.

(Routers) :

- La información de control de encaminamiento es un ejemplo de tráfico de alta prioridad que deberá colocarse delante de otro tipo de tráfico, ya que generalmente contiene datos de control de gran importancia para otros routers o estaciones de red.

- El "repato urgente" es otro servicio soportado por algunos protocolos de red. Se basa en la colocación de los datagramas de mayor prioridad, en primer lugar, dentro de las colas de transmisión.

(Gateways) :

- Las características anteriores para los routers son perfectamente válidas en este caso, aunque con los problemas inherentes a la conexión de arquitecturas de protocolos diferentes cuyos niveles de prioridad podrían tener significado relativo distinto.

g) Caudal del sistema de comunicaciones.

(Bridges) :

- El rendimiento global de un sistema multi-red basado en bridges, con respecto a las tramas transmitidas, depende en gran manera del medio de comunicación específico y del mecanismo de acceso utilizado.

- Una red local extendida de este tipo puede ofrecer en general un rendimiento y caudal superior al obtenido por una única red local equivalente.

- El rendimiento entre estaciones separadas por un dispositivo bridge, puede sin embargo ser algo inferior al de un sólo segmento de red local. Esto es debido a los retardos de reenvío introducidos por estos elementos inter-red, así como, en algunos casos, a la pérdida de tramas cuyo periodo de vigencia supere el tiempo de tránsito

permitido, debido a la incapacidad propia del bridge para transmitir a la velocidad requerida.

(Routers) :

- Los routers son capaces de igualar las bajas velocidades de los enlaces de área extensa con las altas velocidades de las redes locales sin provocar intencionadamente, pérdidas de tramas adicionales. Esto es posible a través de diversos mecanismos, como por ejemplo la transmisión de mensajes fuente que incrementen el coste dinámico de un enlace de datos particular y una vez que esté saturado, solicitar enlaces poco utilizados o caminos de transmisión alternativos que tengan retardos de tránsito reducidos.

- Los bucles en una topología inter-red basada en routers, están permitidos. De esta manera se añade disponibilidad para el sistema de red global.

(Gateways) :

- Los gateways normalmente, soportan múltiples sesiones simultáneas por cada estación de red, aunque en algunos casos se limite el número de peticiones de impresora, por razones de un excesivo caudal del sistema.

- Otra característica importante respecto a la capacidad de la red extendida, es la posibilidad y facilidad de instalar más de un dispositivo de este tipo en cada subred. Esto

permite dedicar aplicaciones concretas a gateways específicos, extendiendo por igual la carga total de trabajo.

- Las tendencias del diseño de gateways se dirigen hacia dispositivos más veloces, como una opción para reducir el coste de los grandes volúmenes de transferencia de datos, que son capaces de manejar estos dispositivos.

h) Alteraciones del orden y pérdidas de PDU's.

(Bridges) :

- Las tramas pertenecientes a una categoría de servicio no deberían estar desordenadas o duplicadas por el funcionamiento de un bridge. Por esta razón, en general, se contempla la existencia de un protocolo específico que asegura la inactividad de los múltiples caminos de transmisión redundantes que puedan existir.

- Si se inserta un nuevo bridge en la topología, las tramas podrán ser eliminadas durante un tiempo limitado para asegurar que no exista duplicado de tramas, ni posibles errores derivados, producidos durante este periodo transitorio inicial.

(Router) :

- Los dispositivos router toleran el desorden y duplicación de las PDU's.

- Así mismo, minimizan la pérdida de PDU's adicionales aunque como se ha dicho, el nivel de red no garantiza la distribución de unidades de protocolo.

(Gateways) :

- Los gateways establecen un circuito virtual entre las subredes conectadas y transfieren datos a través de este circuito. El control de las conexiones y la seguridad asociada generalmente, están implantadas en los niveles de transporte o de sesión, dentro de estos dispositivos.

- El servicio de datagrama a través de gateways es más sencillo de realizarse que el de circuito virtual. Los datagramas pueden ser simplemente encapsulados cuando se introducen en un gateway y desencapsulados, cuando salen del mismo. Sin embargo, no en todas las grandes redes se utiliza generalmente, este tipo de servicio, ya que no garantiza la distribución ordenada del tráfico de mensajes.

- Un posible estado de congestión de la red provoca en los gateways el rechazo o en algunos casos, la eliminación de los mensajes recibidos.

	<u>DATAGRAMA</u> =====	<u>CIRCUITO VIRTUAL</u> =====
Dirección Fuente	No obligatorio.	Obligatorio en el establecimiento.
Dirección Destino ...	Obligatorio en cada PDU.	Obligatorio en el establecimiento.
Control de Flujo	No realizado por la red.	Realizado por el nivel de red.
Secuencia de PDU's ..	Sin orden.	Con orden.
Detección de Errores.	Realizado por los niveles superiores.	Transparente a los niveles superiores.

CAPITULO II

**Soluciones Optimizadas para
la Transmision de Mensajes
Inter-red Independientes de
la Topologia y Metodo de
Acceso.**

II.1 PROBLEMATICA DEL ENCAMINAMIENTO Y TRANSMISION DE MENSAJES INTER-RED.

Este capítulo presenta en primer lugar, un estudio detallado o análisis comparativo en profundidad, a cerca de las diferencias más notables, entre las soluciones de encaminamiento, que tienden a una mayor generalización e implantación, para ambientes de LAN multisegmento, basados en dispositivos bridges de nivel de control de acceso al medio.

La primera de dichas soluciones está basada en la creación de una topología de árbol de expansión, mientras que la otra alternativa se fundamenta en el mecanismo del encaminamiento fuente. Para ambos esquemas, se ofrece una amplia visión, identificando sus características y su ámbito de aplicación, haciendo especial hincapié en aquellos aspectos de funcionamiento más destacados, responsables de sus diferencias más acusadas, en cuanto a rendimiento, fiabilidad y velocidad.

Por último, se presenta el diseño y especificación de un módulo lógico de interconexión, de creación propia, capaz de interconectar múltiples LAN's, optimizando recursos locales y globales de una red extendida, determinando así mismo los caminos de transmisión más adecuados para las tramas en tránsito, en función de la distribución de carga de una instalación multi-red.

II.1.1 REQUERIMIENTOS A NIVEL DE BRIDGE.

En general, las redes de área local poseen entre otras características, su bajo costo, retardos mínimos y canales de transmisión con amplios anchos de banda (por ejemplo : 1-10 Mbps).

Una instalación de red de este tipo interconectada con otra u otras a través de bridges, mantendrá dichas características, pero su topología podrá ser más dinámica que en el caso de una única LAN, ante posibles errores localizados tanto en un bridge como en una estación de red.

Podemos considerar que los algoritmos de encaminamiento de bridges deben satisfacer los siguientes requerimientos :

- Una instalación de red que incluya bridges, debe comportarse como si se tratara de una instalación con una única LAN, es decir, resultar transparente desde el punto de vista de las estaciones de red.

- La necesidad de transparencia debe generalizarse a las necesidades de rendimiento, tales como retardos mínimos en las transmisiones, tasas reducidas de errores no detectados, en los datos transmitidos y mantenimiento del orden de emisión de las tramas en el destino.

- Los algoritmos de encaminamiento a través de bridges deben ser capaces de adaptarse rápidamente y adecuadamente ante cambios en la instalación de red global.

Diferentes protocolos y algoritmos se han diseñado para distintos propósitos y diversos ambientes de red. La mejor aplicabilidad de cada algoritmo depende en gran manera de las necesidades concretas del entorno de aplicación.

Dentro de esta última problemática tan importante del encaminamiento, los aspectos más destacados que directamente influirán en el modo de funcionamiento de los dispositivos de interconexión LAN (en este caso bridges) y que además determinan varias categorías de algoritmos son :

- El control de las transmisiones, que podrá estar centralizado o descentralizado.
- La modalidad de asignación de ruta de comunicación que estará orientada a la conexión o a datagrama.
- La topología del entorno multi-LAN global que en función de cada instalación podrá ser fija o variable, lo cual tendrá implicaciones en el tipo de algoritmo de encaminamiento, que podrá ser fijo o adaptivo respectivamente, (ver figura 2.1).

ASPECTOS INFLUYENTES EN EL ENCAMINAMIENTO.

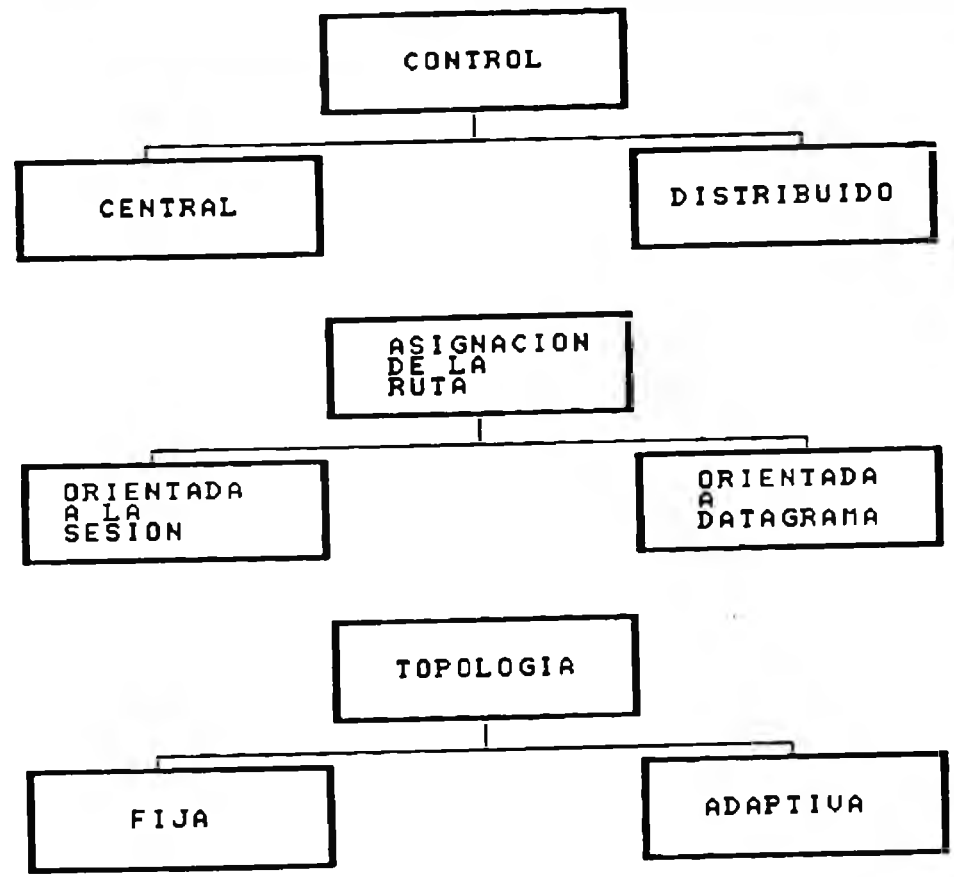


FIGURA 2.1

II.2 DESCRIPCION DE LOS ESQUEMAS DE ENCAMINAMIENTO ARBOL DE EXPANSION (AE) Y ENCAMINAMIENTO FUENTE (EF).

Cada una de las siguientes soluciones de encaminamiento, posee una serie de ventajas e inconvenientes que deberán valorarse y sopesarse, en función de las características del tamaño y tipo del tráfico soportado por cada red extendida. Ambas técnicas, descritas a continuación han llegado a ser estándares de facto, que dan soporte en algunos casos a las necesidades de las grandes redes, compuestas por multisegmentos LAN y en otros a los requerimientos de las estaciones de red ya instaladas que soportan el encaminamiento fuente.

II.2.1 ARBOL DE EXPANSION (AE). DESCRIPCION. FUNCIONAMIENTO.

La arquitectura de los bridges transparentes basada en un árbol de expansión, desarrollada por el comité IEEE 802.1, permite a cualquier estación IEEE 802 comunicarse con otras estaciones remotas como si fueran dispositivos locales. Los bridges basados en esta solución reciben todas las tramas desde una LAN y deciden para cada una de ellas si necesitan reenviarse. Si la estación destino de una trama pertenece a la LAN local, será eliminada, mientras que si pertenece a una LAN remota, se reenviará a través de la puerta o puertas de entrada y salida del bridge que correspondan.

En el caso de que la dirección destino sea desconocida por el bridge, éste reenviará la trama que la contenga a través de todas sus puertas de entrada y salida, a excepción de aquella por la que fue recibida (transmisión omnidestino).

Los bridges realizan un proceso de "aprendizaje" y registro de la dirección y de la situación de las estaciones emisoras y destino, basado en las direcciones origen de las tramas recibidas. Con ello mantienen una serie de tablas en memoria caché que contienen los identificativos de todas las estaciones de red involucradas en transmisiones inter-LAN. La cantidad máxima de información que un bridge puede recopilar, estará limitada por el hardware en el que se basa cada uno de ellos.

Para que esta arquitectura funcione adecuadamente, la LAN global interconectada por medio de bridges, con cualquier topología física arbitrariamente conectada, debe modelizarse por los propios bridges en forma de una estructura lógica de árbol de expansión, todo ello por medio de la ejecución de un protocolo específico de diálogo entre bridges, sin necesidad de que la red sea configurada.

En esta solución los bridges trabajan de manera transparente respecto de las estaciones LAN. No siendo

necesario ningún otro protocolo adicional en ellas más que el ya definido por IEEE 802, para la comunicación de datos a través de una sólo LAN.

Sin embargo, esta solución de encaminamiento no utiliza completamente todos los recursos disponibles, ya que ciertos canales deberán ser inhabilitados, para así eliminar posibles bucles en la topología de la red global. Además, no siempre se encaminan las tramas por las rutas más óptimas.

Las características más destacables del esquema de encaminamiento transparente, basado en un árbol de expansión, son fundamentalmente:

a) Las estaciones de una LAN global se comunicarán entre sí aunque pertenezcan a redes remotas, como si pertenecieran a una misma red de área local. Consecuentemente, no existe ningún protocolo o proceso de mantenimiento de rutas que deban llevar a cabo las estaciones finales.

Las tramas reenviadas por los bridges, mantendrán su "checksum" original, asegurando de esta manera la integridad de los datos.

b) Aunque la topología física de la red extendida puede ser arbitraria, se ejecuta en todo momento un procedimiento que limitará la topología global a una estructura en árbol.

Además, dicho procedimiento permitirá a los bridges de "reserva", llevar a cabo la recuperación automática de aquellos bridges y/o LAN's, en las que se haya producido algún tipo de error.

c) Los bridges no precisan ser configurados y por tanto no necesitan de ningún tipo de gestión previa a su instalación. Con ello, se evitan los posibles errores introducidos por el administrador de la red durante su instalación y se contempla la posibilidad de auto-reconfiguración, en el caso de que por ejemplo, se sitúe un repetidor en paralelo.

d) Las tramas de datos se encaminan por el árbol de rutas, aunque pudiera ocurrir que el camino elegido no sea el más óptimo entre dos estaciones finales. Sin embargo, esta topología asegura que las tramas no formarán bucles indefinidos y que tan sólo una copia de cada trama atravesará cada una de las LAN's.

e) Las tramas multidestino y omnidestino se transmiten a través de la red, a lo largo del árbol de expansión.

f) Los bridges realizan un proceso de "aprendizaje" y almacenamiento de la situación de las estaciones de la red global, basado en la dirección fuente de las tramas de datos. Cuando la estación destino especificada en una trama no está registrada aún por un bridge, se reenvía a través de todos

los posibles caminos de la LAN, una s3la copia por cada red local.

En los casos, en cambio, en los que la direcci3n de la estaci3n destino se encuentre almacenada previamente dentro del bridge, 3ste la reenviar3 hacia la LAN adecuada, dentro del 3rbol de expansi3n.

A nivel de bridge, esta soluci3n basada en un 3rbol de expansi3n, establece los siguientes requerimientos:

- a) Cada bridge deber3 tener asociado un identificativo 3nico, que se emplear3 en el protocolo de creaci3n del 3rbol de expansi3n.
- b) Cada bridge deber3 poseer un espacio de almacenamiento cach3, considerablemente grande para mantener la tabla de encaminamiento en la que se basa el algoritmo.
- c) Los bridges deber3n adem3s manejar unos tiempos de ejecuci3n extremadamente cortos, para de este modo mantener sin retardos aparentes la velocidad de transmisi3n de las LAN's interconectadas.

El coste de este algoritmo puede resumirse en tres partes :

- (a) El coste del protocolo del 3rbol de expansi3n.

Ante la ausencia de cambios en la topología, se transmitirá un mensaje de control en cada LAN de manera periódica. Si se produce alguna modificación en dicha topología el número de mensajes de control puede aumentar considerablemente, teniendo como límite máximo el número de bridges instalados en la LAN extendida.

(b) El coste del "aprendizaje" de la topología.

Cuando un bridge detecta una dirección destino desconocida, reenviará la trama que la contiene y las subsiguientes con el mismo destino, hacia todos los puntos de la LAN (transmisión omnidestino o de difusión), ya que el bridge no considerará en firme, la nueva entrada generada por la dirección destino en la tabla de encaminamiento, hasta que no reciba algún tipo de respuesta a la primera trama enviada, desde la estación destino.

(c) El coste adicional derivado del uso de caminos de transmisión no óptimos, comparado con los resultados que se obtendrían al emplear rutas óptimas.

Cuando los cambios en la topología de la red no son frecuentes, los dos primeros costes indicados no son significativos. En cuanto al tercero de los costes, estará en función de la carga del tráfico soportado y de la topología de la LAN extendida. Por ejemplo, si la estructura real adoptada por la red es semejante a la del árbol lógico de

expansión y los servidores más utilizados están situados, preferentemente, cerca de la raíz de dicho árbol, puede decirse que los caminos de transmisión empleados si no son los óptimos, se aproximan bastante a éstos últimos. Si por otra parte, los servidores se sitúan en las hojas del árbol lógico, con casi total seguridad, el rendimiento de la LAN global resultará afectado a medio plazo.

Sin embargo, el protocolo del árbol de expansión proporciona un buen número de parámetros, que los usuarios pueden establecer para controlar su estructura lógica, con lo que el coste anteriormente analizado, que supone el uso de rutas no óptimas, podría reducirse gracias a un cuidadoso diseño de la topología y a una definición precisa y ajustada de los parámetros de la red. De todos modos, aunque el uso de rutas no optimizadas aumenta la carga total del sistema, ya que los caminos son más largos, si el tráfico no es muy elevado, como ocurre generalmente en ambientes LAN, su efecto podría ser despreciable.

Una limitación funcional de esta solución de encaminamiento es el hecho de no soportar en su topología, la existencia de ordenadores que estén conectados a más de una LAN. Así mismo, para el caso de transmisiones multidestino, su eficiencia es muy limitada. La asociación lógica entre estaciones de red y direcciones de grupo puede ser estática o dinámica, sin embargo, a menos que los bridges estén al

corriente de tal información, todas las tramas multidesfino recibirán el trato de tramas de difusión.

Finalmente, el rendimiento de la red se degrada si la carga de la misma alcanza en algún momento niveles elevados, pero en este caso el incluir rutas redundantes no es una buena solución, ya que el tráfico de datos tan solo circularía por las rutas que pertenecen al árbol de expansión, de manera que la redundancia en la topología se usa tan sólo durante procedimientos de recuperación de errores, en los enlaces que pertenecen a la topología activa de la red global.

II.2.2 ENCAMINAMIENTO FUENTE (EF). COMPONENTES. FLUJO.

Esta solución para bridges se desarrolla con la finalidad, por parte del comité IEEE 802.5, de permitir a las estaciones de red comunicarse a través de múltiples anillos con paso de testigo, siendo labor de la estación emisora especificar la ruta a seguir por los mensajes.

Ya que las estaciones son las responsables de especificar la ruta a seguir por los mensajes, es preciso que exista un procedimiento dinámico que permita determinar dicho camino. Se contemplan varias alternativas bajo investigación que abordan esta cuestión, sin embargo, la más ampliamente difundida es aquella mediante la cual, unas tramas especiales

de búsqueda de la estación destino, atraviesan todas las rutas posibles hacia ella.

Una vez localizada ésta, se reenvían cada una de las tramas iniciales hacia la estación origen, a través de los caminos de transmisión, previamente registrados dentro de cada una de ellas, en el viaje de ida. En ese momento será la estación origen la que elegirá una de las rutas de comunicación, (la primera que sea recibida, ya que corresponderá generalmente a la ruta más corta), utilizándola para las sucesivas transmisiones.

Esta información de encaminamiento obtenida, es una lista de identificadores de bridges y anillos, capaz de ser interpretada por los bridges que soportan el encaminamiento fuente, y que se incluirá como cabecera de todas las tramas que sean posteriormente enviadas hacia la estación destino.

Dado que los caminos de transmisión son seleccionados por las estaciones emisoras, las funciones a realizar por parte de los bridges se simplifican enormemente. Cuando uno de ellos al recibir una trama, deberá comprobar si en su cabecera existe algún par de números de LAN, que se correspondan con los que identifican a dos cualquiera de las LAN's que interconecta. Si se encuentra dicha correspondencia, el bridge reenviará la trama. Para evitar que copias duplicadas puedan ser reenviadas por bridges en

paralelo (es decir, aquellos que intercomunican idénticas LAN's), el algoritmo divide el campo de número de LAN's original en dos partes : el número de LAN y el número de bridge paralelo. De este modo, cada ruta puede definirse específicamente.

Las características más destacables del encaminamiento fuente son básicamente :

a) Las tramas se encaminan a través de la red multi-LAN, siendo la estación fuente la que especifica la ruta a seguir. Esta información se incluye en cada trama. El mantenimiento y almacenamiento de estos caminos de transmisión lo lleva a cabo la estación final.

b) Asumiendo que las estaciones emisoras de la red realizan una selección adecuada de caminos de comunicación, las rutas obtenidas podrán considerarse casi óptimas, entre los dos extremos en diálogo.

Así mismo, si consideramos que las estaciones de la LAN global eligen rutas diferentes, la carga debida al tráfico de mensajes podrá ser compartida a través de la red.

c) La inclusión de información de encaminamiento se indica dentro de cada trama, mediante la activación del bit de "grupo" o "multidestino", dentro del campo de dirección fuente. Esta información consta de un campo de control del

encaminamiento, así como de una lista de descriptores de ruta. Cada uno de ellos, incluye un número de anillo y un número de bridge. El número de anillo consta de doce bits y debe ser único, a nivel de la LAN global, mientras que el número de bridge se especifica por medio de cuatro bits y debe ser único entre bridges paralelos, que inter-comuniquen el mismo par de LAN's.

La responsabilidad de que ambos valores sean únicos recaerá en el administrador de la red, que los asignará manualmente.

d) Los caminos de transmisión se determinan y almacenan posteriormente por medio de una trama de búsqueda, emitida por la estación origen, que recorrerá toda la red multi-segmento, generando si es preciso, copias múltiples para todas las posibles rutas que atraviesen la red. Cada una de estas tramas, recogerá datos sobre el trayecto seguido, ya que por ejemplo los bridges que éstas atraviesen añadirán descriptores de ruta a las mismas.

Se evita que las tramas de localización de ruta entren en un bucle cerrado, realizando una comprobación a nivel de los bridges, para asegurar que el mismo número de LAN no aparezca dos veces.

Como este tipo de tramas sufren modificaciones dentro de los bridges, su "checksum" es recalculado en cada una de ellas,

lo cual significa que no se mantiene el "checksum" original de la trama.

e) El campo de información de encaminamiento permite que hasta catorce bridges introduzcan datos sobre la ruta a seguir por la trama. De todas formas, existe una opción que hace posible ampliar esta limitación hasta veintiocho bridges, y consiste en activar un identificador dentro del campo de control del encaminamiento. Este último mantiene además, información referente a la trama de longitud máxima, que podría atravesar la ruta de transmisión. Este campo se examina durante el proceso de búsqueda del camino hacia la estación destino y si es preciso, lo actualizará cada bridge que reenvíe la trama.

f) Existe una opción en el encaminamiento fuente que hace posible la transmisión omnidestino, a través de una sola ruta. Si ésta se selecciona, cada trama viajará a través de un árbol de expansión de bridges con encaminamiento fuente, asegurando de este modo que dicha trama recorrerá cada segmento LAN tan sólo una vez.

Los requerimientos del presente algoritmo pueden resumirse en :

- a) Cada LAN debe tener asignado un único identificativo.
- b) Cada uno de los bridges paralelos entre el mismo par

de LAN's debe tener asignado un único número identificativo.

c) Las estaciones de red deberán realizar la gestión de las rutas de transmisión a utilizar : buscarlas y seleccionarlás, controlar los caminos en uso, registrar rutas descubiertas recientemente y eliminar aquellas que ya no se utilizan.

El coste derivado del empleo de esta solución de encaminamiento se resume en :

- a) Coste de determinación de la ruta de transmisión.
- b) Coste del control de las mismas por parte de las estaciones de red.
- c) Coste que supone incluir el camino completo de transmisión en la cabecera de cada trama. Sin embargo, si tenemos en cuenta que casi todas las LAN's poseen un tamaño de trama razonablemente elevado (entre uno y varios kilobytes), una variación del orden de 100 bytes en el tamaño de su cabecera puede resultar casi inapreciable. Por ello, en adelante consideraremos tan sólo, los dos primeros costes especificados.

En cuanto al primero de ellos, (el coste de determinación de la ruta), es interesante tener en cuenta que las transmisiones de difusión, en topologías no convenientemente estructuradas pueden llegar a crear un número exponencial de copias de tramas, así como bucles

indefinidos. El algoritmo de encaminamiento fuente elimina esta última problemática de los bucles a través de dos metodologías :

- Por medio del establecimiento de un límite máximo en el número de hops que puede atravesar cada trama.

- Mediante el análisis del camino recorrido por cada trama, según el cual cualquiera de ellas que haya atravesado previamente una LAN cualquiera no podrá ser reenviada hacia la misma.

Con la supresión de bucles, el número de copias enviadas para la determinación de una ruta de transmisión es del orden de $O(N*M)$, siendo N el número medio de bridges en cada LAN y M el número de LAN's que componen la topología global. En cuanto al costo del control de las rutas establecidas por parte de las estaciones de la red, dependerá de varios factores :

- Número medio de caminos utilizados, lo cual dependerá del número de interlocutores de cada estación. El coste será menor si este diálogo involucra a una cantidad reducida de estaciones LAN.

- El procedimiento por el cual se detectan rutas de transmisión obsoletas. Existen varias posibilidades para ello:

- * Constantemente los bridges verificarán el estado de cada ruta registrada. Esta solución puede llegar a ser muy costosa.

- * Confiar en la posible notificación por parte del nivel superior, acerca de aquellos problemas que puedan producirse en una ruta de transmisión. Esta solución no tiene ningún coste de detección asociado en el nivel de enlace de datos, sin embargo, precisa de un canal de comunicación a través de los niveles del protocolo para el envío de dicha información. Por tanto, aunque no esté aún disponible en las especificaciones actuales de los protocolos, ni en las implantaciones, puede considerarse una dirección muy interesante a seguir en futuras investigaciones dentro de este área.

Con las modificaciones que sean precisas en las implantaciones del protocolo a nivel de estación LAN, este algoritmo de encaminamiento puede proporcionar funciones más que suficientes en la capa de enlace de datos. Su principal limitación es su coste elevado. El método de establecimiento de ruta puede provocar problemas de excesivo tiempo de proceso, incluso en LAN's complejas de tamaño medio.

No existe una manera sencilla de reducir el coste, ya que el nivel de enlace de datos no posee un "conocimiento" suficiente, como para eliminar el crecimiento exponencial de las tramas de difusión.

El mecanismo de emisión de tramas de datos de difusión y multidestino, también resulta costoso debido a que guarda paralelismo con el procedimiento de establecimiento de una ruta de transmisión cualquiera.

II.3 IDENTIFICACION DE FUNCIONALIDADES Y PARAMETROS CRITICOS COMUNES, PARA SU INTEROPERATIVIDAD.

Según el IEEE 802, el esquema de encaminamiento fuente debe proporcionar mecanismos para interoperar con el esquema del árbol de expansión. Los resultados de nuestras investigaciones realizadas se analizarán en los apartados siguientes, donde se ha observado que existen múltiples diferencias y semejanzas entre ambas soluciones, con lo que su interoperatividad no es tarea fácil.

Algunos de los puntos clave más importantes con vistas a una futura colaboración entre ambos esquemas son:

- Determinar el tipo de trama que deberá usarse para la función de localización de ruta (esta trama deberá ser reconocida a través de todos los niveles MAC).

- Determinar el modo de propagación de los mensajes omnidestino y multidestino en una red extendida con encaminamiento fuente.

- Determinar la manera en que una estación tendrá conocimiento de una trama procedente de una red con encaminamiento fuente o basada en el esquema del árbol de expansión.

- Permitir que una configuración de red con encaminamiento fuente admita topologías diversas con bridges en paralelo basados indistintamente en ambas tecnologías.

- Determinar los mecanismos necesarios para el mantenimiento de las rutas de un servicio IEEE 802 LLC tipo 1.

II.3.1 ANALISIS INTERNO Y EXTERNO SEGUN ENTORNOS.

A continuación, tras un minucioso estudio se analizan las diferencias que han sido seleccionadas por su importancia e implicaciones y son más relevantes entre ambos esquemas de bridge. El punto de vista referencial utilizado, se basa en examinar principalmente, su respectiva funcionalidad y su comportamiento práctico dentro de una red extendida.

- 1) Transparencia.
- 2) Retardos en la transmisión de datos.
- 3) Uso eficiente del ancho de banda en las comunicaciones.
- 4) Coste de cada solución.
- 5) Estrategia de diseño. Repercusiones ante cambios en la topología.
- 6) Existencia de múltiples dispositivos bridges en paralelo.
- 7) Relación de cada solución con otros productos existentes compatibles con el estandar IEEE 802.
- 8) Equilibrio.
- 9) Redundancia.
- 10) Configuración de la red.

II.3.1.1 TRANSPARENCIA.

Cuando se tienen en cuenta tan sólo los cambios que son necesarios a nivel de estación de red, el algoritmo del árbol de expansión es el único que mantiene la transparencia, mientras que el encaminamiento fuente precisa de modificaciones en el protocolo de cada estación para poder gestionar las rutas de transmisión.

Aunque este último algoritmo sacrifica la transparencia de su funcionamiento, puede añadir características adicionales, tales como establecimiento del

tamaño de las tramas y de los caminos de transmisión. Si una LAN multisegmento, basada en bridges, contiene LAN's distintas con diversos tamaños de trama, el algoritmo de encaminamiento del árbol de expansión, deberá utilizar algún procedimiento adicional, para evitar que se envíen tramas de longitud mayor hacia LAN's que soportan tamaños menores de trama.

II.3.1.2 RETARDOS EN LA TRANSMISION DE DATOS.

El siguiente aspecto de comparación son los retardos en la transmisión de datos. En cada bridge, la diferencia en los tiempos de reenvío de tramas depende de la rapidez con la que los bridges, localizan la situación de las estaciones origen y destino de cada trama, en sus tablas de encaminamiento, o bien depende de la velocidad de análisis de la cabecera de cada trama recibida.

En cualquier caso, a lo largo de toda la ruta de transmisión, el primero de los algoritmos de encaminamiento, basado en el árbol de expansión, presenta en general un retardo ligeramente superior, (como media), en los envíos de datos, debido principalmente a la utilización de rutas no óptimas y a la concentración del tráfico que se produce, en la topología en árbol en la que se basa este método.

El encaminamiento fuente permite la utilización de rutas óptimas, aunque las estaciones emisoras pueden sufrir retardos considerables, en el establecimiento de conexión, si no se ha registrado previamente, información alguna, sobre la ruta a seguir hacia las estaciones destino en cada caso. Además, del retardo comentado, el procedimiento de búsqueda de dicha ruta es costoso, por lo que debe tener especial importancia, como se verá más adelante, la duración dentro de las tablas de encaminamiento, de aquellos caminos de transmisión en la red, que temporalmente no sean utilizados.

II.3.1.3 USO EFICIENTE DEL ANCHO DE BANDA EN LAS COMUNICACIONES.

El esquema de bridge transparente no utiliza siempre por completo la topología física de una LAN extendida, tan sólo un subconjunto libre de bucles de la misma. Esto evita que puedan emplearse, en todo momento, rutas óptimas entre cualquier par de nodos de la red. A pesar de ello, el hecho de no utilizar ciertas regiones de la topología, no afecta en general, significativamente a la capacidad global de la red. Además, si se tiene en cuenta que las LAN's adoptan normalmente configuraciones jerárquicas o radiales, debido a la proximidad de los recursos compartidos y en otros casos, por razones de mantenimiento, la topología suele ser similar, si no idéntica a la de un árbol.

El esquema de encaminamiento fuente, tiende a emplear en toda comunicación extremo a extremo una ruta óptima, debido al procedimiento de búsqueda y establecimiento de los caminos de transmisión, en el que se basa esta solución. Sin embargo, existen una serie de costes a considerar, asociados con la ganancia relativa de las rutas óptimas seleccionadas, que habrá que considerar detalladamente :

(a) El grado de optimización de una ruta de transmisión puede basarse en múltiples parámetros, tales como limitaciones en el número de hops, carga real del tráfico de mensajes y ancho de banda de la LAN. Una estación origen puede determinar, teniendo en cuenta los "tiempos muertos" de espera de los mensajes de respuesta y suponiendo que ninguno de ellos pueda perderse dentro de la red, el camino con el menor número de hops o aquel que soporte un tamaño de trama mayor.

En contraste con el esquema anterior de funcionamiento de los bridges, el diseño basado en el árbol de expansión, les permite configurarse con un cierto grado de conocimiento del coste de cada LAN. De esta manera, los caminos calculados podrán ser prácticamente óptimos, ya que los enlaces con un coste menor serán los que resulten elegidos como "eje" central del árbol seleccionado.

(b) La ventaja del encaminamiento fuente, en cuanto a la localización de todas las rutas posibles entre dos estaciones LAN, puede llegar a convertirse en un grave inconveniente. Por ejemplo, consideraremos la topología siguiente en la que existen catorce LAN's conectadas secuencialmente con tres bridges en paralelo por conexión.

Si una estación E1 que pertenece a la LAN-1 desea comunicarse con otra estación E2 de la LAN-2, deberá determinar en primer lugar la ruta de transmisión a utilizar. Cada trama de búsqueda de ruta enviada por la estación E1, se triplicará en la LAN-2 y continuará multiplicándose a través de toda la LAN extendida, llegándose a alcanzar la cifra de $4,78E+6$ tramas de búsqueda en la LAN-14.

Mientras tanto, la estación E2 devolverá las dos tramas recibidas de nuevo a la estación E1, estableciéndose a partir de ese momento una comunicación entre ambas. Si se considera un campo de información inicial, con longitud cero, en la trama de búsqueda de ruta, cada una de las tramas generadas, llegaría a alcanzar en la LAN-14, cincuenta y un bytes de longitud y se necesitarían varios minutos para transmitir toda esta cantidad de tráfico generada, suponiendo un grado de utilización del camino de transmisión del cien por cien.

En un segundo caso, si consideramos las estaciones E3, E4 y E5 de la LAN-14, a las que la estación E1 decide enviar una

serie de mensajes, todas ellas precisarán de un proceso de búsqueda de la ruta de comunicación. La carga resultante en cada LAN, debida al reenvío de mensajes de respuesta hacia la estación E1, sería de $1,43E+7$ tramas o de veinticuatro minutos de tráfico (de nuevo considerando un porcentaje de utilización del medio de transmisión del cien por cien, en una LAN trabajando a 4Mbps).

En realidad, la mayoría de las tramas de búsqueda de ruta, así como los demás datos que compiten por el ancho de banda, pueden perderse debido a problemas de congestión. Como consecuencia de ello, no hay garantía de que aquellas tramas que siguen las rutas mejores puedan llegar sin novedad a su destino.

Además, durante un estado de congestión, la pérdida de datos de usuario puede provocar también, la pérdida de conexiones entre estaciones LAN, creando una situación de inestabilidad, ya que los nodos que vieran interrumpida su comunicación, enviarían de nuevo tramas de establecimiento de rutas de transmisión, agravando el problema inicial de la congestión.

Por último, si se considera el diámetro máximo de la instalación, (de veintiocho hops en el ejemplo anterior), el número de tramas resultantes de una trama inicial llegaría a alcanzar un valor tan elevado, que sería capaz de mantener,

por ejemplo, una LAN con tecnología Token-Ring, ocupada durante varios meses.

(c) El carácter de ruta óptima puede variar durante todo el tiempo de utilización de un camino de transmisión, ya que el flujo de mensajes y la topología de la LAN extendida no son características estáticas sino dinámicas. Aunque no está especificada en el esquema del encaminamiento fuente, no existiría otra solución al problema de estas variaciones dinámicas, más que llevar a cabo de forma periódica un proceso de relocalización de la ruta de transmisión, para que una estación que soporte este esquema pueda tener conocimiento, durante un diálogo con otra u otras estaciones, de que existe otra ruta más óptima hacia el destino.

(d) Será necesaria una política de mantenimiento de los registros relativos a caminos de transmisión, por ejemplo por medio de la eliminación de aquellas rutas no utilizadas ni en funcionamiento, determinando cuándo debe seleccionarse una posible ruta mejor, retransmitiendo tramas cuando se produzcan errores en el proceso de búsqueda de caminos de comunicación, etc.. En cualquier caso, estos procesos consumirán fundamentalmente, en cada estación final recursos tales como memoria y tiempo de proceso.

El concepto de "flooding o derrame" se utiliza generalmente para describir el aumento de tramas de

localización de rutas en el esquema de encaminamiento fuente. Este término también se emplea para describir cómo el tráfico de mensajes atraviesa cualquier LAN del tipo IEEE 802.1, cuando los dispositivos bridge que incluye no tienen conocimiento de la localización exacta de la estación destino de un cierto mensaje.

Sin embargo, ambos mecanismos son muy diferentes, ya que en el esquema IEEE 802.1, tan sólo se envía una copia de la trama a cada LAN. En el caso del esquema de encaminamiento fuente con una topología no del todo compleja, circularán a través de cada red del conjunto multi-LAN, un número creciente de copias de la trama original.

II.3.1.4 COSTE DE CADA SOLUCION.

Debido a las necesidades y funcionalidad de ambas soluciones, puede considerarse que el coste de implantación es semejante en ambos casos, sin embargo, parece evidente suponer en principio, que es menos costoso construir un bridge con encaminamiento fuente que con el algoritmo del árbol de expansión.

El coste de red de un esquema es el coste de los bridges más el de las estaciones finales. El primero de los esquemas anteriores es claramente más complejo desde el punto de vista de las estaciones de red, lo cual supone un mayor

coste. Este puede descomponerse en dos: el proceso necesario para insertar y extraer el campo de encaminamiento adecuado en la trama y la memoria que precisa cada estación para almacenar la descripción de las rutas de transmisión.

Para una estación que tenga muchas conexiones, como por ejemplo un servidor, ésto puede significar una carga adicional. Dado que existe generalmente, un número doble de estaciones que de bridges, se obtendrá un coste menor con el esquema del árbol de expansión aunque sea necesario situar la complejidad en los bridges más que en las estaciones de red.

En cuanto al coste del protocolo, hay que considerar que el tiempo interno de proceso del algoritmo del árbol de expansión, crece linealmente con el número de subredes que componen la LAN global, pero se mantiene constante dentro de cada una de ellas.

En el caso concreto del encaminamiento fuente, dicho tiempo de proceso crece también, pero exponencialmente con respecto al diámetro de la topología de red instalada y también en relación al número de estaciones LAN, ya que cada una de ellas lleva a cabo su proceso de establecimiento de ruta de transmisión. Una manera de reducir el coste es permitir a las estaciones LAN, almacenar información sobre dicha ruta después de que se haya cancelado la transmisión, previamente establecida sobre la misma. Sin embargo, la

decisión sobre el tiempo que debe mantener dicha información, implica un conocimiento, en general inexistente, sobre la dinámica del entorno de red : la frecuencia con la que se producen los errores en los bridges y en las LAN's, así como la frecuencia con la que las estaciones de red modifican su localización física o se desconectan lógicamente de la LAN global. La inclusión de tal información en cada estación es prácticamente inviable, entre otras razones debido a que una modificación en la misma requeriría cambios en todas y cada una de las estaciones de la LAN extendida.

Para una mayor claridad y comprensión de los costes relativos de ambos algoritmos, se calcularán dichos costes para cada una de ellos, tomando como base el ejemplo siguiente : (ver figura 2.2).

(A) Coste del algoritmo del árbol de expansión.

Después de N intercambios de mensajes entre bridges, siendo N un valor en relación al diámetro de la red, la topología se limitaría a la siguiente estructura de árbol de expansión : (Ver figura 2.3).

Suponiendo que la estación E_1 inicia una comunicación con la estación E_2 y que ningún bridge tiene registrada información sobre E_2 , las tramas enviadas desde E_1 hacia E_2 serán reenviadas por todos los bridges intermedios:

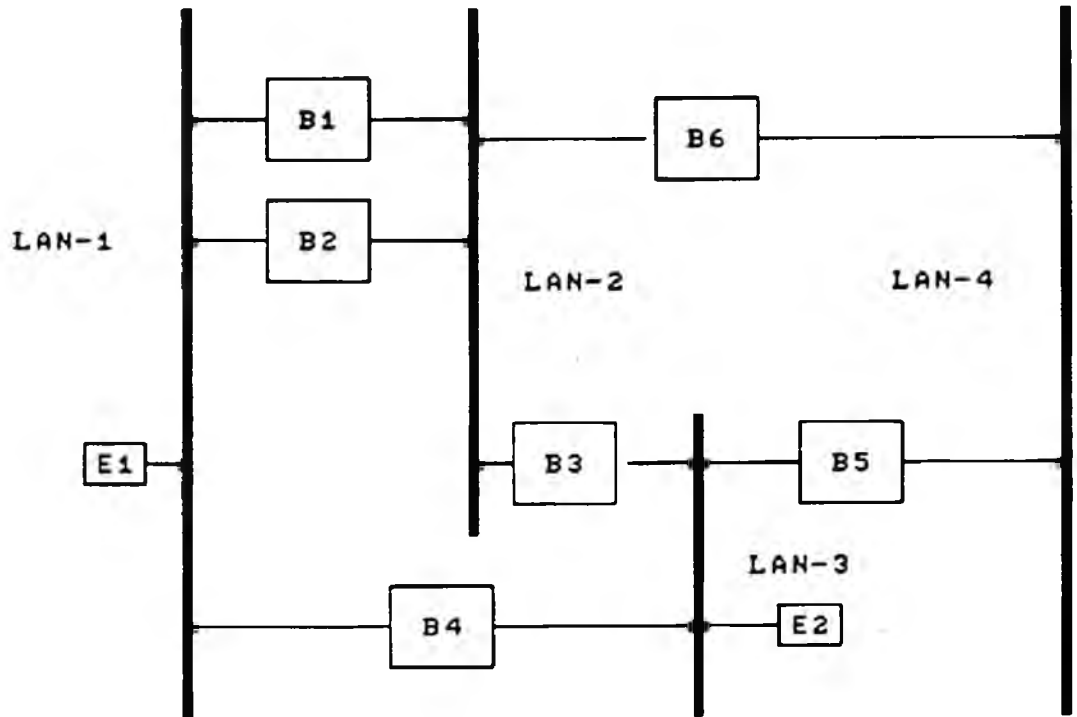


FIGURA 2.2

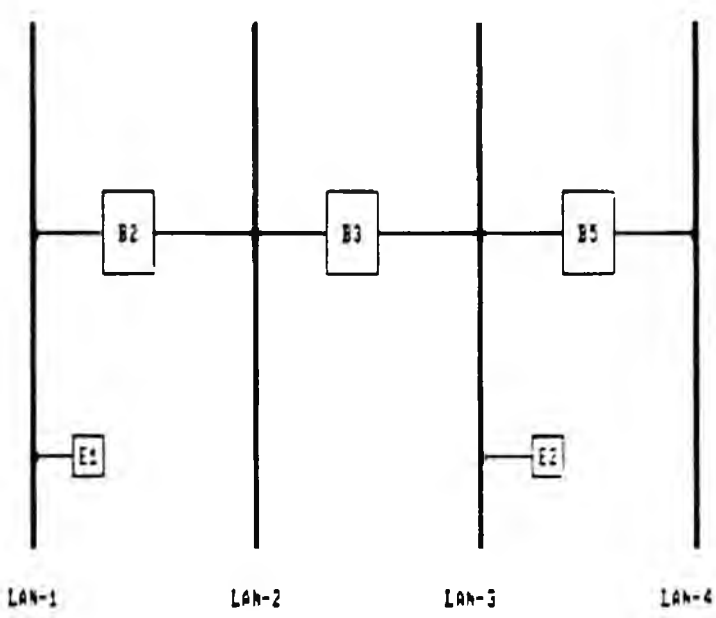


FIGURE 2.3

B2, B3 y B5. Estas tramas alcanzarán su destino en la LAN-3, pero B5 en cualquier caso las reenviará innecesariamente hacia la LAN-4. Este tráfico hacia la LAN- 4, continuará hasta que el bridge B5 reciba una trama enviada por la estación E2.

(B) Coste del algoritmo de encaminamiento fuente.

En primer lugar, la estación E1 enviará una trama de búsqueda de ruta, a través de la LAN-1, para así establecer una comunicación con la estación E2. Cuando B1, B2 y B4 reciben la trama, cada uno de ellos intentará reenviarlo hacia aquellas LAN's que aún no haya atravesado. La trama original se copiará de manera múltiple y se encaminará por todas las subredes. La cantidad de tramas difundidas será en concreto de : cuatro, que atravesarán la LAN-2, cinco la LAN-3 y seis que cruzarán la LAN-4, es decir, aproximadamente el factorial del número total de LAN's, ya que cada copia viajará a través de todas las redes locales, que componen la LAN extendida.

Todos los bridges, a su vez, tendrán que procesar múltiples tramas de establecimiento de ruta (de cuatro a seis copias en este caso), generados por una sola petición. Cuando las cinco tramas de establecimiento de ruta, siguiendo cinco caminos distintos, finalmente se reciban en la estación E2,

serán reenviadas de nuevo hacia la estación E1, generando un relativo coste adicional.

Hay que destacar que en el ejemplo anterior, la instalación de red corresponde a una LAN extendida de dimensiones reducidas, que consta de tan solo cuatro LAN's. Con una red de tamaño más realista, que incluya por ejemplo doce LAN's (aún una instalación de tamaño medio) y con aproximadamente la misma conectividad que el ejemplo anterior, el número de tramas recibidas en cada LAN con el algoritmo de encaminamiento fuente, podría ser del orden de 2 elevado a 12, mientras que el tráfico de tramas en la solución del árbol de expansión no crecería de manera tan significativa.

II.3.1.5 ESTRATEGIA DE DISEÑO. REPERCUSIONES ANTE CAMBIOS EN LA TOPOLOGIA.

Ciertos estudios sobre las estrategias de diseño de ambos algoritmos pueden ayudar a comprender más aún sus diferencias. Ambos diseños asumen que los anchos de banda en una LAN, que contiene bridges, no suponen un coste elevado. El algoritmo del árbol de expansión utiliza estrategias de encaminamiento no óptimas, pero relativamente simples que no precisan llevar a cabo modificaciones en las estaciones y que justifican de este modo el uso de rutas de transmisión no del todo óptimas. En contraste, el encaminamiento fuente

justifica su protocolo algo más costoso de búsqueda de caminos de diálogo entre estaciones, con el hecho de asociar a cada comunicación las rutas más óptimas.

Otra diferencia de diseño es su funcionalidad frente a su rendimiento. El primero de los algoritmos de encaminamiento fue diseñado para resultar tan simple como fuera posible, partiendo de la base de que un número suficiente de recursos en una LAN interconectada por medio de bridges, proporcionan generalmente un buen rendimiento. Mientras, el encaminamiento fuente, con el objetivo de proporcionar de nuevo un adecuado rendimiento, se construyó con un conjunto más amplio de funciones, como por ejemplo, búsqueda de los caminos óptimos dentro de la red, utilización de rutas paralelas, etc,...

Sin embargo, cuando la carga de tráfico es reducida, el coste que supone la búsqueda de rutas óptimas puede no estar justificada por la mínima ventaja, que supone el empleo de éstas. Así mismo, el disponer de rutas paralelas, tiene poca utilidad si el nivel de enlace de datos no posee la información necesaria para realizar una buena selección. Por ejemplo, dividir la carga entre múltiples caminos de red, obliga a conocer el valor del caudal deseado, ya que de otra manera, el nivel de enlace de datos no puede decidir si se precisa una o más rutas de transmisión. Si dicho nivel, además, utiliza múltiples caminos, deberá poseer

algún mecanismo que mantenga y reestablezca el orden de las tramas y debe asegurarse de que los protocolos de niveles superiores, asumen que el nivel de enlace de datos reordena las tramas.

Los dos diseños difieren también, acerca de donde instalar las funcionalidades del encaminamiento : en los bridges o en las estaciones de red. Como la topología puede cambiar dinámicamente, alguno de estos dos elementos debe realizar constantes chequeos con el objetivo de detectar e iniciar labores de recuperación, de aquellas rutas que hayan podido quedar interrumpidas. El algoritmo de encaminamiento del árbol de expansión sitúa este tipo de tareas en los bridges, mientras que el encaminamiento fuente las situa en las estaciones LAN.

En general, es conveniente construir funciones de red dentro de los bridges, para liberar de este tipo de cargas a las estaciones, también es recomendable simplificar el diseño de los bridges para alcanzar un alto rendimiento, requerido por un ambiente LAN de gran ancho de banda. El diseño del árbol de expansión contribuye en estas dos líneas, simplificando las funciones de enrutamiento en los bridges. El encaminamiento fuente sacrifica una de las dos recomendaciones anteriores y simplifica la estructura de los bridges, asignando las funciones de enrutamiento a las estaciones de red y proporcionándoles control flexible sobre

los caminos de transmisión. Esto ayuda sin embargo, a resolver las dificultades del direccionamiento en amplias agrupaciones de LAN's con estructuras de dirección heterogéneas.

Con la finalidad de no sobrecargar a las estaciones LAN, con tal responsabilidad de mantener el control del estado dinámico de la red y de dar soporte a las rutas de emisión, se ha propuesto la creación de servidores de encaminamiento que se encarguen de atender dichas funciones.

En general, las estaciones desean ejercer cierto control, cuando los servicios por diferentes rutas de comunicación son bien distintos, por ejemplo en relación al precio, calidad, restricciones administrativas, etc,..., consideraciones que normalmente no tienen lugar en ambientes de LAN transparentes. Aunque una LAN multisegmento puede conectar LAN's de tipos diferentes, éste es aún un ambiente de red bastante homogéneo comparado con redes de largo alcance. Estas últimas conectan redes bajo múltiples estructuras y organizaciones administrativas, siendo las diferencias de capacidad entre las redes que las componen, a menudo, de varias ordenes de magnitud, mientras que las LAN's interconectadas por medio de bridges, normalmente se supone, están confinadas al ambito de instalaciones privadas, siendo la diferencia, en cuanto a las capacidades del canal mucho menor. Por todo ello, las muchas funcionalidades

proporcionadas por el encaminamiento fuente no parecen ser demasiado útiles.

Para analizar la reacción de ambos algoritmos ante posibles cambios en la topología, se dividen dichas modificaciones en dos categorías :

- Variación en la situación física de las estaciones LAN (que incluyen la desconexión y posterior reconexión de las mismas).
- Variaciones en la topología de la red (que incluyen activación y desactivación de bridges y LAN's).

En el encaminamiento fuente, los tiempos de respuesta ante este tipo de modificaciones está limitado por los procedimientos de registro de las rutas de comunicación. Si un estación lleva a cabo una búsqueda del camino por cada conexión nueva y confía en que los protocolos de niveles superiores detecten dichos cambios, el problema reside en la rapidez con la que una conexión activa puede detectar fallos en una ruta. Si los caminos de transmisión se registran independientemente de las conexiones establecidas, habrá que resolver la cuestión acerca de cómo eliminar rutas obsoletas de las tablas de encaminamiento.

II.3.1.6 EXISTENCIA DE MULTIPLES DISPOSITIVOS BRIDGES EN PARALELO.

El encaminamiento fuente presenta la posibilidad de distribuir la carga total de tráfico inter-red, a través de un conjunto de bridges en paralelo, es decir, por medio de dispositivos múltiples de este tipo que inter-conectan al mismo conjunto de LAN's. Sin embargo, resulta difícil asegurar qué estaciones emisoras diferentes seleccionarán rutas de transmisión distintas, a menos que coordinaran sus procesos de localización de estaciones destino. De hecho, según se señaló en el esquema del encaminamiento fuente, no se contemplan mecanismos de este tipo que impliquen una cierta coordinación entre estaciones LAN.

En ciertos casos no es recomendable el uso de múltiples bridges en paralelo, para la distribución de la carga entre ellos, lo cual permitiría el desarrollo de bridges de bajo rendimiento. Una LAN extendida, interconectada por medio de bridges, debe mantener las características de una única LAN : tasa de congestión baja y caudal elevado. Las estaciones remotas de una red global deberían poder comunicarse, por tanto a la misma velocidad que las estaciones de la LAN local (por ejemplo, para acceder a un servidor en un segmento troncal). Los bridges en paralelo no son sin embargo, capaces de soportar rutas

múltiples simultáneas por cada diálogo entre estaciones de red. Así mismo, cada bridge deberá estar diseñado de manera que su capacidad de reenvío no constituya un "cuello de botella".

Si suponemos que efectivamente los bridges no son los responsables de problemas de este tipo, desde el punto de vista del rendimiento de la red global, sólo entonces, el esquema de encaminamiento fuente permite la distribución del tráfico de mensajes entre múltiples LAN's, por ejemplo, múltiples redes conectadas mediante una agrupación troncal de LAN's. Sin embargo, como ya se analizó anteriormente, sin la coordinación precisa de las estaciones de red, es difícil asegurar que se seleccionarán rutas de comunicación diferentes.

II.3.1.7 RELACION DE CADA SOLUCION CON OTROS DESARROLLOS EXISTENTES COMPATIBLES CON EL ESTANDAR IEEE 802.

El encaminamiento fuente precisa de una serie de funciones que deben estar localizadas en las estaciones finales de la red, por ejemplo: colocación de la ruta a seguir dentro de las tramas, transmisión y recepción de tramas de búsqueda de rutas de comunicación, elección de la ruta más apropiada, etc... La respuesta a este planteamiento para el nivel MAC es la incorporación de máquinas de estado que participan en el proceso de determinación de rutas y en

tareas de procesamiento auxiliar, por ejemplo, proporcionando memoria para almacenamiento de información sobre rutas de transmisión, añadiendo dicha información a las tramas enviadas, etc.

Existen desarrollos para LAN's IEEE 802, que incorporan estas funciones del encaminamiento fuente, aunque no puedan inter-actuar con bridges basados en este esquema. Puede argumentarse a esta limitación que es posible que existan en la práctica estaciones sin encaminamiento fuente, en LAN's basadas en este esquema, pero ha de tenerse en cuenta que los bridges en estas instalaciones no serían capaces de reenviar mensajes, desde o hacia dichas estaciones.

En cambio, los bridges del tipo IEEE 802.1 son compatibles con desarrollos existentes del tipo IEEE 802, no siendo preciso por tanto, realizar ningún tipo de modificación a nivel de estación LAN.

El esquema de encaminamiento fuente tiene también implicaciones para los usuarios del nivel MAC (software de nivel superior). Estas implicaciones son las siguientes:

(a) La relación del encaminamiento fuente con la clase de servicio tipo 1 del LLC (control del enlace lógico), no está

del todo clarificada. Por ejemplo, la manera en que se realiza la invalidación de rutas (errores en caminos de transmisión), que asume el servicio LLC de tipo 1.

Dependiendo del usuario de MAC, se supone que todas las transmisiones mantienen un tráfico frecuente circulando en ambas direcciones, ya que la estación fuente deberá averiguar cuando una ruta cualquiera deja de funcionar correctamente. Este no ocurre en muchas aplicaciones. Por ejemplo, la transferencia de ficheros en forma de "ráfaga", que es aquella en la que una estación emite múltiples mensajes en una sólo dirección y cuando termina, es la estación receptora la encargada de responder, si se ha perdido algún mensaje, con un ACK negativo, específico en cada caso.

Otro ejemplo, lo constituyen los dispositivos de recepción de estadísticas, que realizan labores de control y recogida de ciertas informaciones, que periódicamente proporcionarán resultados para cierta estación LAN. Esta categoría de aplicaciones puede tolerar pérdidas de informes ocasionales, sin embargo, no es recomendable que dicha situación se mantenga, debido a fallos en la ruta de transmisión.

Por último, es importante destacar que el uso de LAN's con enlace de datos sin conexión (LLC tipo 1), está actualmente generalizado en la conexión en red de ordenadores. Por ejemplo, el conjunto de protocolos OSI del LLC tipo 1, el

nivel de red sin conexión ISO y el nivel de transporte ISO de clase 4. Además, puede apreciarse como el TCP/IP de DARPA, el XNS de XEROX y el DNA de DEC, se han adherido a un modelo similar, ésto es, asumiendo el servicio LLC de tipo 1.

(b) Una vez que se detecta un fallo en una ruta de transmisión, es preciso que un cierto mecanismo notifique al nivel MAC que debe localizar una nueva ruta, es decir, iniciar el proceso de búsqueda de caminos en la LAN global. No está actualmente definido claramente, cómo se reinicia este proceso, pero se supone que el nivel superior es el encargado de informar al nivel MAC, con lo que sería preciso que existiera una nueva primitiva o parámetro para el interface de servicio MAC.

(c) El mecanismo en el esquema de encaminamiento fuente para especificar la presencia de información de encaminamiento, consiste en activar el bit de dirección de grupo (o multidestino), en el campo de dirección fuente. Este procedimiento no está estandarizado y precisa por tanto de la conformidad de todos los niveles MAC implicados.

(d) El campo de información de encaminamiento utilizado por los resultados del esquema de encaminamiento fuente puede variar entre cuatro y treinta bytes de longitud. Si se empleara encaminamiento extendido, este campo puede llegar a ocupar sesenta bytes.

En cambio, la solución IEEE 802.1 no precisa de ninguna modificación en las estaciones finales, ni de hardware ni de software. Así mismo, funciona adecuadamente con el IEEE 802 LLC del tipo 1 ó 2, es decir, con el servicio de datagrama o con el servicio orientado a la conexión (circuito virtual).

II.3.1.8 EQUILIBRIO.

En función de la velocidad de la LAN extendida y del número de estaciones de usuario que soporta, existen diversas opiniones sobre qué tipo de esquema tiene un funcionamiento más equilibrado. En principio, debe considerarse que las necesidades de rendimiento para cualquiera de los esquemas son las mismas, es decir, un bridge debe ser capaz de reenviar o eliminar tramas dentro de los límites de velocidad de trabajo de una LAN.

Un bridge no puede constituir un "cuello de botella", ya que ello evitaría que dos estaciones remotas se comunicaran dentro de los límites de trabajo de la LAN. El proceso que realizan los bridges, se centra en dos grandes cometidos : filtrado de tramas y reenvío de las mismas.

El esquema para bridges IEEE 802.1 se fundamenta en la base de datos de reenvío de cada dispositivo inter-red, para determinar si las tramas deben reemitirse o no. Por cada

una de ellas recibida, se compara la dirección destino que incluye con las entradas de la base de datos de reenvíos. Si se encuentra correspondencia, la base de datos indicará si dicha trama es local (trama a eliminar) o remota (trama a reenviar). En el caso de direcciones destino desconocidas, la trama se reenvía por todas las LAN's, a excepción de aquella desde la que fue recibida. Por tanto, esta simple operación descrita, de búsqueda, en la base de datos de reenvío, especifica el tipo de proceso preciso por cada trama. La referida base de datos así mismo, deberá actualizarse cada cierto tiempo.

Los bridges actuales del tipo IEEE 802.1 se diseñan de manera que pueden examinar la tabla de una estación de red con direcciones de seis bytes en menos de cuatro microsegundos. Este tipo de bridge utiliza búsquedas binarias, que en términos del número de accesos a memoria por trama reenviada o eliminada, precisa de $\log_2(n)$ accesos, siendo n el número de estaciones de red. La utilización de memorias asociativas direccionables por contenido podría reducir este número a un sólo acceso. Existen también esquemas "hashing" con un número medio de accesos menor que $\log_2(n)$, pero soportan un número mucho mayor en casos extremos.

El esquema de encaminamiento fuente utiliza la activación del bit de dirección de grupo en el campo de dirección origen, para indicar la presencia de un campo de información de ruta. Según esto, la identificación de cada trama a ser procesada por los bridges, que soportan este esquema, podrá realizarse examinando ese bit. Las tramas que incluyen información sobre los caminos de transmisión se procesan en primer lugar, para examinar el campo de control de encaminamiento, que consta de dos bytes (un acceso a la memoria). Este campo identificará el tipo de tratamiento que recibirá la trama. La descripción completa de las restantes operaciones no está claramente definida, hasta que se especifique completamente este esquema. En cualquier caso, al menos incluye las siguientes operaciones:

- Por cada trama de búsqueda de ruta será necesario realizar un examen de los descriptores de ruta, para asegurarse de que la trama no haya atravesado ya las redes que están más allá del bridge. Esto evita posibles bucles indefinidos de tramas de búsqueda y precisa normalmente entre uno y veintinueve accesos a memoria. Las tramas se borrarán si algún descriptor de ruta tiene registrado el número de LAN de alguna de las redes a las que está conectado el bridge. Aquellas tramas que en cambio, sean reenviadas, llevarán la información de encaminamiento actualizada con un nuevo descriptor de ruta, incrementando así la longitud de dicha información (dos accesos a la memoria).

- Por cada trama que siga una ruta específica, se comparará su información de encaminamiento con los datos mantenidos por cada bridge, hasta un máximo de veintinueve accesos a memoria. Si se detecta una correspondencia, la trama se reenviará hacia la red que corresponda y en caso contrario se eliminará.

Para el esquema del encaminamiento fuente, los accesos a memoria básicos y necesarios, para reenviar o borrar una trama, dependen del tamaño de la LAN multisegmento y puede suponer entre dos y treinta y dos accesos.

Por último, en el caso de bridges multi-puerta (más de dos puertas de entrada y salida), el esquema IEEE 802.1 no precisa de ninguna tarea adicional, sin embargo, para los bridges de encaminamiento fuente si es necesario, debido a que cada bridge debe realizar la búsqueda de múltiples descriptores de ruta.

II.3.1.9 REDUNDANCIA.

Ambos esquemas proporcionan un cierto grado de redundancia, sin embargo, difieren en el modo en el que dan soporte a la misma.

En el caso del IEEE 802.1, los bridges detectan automáticamente cualquier fallo y se reconfiguran en caso de

error a nivel de bridges. El tiempo empleado en la reconfiguración es independiente del número de estaciones y una vez cumplido, las estaciones de la red global podrán de nuevo dialogar entre sí.

En el caso particular del encaminamiento fuente, son las estaciones finales las que detectarán en primer lugar un posible fallo en una ruta de transmisión. Una vez detectado, todas las rutas que atraviesan el bridge afectado deberán ser redefinidas. Ya que cada estación final involucrada debe confirmar el error, el periodo de tiempo necesario para reconfigurar completamente la red extendida será determinado por la última estación en detectar el fallo. Así mismo, el volumen de tráfico resultante de la redefinición, estará en función del número de estaciones y consecuentemente puede afectar al tiempo de reconfiguración, debido a estados de congestión.

II.3.1.10 CONFIGURACION DE LA RED.

Esta característica se refiere a las acciones necesarias por parte del gestor de la LAN para instalar y poner en funcionamiento una red basada en bridges. La solución del árbol de expansión no precisa ninguna intervención durante su instalación. Cualquier topología de bridges conectados arbitrariamente generará un árbol de expansión consistente. El único requerimiento impuesto

consiste en que cada bridge y estación tenga una única dirección. Esto puede venir predefinido y no precisar cambios, cuando cualquiera de los dos tipos de elementos se instalen en nuevas redes interconectadas.

Siempre que se desee definir una estructura concreta de árbol, podrán utilizarse ciertos comandos de gestión, que modifiquen de manera apropiada la prioridad de cada bridge.

El encaminamiento fuente precisa que a cada subred se le asigne un único número (de doce bits) y que todos los bridges conectados a una misma subred conozcan dicho identificativo. Si todos los bridges no tuvieran conocimiento de este número, podrían generarse bucles indefinidos de datos. Se supone que los números de segmento LAN se asignan manualmente, por medio de herramientas de gestión, durante la instalación del sistema.

Además, si existen múltiples bridges en paralelo entre un par de LAN's, cada uno de dichos elementos deberá tener un identificativo único (de cuatro bits). Si no fuera así, la estación destino recibiría por cada trama enviada dos unidades de datos.

Dado que toda esta información debe suministrarse manualmente en tiempo de instalación del sistema (o cuando se

traslada un bridge), es necesario un trabajo extra y una adecuada planificación para el personal de instalación de la red y lo que es más importante, una mayor probabilidad de error. Una pérdida de configuración bajo este algoritmo de encaminamiento fuente puede ser difícil de aislar, ya que ciertas rutas seguirían funcionando, pero otras generarían bucles indefinidos. La capacidad y rendimiento de la red podría lentamente decrecer según se incrementa esta situación. Puede resultar muy difícil diagnosticar este tipo de problemas y además, durante la fase de detección, pudiera ocurrir que el ancho de banda de la LAN no sea el adecuado para soportar las operaciones de gestión de red necesarias para la completa determinación del error.

Este método basado en asignaciones manuales, se complica aún cuando se realice ordenadamente. Por ejemplo, si suponemos dos redes LAN multi-red no conectadas y configuradas independientemente, su inter-comunicación posterior precisará de reasignaciones manuales de los bridges de conexión y de las subredes (si no fuera así, podrían crearse múltiples bucles indefinidos, como ya se ha analizado). Estas modificaciones podrían provocar la invalidación de las tablas de rutas de las estaciones de usuario, que necesitarían redescubrir todos los caminos de transmisión. Esta situación es muy común, en grandes redes que evolucionan y en las que se incorporan nuevas estaciones finales e incluso subredes y LAN's extendidas.

II.4 DISEÑO Y ESPECIFICACION DE UN MODULO LOGICO DE INTERCONEXION, PARA OPTIMIZAR RECURSOS (LOCALES Y GLOBALES), IDENTIFICANDO LA RUTA MAS ADECUADA SEGUN LA DISTRIBUCION DE CARGA.

Este capítulo describe un algoritmo para bridges de nivel MAC, que interconecta cualquier red de área local IEEE 802. Dicho algoritmo determina el camino más corto de comunicación entre cualquier par de estaciones finales, que puedan pertenecer a redes extendidas formadas por múltiples topologías arbitrarias. Este algoritmo, de creación propia tiene como principal objetivo, hacer un mejor uso de los recursos de la red global ó extendida, ya que la selección de las rutas de transmisión diseñada se basa en la distribución de la carga dentro de la red.

El comité 802 del IEEE ha centrado sus esfuerzos, en los últimos años, en la estandarización cada vez más necesaria de los bridges de nivel MAC (control de acceso al medio). Este tipo de dispositivos se utilizan para la interconexión de redes de área local con tecnologías definidas por el comité 802 del IEEE.

Los bridges están comenzando a ser, hoy en día, una de las piezas clave en la proliferación y ampliación del campo de aplicación de las redes de área local (LAN's). Una

LAN posee limitaciones geográficas, de capacidad del tráfico de datos y en cuanto al número de estaciones que es capaz de conectar. Por estas y otras razones semejantes, una LAN aislada cada vez se encuentra más alejada de los objetivos y perspectivas de crecimiento de muchos usuarios. Esto ha hecho que la interconexión de LAN's semejantes o no, sea una necesidad cada vez mayor en muchas instalaciones informáticas corporativas.

II.4.1 INTRODUCCION.

Las primeras técnicas desarrolladas en esta área han requerido la cooperación de las estaciones de cada red, en el sentido de que cada una de ellas debía tener conocimiento sobre qué estaciones pertenecen a otras LAN's y como su acceso se realiza a través de algún tipo de dispositivo de conversión.

Un bridge es un elemento de interconexión, que sin embargo, hace posible la conexión de los protocolos MAC IEEE 802 de manera transparente, es decir, proporciona total independencia respecto de los niveles superiores, tanto si se ejecuta en modo sin-conexión u orientado a la conexión.

Las dos tendencias actuales en el desarrollo de bridges de nivel MAC, se denominan genéricamente :

- a) Encaminamiento fuente.
- b) Algoritmo del árbol de expansión.

a) Esta técnica se basa en la definición de un campo adicional de encaminamiento, inmediatamente después del campo de dirección origen, dentro de la unidad de datos del protocolo (PDU). Este campo contiene información acerca del camino a seguir por las PDU's dentro de la red y será utilizado principalmente por los bridges, para reenviar adecuadamente las PDU's hacia las estaciones origen y destino.

Dado que los formatos de las PDU's ya han sido definidas de manera estandar para casi todas las tecnologías LAN, la adopción de este método requiere modificaciones en dichos estandares. Así mismo, el adecuado funcionamiento de esta técnica precisa de la intervención activa de todas las estaciones finales de la red, por lo que si se elige este esquema de inter-comunicación, sobre instalaciones LAN ya operativas, será necesario realizar modificaciones notables en todas las redes, para poder utilizar las prestaciones de estos bridges.

b) Esta segunda técnica generalizada de diseño de bridges de nivel MAC, se basa en la organización lógica de la topología de la red, para formar un árbol de expansión. Esto es posible como resultado de un diálogo entre los bridges, según el cual

ciertos bridges podrán dejar de encaminar mensajes sobre ciertos enlaces entre LAN's interconectadas.

Este esquema, sin duda funciona adecuadamente, pero es a expensas de múltiples comunicaciones entre bridges, restricciones en las rutas de la estructura arborescente y de la definición del protocolo necesario.

El algoritmo aportado en el presente capítulo no precisa en cambio de ningún tipo de comunicación o diálogo entre bridges. Cada uno de ellos es capaz de determinar si una PDU recibida debe ser reenviada o no, teniendo como base la propia información contenida en cada PDU estandar. De esta manera, los bridges que trabajan en base a este algoritmo de creación propia, podrán insertarse en cualquier punto de las redes locales interconectadas, teniendo siempre presente que en función de las PDU's recibidas, el propio bridge decidirá que unidades de datos deberán ser reenviadas a través del bridge.

El presente algoritmo se basa en la suposición de que en un instante de tiempo dado y dentro de cualquier red de área local individual, tan sólo podrá existir una PDU, que haya sido transmitida por un bridge. Esta es la única precondition que deberá cumplirse para el correcto funcionamiento del bridge diseñado.

Una de las problemáticas más destacadas, de entre las expuestas en este algoritmo, es la de la pérdida de tramas en puntos intermedios de las redes. Su importancia le ha hecho merecedora de numerosos estudios y debates en ISO. Las soluciones propuestas en este capítulo, ante la pérdida de PDU's, son seguras pero podrían afectar, aunque de manera poco significativa, a los usuarios de la red, sobre todo si la probabilidad de que una pérdida de este tipo se produzca es muy reducida. El grado de importancia que tendrá esta cuestión dependerá en último término de la extensión afectada, dentro de las LAN's, por este problema de pérdidas de PDU's dentro de las LAN's que conforman una red extendida.

Un bridge basado en el algoritmo presentado en este capítulo, tendrá el beneficio de no ser necesario ningún diálogo entre bridges, así como tampoco habrá de tenerse en cuenta ninguna restricción en cuanto a la colocación de los mismos, dentro de una LAN extendida.

Además, según los requerimientos de la definición de servicio MAC, el algoritmo descrito establecerá la ruta de transmisión más corta posible, para cada par de estaciones finales que deseen comunicarse.

El camino de transmisión seleccionado es, así mismo, dinámico en función de la carga de la red, hecho que

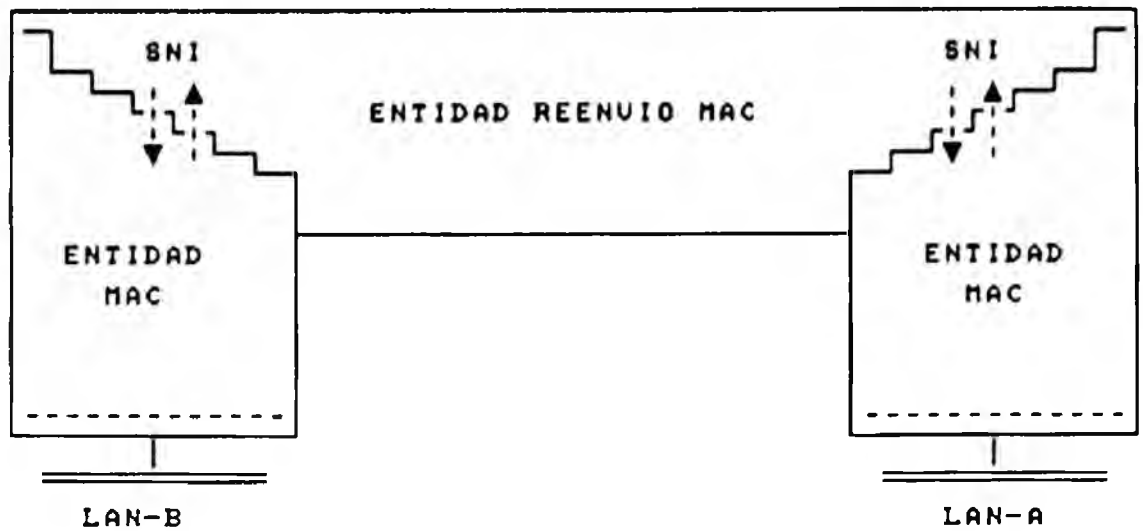
queda reflejado en el momento en el que tenga lugar la primera comunicación entre las estaciones de red y en el momento en el que el temporizador de transmisión del bridge alcance su límite máximo, debido a la posibilidad de bloqueo parcial o total de los bridges que se encuentren en la ruta de transmisión elegida.

Por último, una LAN multisegmento, basada en bridges, que interconectan redes de área local según el algoritmo diseñado y descrito en este capítulo, hará un uso más eficiente de los recursos globales de la LAN, con un nivel considerablemente alto de fiabilidad y eficacia, (ver figuras 2.4 y 2.5).

II.4.2 PROCEDIMIENTO PARA LA RECEPCION DE UNA PDU.

El bridge ha sido diseñado para mantener una lista o listas de direcciones, que contendrán precisamente las direcciones de origen y destino de todas las PDU's recibidas por el bridge, así como una serie de bits adicionales que indicarán, por ejemplo, por cuál de las puertas de entrada del bridge se recibieron.

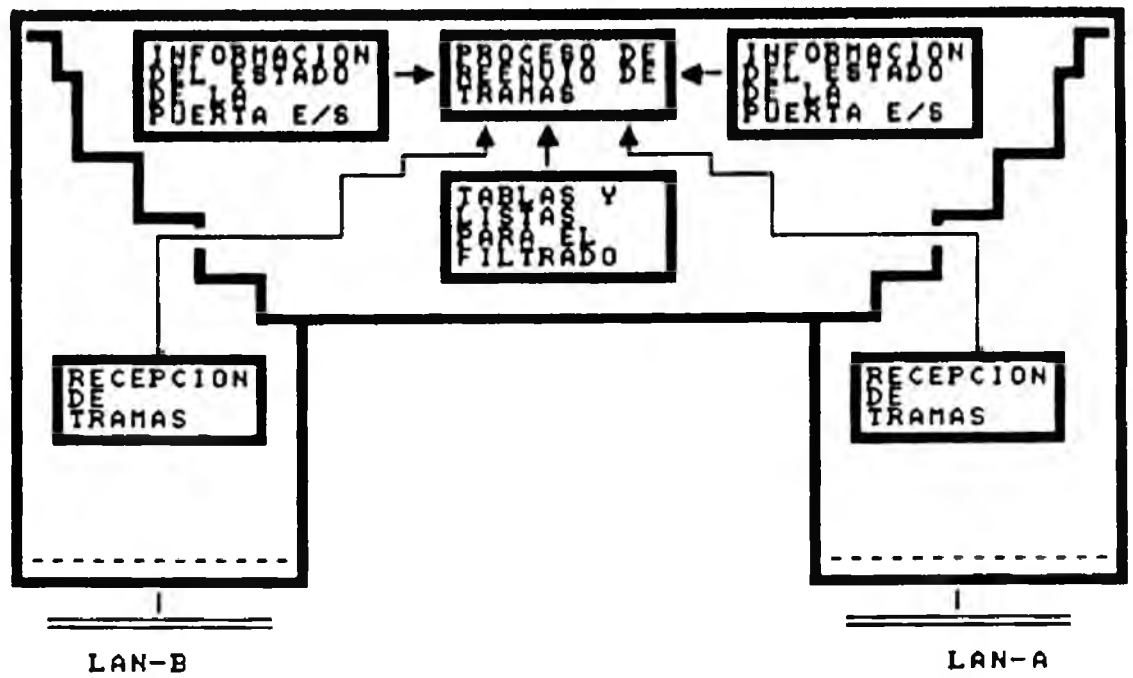
ARQUITECTURA DEL BRIDGE



- ENTIDAD REENVIO MAC → (Funciones independientes del metodo de acceso al medio)
- ENTIDAD MAC → (Funciones dependientes del metodo de acceso al medio)
- SNI → (Servicio de nivel interno)

FIGURA 2.4

===== PROCESO DEL BRIDGE =====



MAC → CONTROL DE ACCESO AL MEDIO.

----- FIGURA 2.5 -----

Cada una de las entradas en la lista de direcciones estará ordenada en función de un valor numérico. Como el espacio destinado a la lista de direcciones es limitado, se han asociado a cada entrada dos temporizadores que provocarán el borrado de la misma bajo dos supuestos :

- Si no se recibe, en un intervalo de tiempo especificado, ninguna PDU que contenga la información de dirección correspondiente a esa entrada.
- Si no se ha transmitido, durante un intervalo de tiempo especificado, una PDU que contenga la información de dirección correspondiente a esa entrada.

El par de direcciones de una PDU recibida se comparará con el contenido de toda la lista de direcciones, para encontrar aquella entrada, si es que existe, que posea ese mismo valor, o bién la primera entrada libre de dicha lista.

Si no existe una entrada con los valores de la PDU recibida en la lista de direcciones, el bridge creará una nueva entrada en la misma con dichos valores de dirección.

Si en cambio, dicho par de direcciones de la PDU ya existe en la lista del bridge y no se ha verificado la recepción simultánea de PDU's no registradas, dicha entrada

podrá ser modificada. Dicha modificación se realizará si el par de direcciones de la PDU recibida coincide, en orden inverso, con el par que inicialmente generó la entrada correspondiente en la lista de direcciones.

Si además de cumplirse esta última condición, la PDU se ha recibido por la misma puerta de entrada del bridge que el par de direcciones invertidas de la entrada en la lista de direcciones, dicha PDU será eliminada.

Por último, si no se verifican ninguna de las condiciones señaladas, la PDU se colocará en la cola de salida del bridge, esperando su retransmisión inminente por la puerta de salida correspondiente de dicho bridge.

II.4.3 PROCEDIMIENTO PARA LA TRANSMISION DE PDU'S.

La cola de reenvío de PDU's estará controlada por dos temporizadores. Cuando se arranquen o re arranquen los bridges, se considerará que las PDU's incluídas en la cola de reenvío no tienen sentido y por tanto, se eliminarán de dicha cola.

Durante el régimen de trabajo normal de cada bridge, existirá por cada PDU a transmitir un periodo de tiempo máximo, para que dicha retransmisión se realice adecuadamente. En el caso de que el plazo de tiempo concedido

terminase estando la PDU todavía en la cola de salida, se procedería a su eliminación de dicha cola de reenvío. Esta se gestionará como una cola FIFO (first input- first output), asegurando de este modo que el bridge no pierda la secuencia en la que fueron recibidas las PDU's.

En el caso particular de que el reenvío de una PDU se cancele según el procedimiento anterior, se activará el algoritmo de reintentos, que corresponda a cada tecnología LAN, repitiéndose todo el procedimiento de transmisión de una PDU por cada intento de retransmisión. Si ésto ocurriese, todo el procedimiento a seguir para la transmisión de PDU's, se repetiría para el intento de retransmisión.

Cuando la PDU haya podido ser al fin reenviada, el temporizador de transmisión correspondiente a la entrada de la lista de direcciones de dicha PDU se reinicializará.

En la tabla siguiente se detallan los cuatro temporizadores utilizados en el presente algoritmo, su denominación, así como los valores asignados a cada uno de ellos. De todos modos, los valores absolutos que se les asignen, dependerán en último término de las necesidades específicas de cada instalación de red, de acuerdo con los requerimientos concretos fijados por el administrador de la red, (ver tabla 2.1).

TEMPORIZADOR	DESIGNACION	FUNCION	VALOR ASIGNADO
De inicialización	T_0	Determina el t_{MAX} que debiera esperar el bridge una vez arrancado o re-arrancado antes de reenviar PDUs	Mayor que $2xT_1$
De inactividad o espera de recepción	T_1	Determina el t_{MAX} que debiera esperar el bridge antes de eliminar entradas de las LANs inactivas	Mayor que el retardo de tránsito máximo de las LANs interconectadas
De la cola de PDUs o de envío de PDUs	T_c	Determina el t_{MAX} que habrá de esperar el bridge antes de eliminar una PDU de la cola de transmisión, que debería de haber sido ya enviada	Mayor que T_1
De transmisión	T_T	Determina el t_{MAX} transcurrido antes de que se detecte algún error en el bridge	Mayor o igual que T_1

TABLA 2.1

Es interesante destacar la labor del temporizador de espera de recepción o inactividad, que proporciona el medio de eliminar aquellas entradas que no estén en ese momento activas y que por tanto, reflejen un estado de inactividad entre los nodos especificados por las direcciones contenidas en su entrada de la lista de direcciones.

En cuanto al temporizador de transmisión, hace referencia al tiempo transcurrido antes de que se detecte algún tipo de error en el bridge. Además, en base al mismo se realizará la reconfiguración dinámica de las rutas de comunicación, a través de la red global interconectada por medio de bridges. La ventaja evidente que se consigue con todo ello es cambiar las cargas soportadas por la red, obteniéndose una compartición dinámica de la carga de los recursos de la red.

II.4.4 TRATAMIENTO DE LAS SITUACIONES DE ERROR. SOLUCIONES.

A continuación se contemplan las tres posibles situaciones más importantes, que pueden llegar a producir errores tanto a nivel del funcionamiento del propio bridge, como a nivel de las transmisiones dentro del entorno de comunicaciones multi-red :

- Recepción simultánea de PDU's no registradas.

- Reinicialización y arranque del dispositivo bridge.
- Detección de posibles bucles indefinidos de tramas (bucles simples y dobles).

II.4.4.1 PROCEDIMIENTO DE RECEPCION SIMULTANEA DE PDU'S INICIALES.

Si se encuentra correspondencia entre las direcciones origen y destino que incluye una PDU y la lista de direcciones de un bridge, la información incluida en dicha entrada indicará si la PDU, que la generó, está aún dentro del bridge, está viajando en dirección contraria a través del bridge y si el orden del par de dirección de la entrada es exactamente el inverso al de las direcciones contenidas en la PDU recibida.

Para evitar posibles errores y malos funcionamientos, si se cumplen estas condiciones, la PDU que tenga la dirección origen menor será eliminada. Si esto implica eliminar una PDU recibida por otra puerta de entrada del bridge, diferente a aquella por la que se recibió la PDU inicial, deberán descartarse también, todas aquellas PDU's que tengan el mismo par de direcciones origen y destino y se encuentren dentro del bridge. Este procedimiento lo denominaremos genéricamente: procesamiento de recepción simultánea de PDU's iniciales.

II.4.4.2 PROCEDIMIENTO DE REINICIALIZACION.

Así mismo, si por cualquier motivo un bridge no fuera capaz de recibir y procesar una PDU, según se analizó en un apartado anterior (referente a la recepción de PDU's), debido a una situación de congestión, sobrecarga u otro tipo de error, el bridge deberá reiniciarse.

La reiniciación de un bridge supondrá eliminar todas las entradas de la lista de direcciones, vaciar todas sus colas de transmisión y situarlo en estado de "escucha" del medio de transmisión y de "aprendizaje" de direcciones de encaminamiento, sin reenviar ninguna PDU recibida hasta que termine el tiempo especificado por el temporizador de inicialización. Dicho periodo de tiempo deberá fijarse de manera que sea capaz de asegurar que una PDU, en caso de generar una situación de reiniciación, no sea reenviada por el bridge y como resultado, después de atravesar la LAN extendida, será recibida, de nuevo, por otra ruta diferente.

II.4.4.3 PROCEDIMIENTO DE DETECCION DE BUCLES SIMPLES Y DOBLES.

El correcto funcionamiento de este algoritmo se basa en la recepción de PDU's, por parte de los bridges, ya que la información contenida en cada una de ellas es la

materia prima, que se emplea para generar las entradas de la lista de direcciones y mantener su veracidad y consistencia. Si dicha información se pierde, el bridge no podrá trabajar durante cierto tiempo de manera fiable. Al detectarse este tipo de situación de error, el bridge iniciará el correspondiente proceso de reinicialización, manteniendo de este modo la integridad de los datos, en todas las redes que componen la LAN extendida.

Al hablar de pérdida de PDU's, se hace referencia a aquellas situaciones en las que un bridge cualquiera ha recibido y reenviado una PDU sin detectar ningún tipo de error, mientras que un segundo bridge consecutivo, no haya recibido dicha PDU, ni tampoco indicación alguna de error. En este caso, la lista de direcciones del segundo bridge no estaría actualizada, pudiendose producir un envío cíclico o bucle indefinido de dicha PDU, sin que éste último pudiera detectarlo. Este tipo de conflicto se basa, por tanto, en el supuesto de que una PDU pueda perderse, sin que la estación final reciba ningún mensaje de error.

En la siguiente figura, se presenta una posible topología de LAN global, sobre la que se presupone una comunicación entre dos estaciones de red : desde E1, hasta E2. Si se produjera la pérdida de una PDU en el punto etiquetado como ERR, la consecuencia inmediata sería que dicha PDU circularía indefinidamente entre los bridges B y C.

Este es claramente uno de los casos más conflictivos, que puede presentarse, de pérdida de una PDU, ya que el envío de mensajes posteriores desde la estación E2 a la E1 no romperían el bucle establecido, llegando a bloquear al bridge A, (ver figura 2.6).

La secuencia de sucesos que se registrarían es :

1º) La estación E1 envía una PDU hacia la estación E2.

2º) La estación E2 recibe dicha PDU.

El bridge (A) registra el paso de una PDU desde E1 hacia E2.

3º) El bridge (B) registra el paso de una PDU desde E1 hacia E2.

Se produce una pérdida de la PDU en el punto ERR, sin que el bridge (C) tenga conocimiento de ello.

4º) El bridge (C) registra el paso de una PDU desde E1 hacia E2, enviada desde el bridge (B).

5º) El bridge (B) recibe de nuevo la PDU desde E1 hacia E2, enviada desde el bridge (C).

El bridge (A) recibe la PDU desde E1 hacia E2, enviada desde el bridge (C).

6º) Se repite el proceso desde el paso 4º).

En base al ejemplo anterior se resume en la siguiente figura la condición necesaria dentro de la lista de direcciones de un bridge, para que se produzca un bucle indefinido de una PDU recibida.

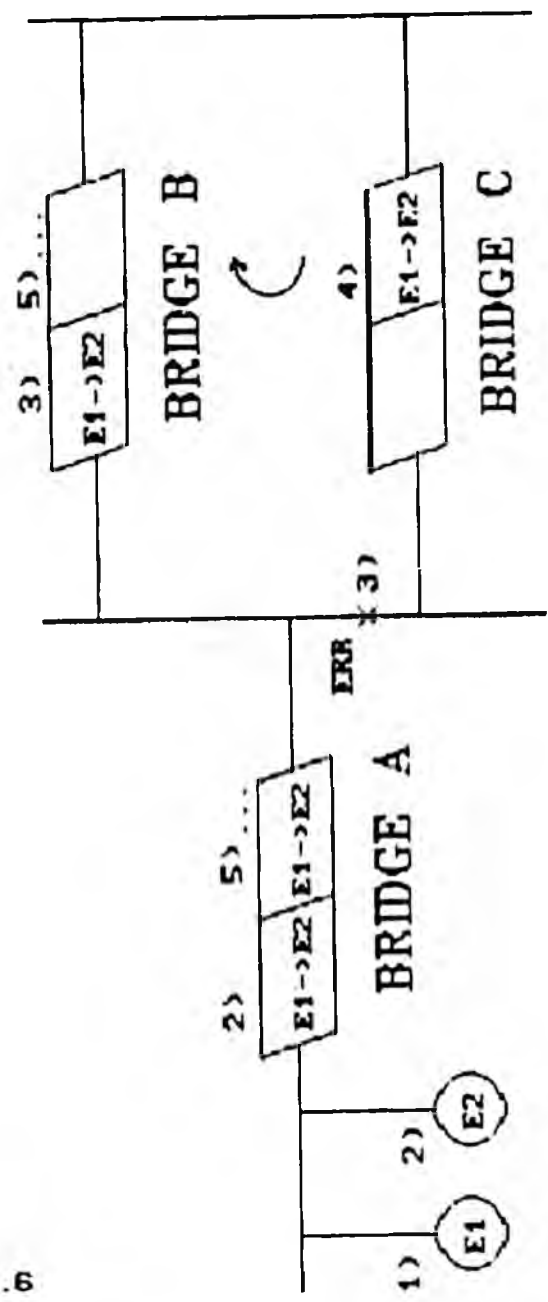


FIGURA 2.6

ESTACIONES

La detección de esta condición es por tanto sencilla y su corrección bien simple. Cada entrada de la lista de direcciones tendrá un contador asociado, que se activará al detectarse la condición enunciada y se incrementará con cada PDU que atraviese el bridge en idénticas condiciones, con las mismas direcciones origen y destino, (ver figura 2.7).

Cuando dicho contador alcance un cierto valor predeterminado, la PDU así como su entrada en la lista de direcciones, se eliminarán. Esta acción detendrá el bucle indefinido y reducirá la probabilidad de que se produzca un bucle doble, como se describe a continuación, (ver figura 2.8).

1º) La estación E1 envía una PDU hacia la estación E2.

El bridge (A) registra el paso de una PDU desde E1 hacia E2.

2º) El bridge (B) registra el paso de una PDU desde E1 hacia E2, enviada desde el bridge (A).

Se produce una pérdida de la PDU en el punto ERR1, sin que el bridge (C) tenga conocimiento de ello.

3º) La estación E2 recibe la PDU de la estación E1, desde el bridge (B) y contesta enviando una segunda PDU, hacia E1.

El bridge (C) registra el paso de una PDU desde E1 hacia E2, enviada desde el bridge (B).

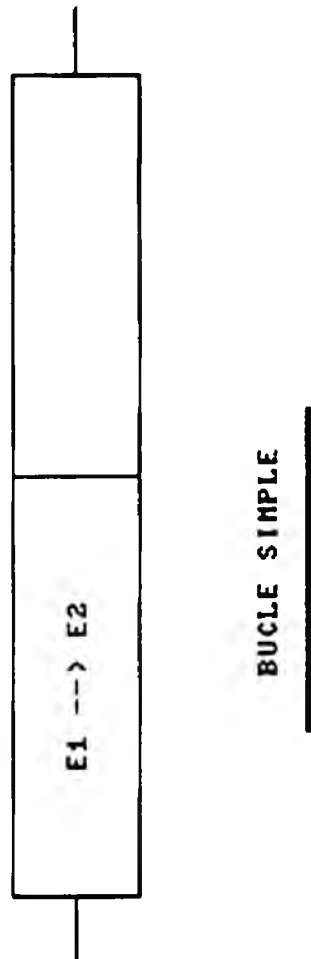


FIGURA 2.7
=====

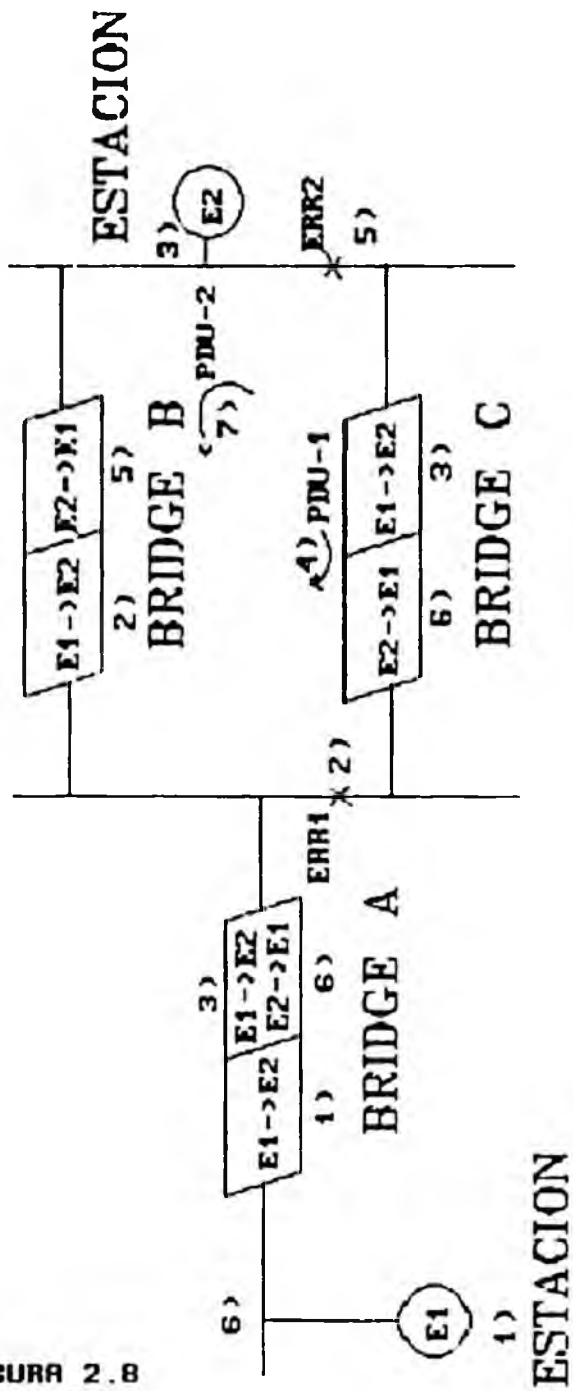


FIGURA 2.8
=====

ESTACION

4º) Se produce un bucle indefinido de la primera PDU entre los bridges (C) y (B), en el sentido de las agujas de un reloj.

5º) El bridge (B) registra el paso de una PDU desde E2 hacia E1.

Se produce una pérdida de la PDU segunda, en el punto ERR2, sin que el bridge (C) tenga conocimiento de ello.

6º) El bridge (C) registra el paso de la segunda PDU desde E2 hacia E1, enviada desde el bridge (B).

El bridge (A) registra el paso de la segunda PDU desde E2 hacia E1, enviada desde el bridge (B).

La estación E1 recibiría la PDU de la estación E2, desde el bridge (A).

7º) Se produce un bucle indefinido de la segunda PDU, entre los bridges (B) y (C) en sentido contrario al de las agujas de un reloj.

Por tanto, en la topología representada, si se produjera la pérdida de varias PDU's en dos puntos concretos de la instalación de la red, considerando el envío de PDU's desde E1/E2 hasta E2/E1, se produciría una situación de bucle indefinido doble.

Como quedaba patente en el supuesto anterior, si la estación E1 envía una PDU a la estación E2 a través del

bridge (A) y dicha PDU se perdiera en el punto ERR1, a pesar de ello, la PDU se recibiría en la estación E2 (a través del bridge B). Esta, inmediatamente contestaría con otra PDU enviada hacia la estación E1, que si llegara a perderse en el punto ERR2, daría lugar a una situación que se resume en dos puntos :

- La PDU inicial enviada desde E1 hacia E2, circularía indefinidamente entre los bridges B y C, como ya se describió en el supuesto anterior.

- La segunda PDU enviada desde E2 hacia E1, también circularía indefinidamente en sentido contrario a la PDU inicial, entre los bridges B y C, siempre y cuando la segunda PDU alcanzara el bridge C antes de entrar en acción el procedimiento de detección y corrección del primer bucle.

Un bridge que estuviera bajo una situación de bucle doble tendría una entrada en la lista de direcciones, semejante a: figura 2.9.

Esta entrada en la lista de direcciones es completamente válida, por lo que la detección de bucles dobles, analizando el contenido de las entradas de dicha lista sería casi imposible. Sin embargo, debido a que este tipo de situaciones no son muy habituales, se ha propuesto

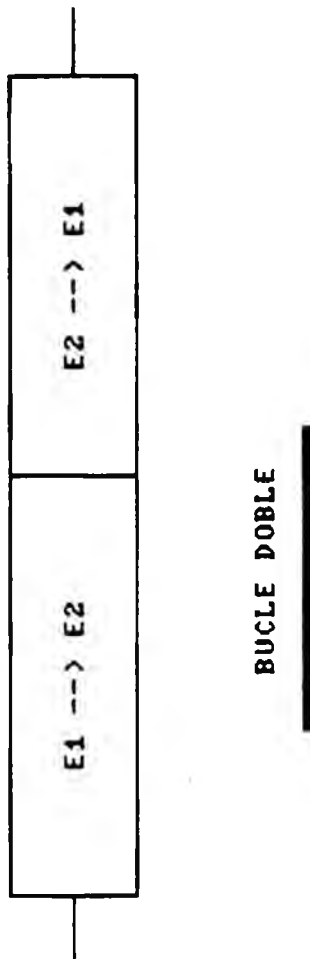


FIGURA 2.9
=====

también una posible y efectiva solución que se analiza seguidamente.

Se activará un contador asociado a cada entrada de la lista de direcciones siempre que se configure de igual manera que la figura anterior, para cualquier par de estaciones. Este contador se incrementará cada vez que se reenvíe una PDU a través del bridge. Cuando el valor alcanzado por el mismo supere un valor prefijado, la PDU recibida se descartará, reiniciando dicho contador.

La solución descrita, en caso de producirse el bucle o transmisión indefinida de la PDU, podrá detenerla. Sin embargo, en situaciones libres de error, este procedimiento hará perder, en algunos casos una PDU recibida, hecho que por otra parte podrá ser detectado y corregido por niveles superiores del protocolo software. Es decir, que aunque pueda existir un cierto inconveniente o repercusión en las transmisiones entre usuarios finales, éste será mínimo y prácticamente despreciable, si tenemos en cuenta las graves consecuencias que para el rendimiento global de la comunicaciones en la LAN extendida supone la existencia de bucles indefinidos dobles.

Por último, ambos valores máximos prefijados, considerados en los dos procedimientos de detección y corrección de bucles, deberán configurarse según las necesidades de cada una de las tecnologías LAN incluidas en la red extendida, así como, según los requerimientos establecidos por el Administrador de la red.

II.4.5 IMPLANTACION ESTRUCTURAL. DESCRIPCION DE BLOQUES FUNCIONALES.

La figura 2.10 representa una posible implantación del algoritmo diseñado y analizado en este capítulo. Como cada bridge es simétrico respecto a las dos (ó más) LAN's que interconecta, aunque se ha modelizado completamente, tan sólo se ha analizado el funcionamiento detallado de una de las partes de la estructura total de este bridge, que inter-comunica dos redes de área local, dentro de un entorno de LAN extendida.

La sección del bridge total representada se corresponde con aquella encargada de transmitir PDU's desde una red de área local A hacia otra denominada genéricamente B. Por cada uno de los componentes etiquetados con un número y los caracteres : (1), existirá otro idéntico : (2), que pertenecerá a la otra porción simétrica del bridge, que gestiona el envío de PDU's desde la LAN-B hacia la LAN-A.

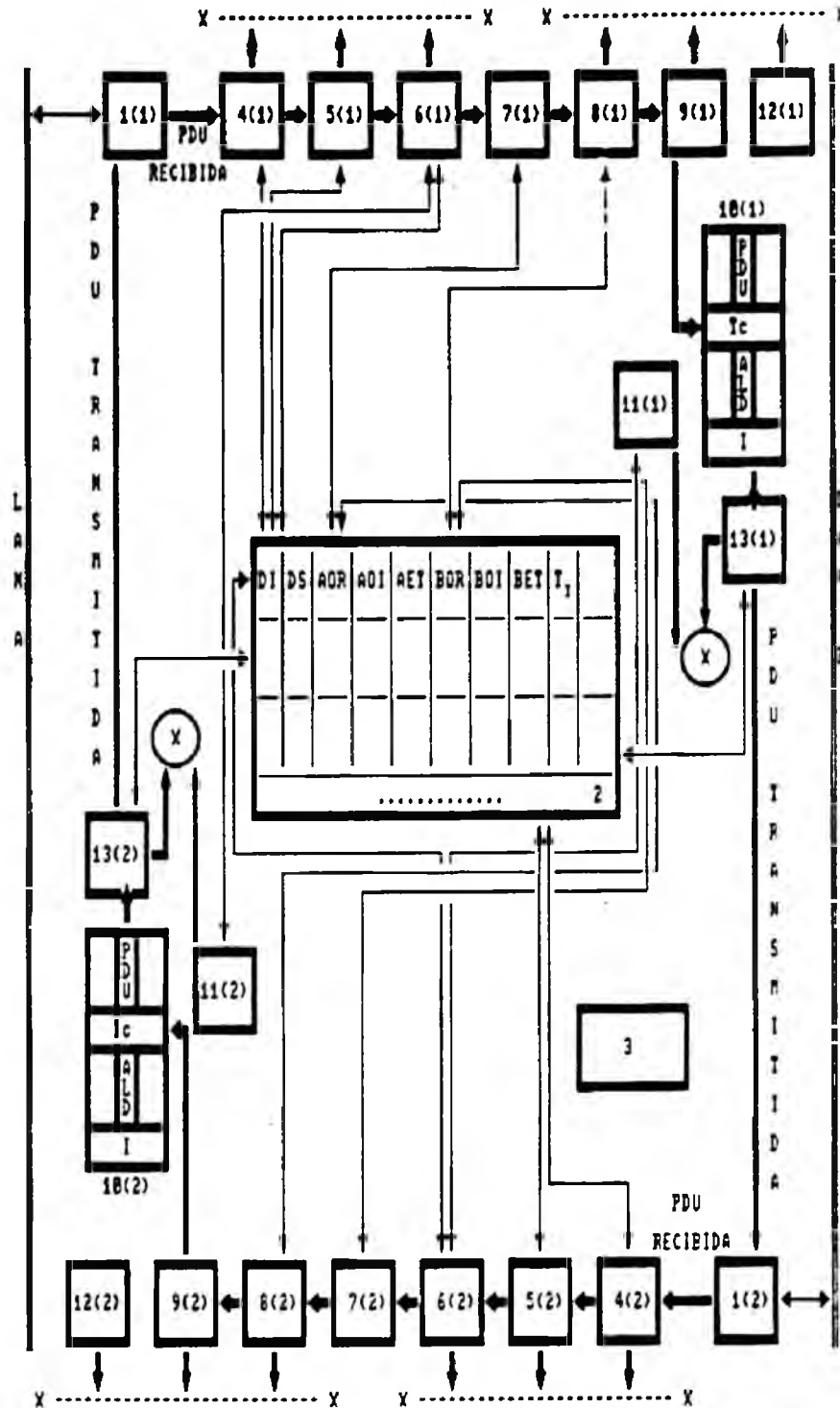


FIGURA 2.10 (1)

NUMERACION MODULOS	DESCRIPCION
1(1)	Interface LAN-A.
1(2)	Interface LAN-B.
2	Lista de Direcciones.
3	Logica de los Temporizadores.
4(1), 4(2)	Modulo Comparacion.
5(1), 5(2)	Modulo Deteccion y Correccion.
6(1), 6(2)	Modulo Procesamiento PDUs Iniciales.
7(1), 7(2)	Modulo Actualizacion Lista de Direcciones.
8(1), 8(2)	Modulo Comparacion Inversa.
9(1), 9(2)	Modulo Retardo Reinicializacion.
10(1), 10(2)	Cola de Transmision de PDUs.
11(1), 11(2)	Modulo Borrado PDU.
12(1), 12(2)	Modulo Control Temporizadores Cola.
13(1), 13(2)	Modulo Comparacion Direcciones.
X	Eliminar PDUs.

FIGURA 2.10 (2)

II.4.5.1 MODULO DE RECEPCION DE PDU'S.

El bridge posee dos interfaces (1(1) y 1(2)), que permiten la conexión de las dos LAN's interconectadas. Por cada PDU recibida, estos interfaces extraerán toda la información de dirección que contenga (origen y destino), creando si es preciso una entrada en la lista de direcciones (2) del bridge. Cada entrada en dicha lista contendrá los siguiente datos :

- DI -> Dirección inferior. Contendrá la dirección menor una vez comparadas las direcciones origen y destino contenidas en la PDU, que genera la entrada en la lista.

- DS -> Dirección superior. Contendrá la dirección mayor una vez comparadas las direcciones origen y destino contenidas en la PDU, que genera la entrada en la lista.

- AOR -> Origen. Contiene un indicador que si está activado significará que se ha recibido una PDU desde la LAN-A, cuya dirección origen es la contenida en el campo DI y cuya dirección destino se encuentra en el campo DS.

- AOI -> Origen inverso. Contiene un indicador que si está activado, significará que se ha recibido una PDU desde la

LAN-A, cuya dirección origen es la contenida en el campo DS y cuya dirección destino se encuentra en el campo DI.

- AET -> En tránsito. Contiene un indicador que si está activado, significará que la PDU que ha generado la entrada en la lista de direcciones, fué recibida desde la LAN-A y aún no ha sido reenviada hacia la LAN-B.

- BOR -> Origen. Contiene un indicador que si está activado significará que se ha recibido una PDU desde la LAN-B, cuya dirección origen es la contenida en el campo DI y cuya dirección destino se encuentra en el campo DS.

- BOI -> Origen inverso. Contiene un indicador que si está activado, significará que se ha recibido una PDU desde la LAN-B, cuya dirección origen es la contenida en el campo DS y cuya dirección destino se encuentra en el campo DI.

- BET -> En tránsito. Contiene un indicador que si está activado, significará que la PDU que ha generado la entrada en la lista de direcciones, fué recibida desde la LAN-B y aún no ha sido reenviada hacia la LAN-A.

El módulo (3) denominado : lógica de los temporizadores, está directamente relacionado con las entradas de la lista de direcciones, ya que éste se encarga de inicializar, incrementar y comprobar a intervalos

periódicos, que los valores de los temporizadores asociados a cada entrada (temporizadores de recepción y transmisión) no superen ciertos valores máximos predefinidos. Si ésto ocurriera, la entrada correspondiente se eliminaría de la lista de direcciones y quedaría disponible para ser reutilizada posteriormente.

El módulo de comparación (4(1)), tiene como función ordenar las direcciones fuente y destino de cada PDU recibida, así como recorrer la lista de direcciones, tratando de localizar un par de valores (DI,DS) que coincidan con los primeros. Una vez llevado a cabo el proceso descrito, se obtendrán como salida de este módulo tres posibles valores :

- Un puntero a una entrada de la lista de direcciones (ALD), en la que los valores de los campos DI y DS coinciden con los incluidos en la PDU recibida.

- Un indicador (NE), que cuando esté activado, significará que va a crearse una nueva entrada, en la lista de direcciones del bridge, con los valores obtenidos de la PDU.

- Un indicador (I), que cuando esté activado significará que las direcciones origen y destino de la PDU deben invertirse, para llevar a cabo las comparaciones con las entradas de la lista de direcciones, es decir, si se verifica que la

dirección fuente de la PDU es mayor que la dirección destino incluida en la misma, se activará este indicador.

Si tras el proceso de comparación no se han encontrado idénticos valores en la lista de direcciones y no existe espacio libre para más entradas, la PDU será eliminada o descartada. El módulo de comparación se ejecuta siempre inmediatamente después de recibir la información, referente a las direcciones de una PDU y paralelamente a la recepción del resto de la misma, completando su ejecución antes de que se reciba totalmente dicha PDU.

Los módulos de detección y corrección (5(1)) y (5(2)) se encargan específicamente de detectar posibles condiciones en las que pueda producirse algún tipo de bucle simple o doble, (ver figura 2.11).

Para ello, se comprobará si alguna de las precondiciones necesarias, comentadas para cada tipo de bucle, se verifica. Si así fuera se incrementará el contador correspondiente para dicha PDU recibida. Si se alcanzase el límite especificado para dicho contador, la acción a realizar dependerá del tipo de bucle detectado :

- Si se ha producido un bucle simple, se descartará la PDU y se reinicializará la entrada correspondiente, dentro de la lista de direcciones.



BUCLE SIMPLE



BUCLE DOBLE

FIGURA 2.11

- Si se ha producido probablemente un bucle doble, también se descartará la PDU, reiniciando el contador asociado.

Si no se detecta ninguna precondición de bucle indefinido, la PDU recibida se entregará al módulo de control de recepciones simultáneas de PDU's iniciales (6(1)). Este módulo comprobará si la PDU, que ha generado una entrada en la lista de direcciones, está aun en el bridge, si se recibió desde la LAN-B y si tiene el sentido adecuado. Si es así, se eliminará la PDU recibida o bien se ejecutará el módulo de borrado de PDU's (11(2)). Este último, eliminará la PDU inicial y cualquier otra PDU siguiente/s, de la cola de transmisión de PDU's, siempre que el sentido de su tránsito sea desde la LAN-B hacia la LAN-A (10(2)), (en sentido inverso a la PDU inicial). En este último caso además, se modificarán los indicadores de la entrada correspondiente de la lista de direcciones, para eliminar cualquier referencia a las PDU's borradas e indicar que la PDU que generó la entrada, se recibió desde la LAN-A.

El siguiente módulo de proceso, denominado módulo de actualización de la lista de direcciones (7(1)), se encargará de inicializar una nueva entrada en la lista de dirección o de modificar una ya existente, de manera que refleje la información de la PDU recibida de acuerdo con el valor del indicador NE.

El bloque funcional que se ejecuta a continuación es el etiquetado, como módulo de comparación inversa (8(1)). Este comprobará si una PDU con las direcciones origen y destino invertidas se ha recibido con anterioridad desde la LAN- A. Si así fuera, la PDU que acaba de recibirse no se reenviará. En caso contrario, si debe enviarse la PDU a su destino, se la situará en la cola de transmisión de PDU's (10(1)).

II.4.5.2 MODULO DE TRANSMISION DE PDU'S.

La cola de transmisión de PDU's contendrá las PDU's, sus punteros a la lista de direcciones, el temporizador de la cola (Tc) y el indicador de dirección inversa (I), entre las secciones de recepción y transmisión de cada bridge.

Asociado a esta cola, existirá un módulo de control de temporizadores, que contabilizará el tiempo que una PDU cualquiera permanece en la cola de transmisión, procediendo a su borrado si el tiempo transcurrido supera un valor umbral especificado previamente.

Inmediatamente antes de intentar transmitir o retransmitir hacia la LAN-B, una PDU que esté en primer lugar dentro de la cola de transmisión (10(1)), se ejecutará el módulo de comparación de direcciones (13(1)). Dicho módulo

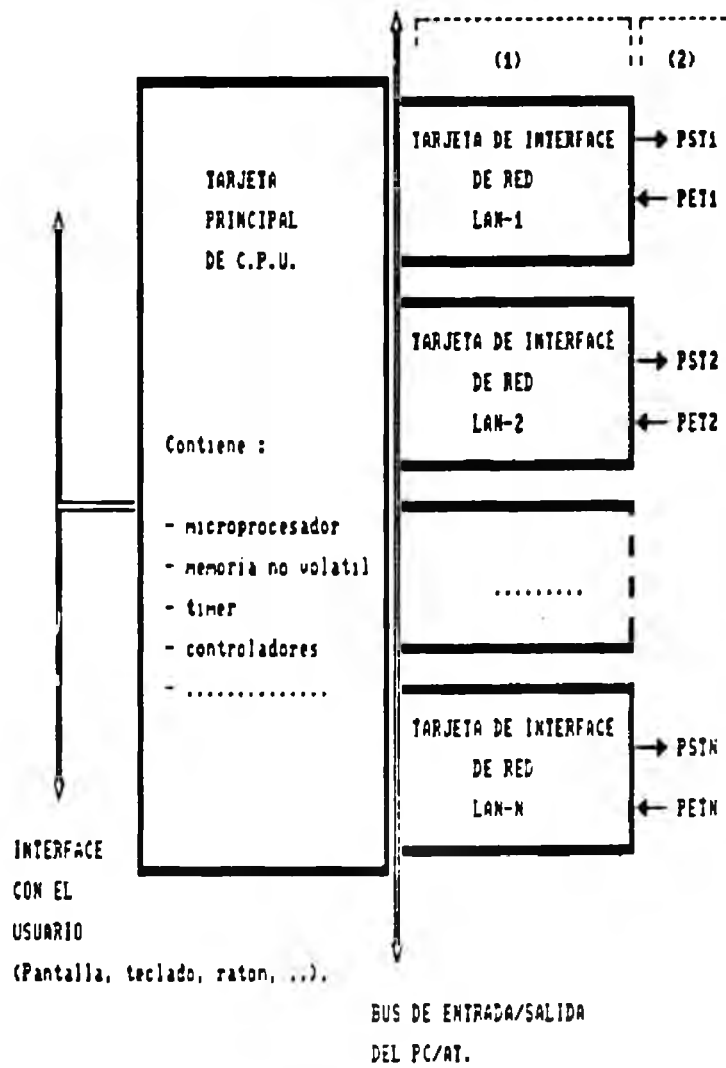
verificará si alguna PDU con las mismas direcciones y en el mismo orden se ha recibido previamente desde la LAN-B. Si fuera así, se descartaría por último, la PDU lista para enviar, que se encuentra en la cola de transmisión.

II.4.6 ESTRUCTURA FISICA DEL BRIDGE.

La arquitectura hardware del bridge diseñado constará de un conjunto de tarjetas conectadas sobre un soporte de base (o "backplane). Una de las tarjetas será la de la CPU principal que gestionará y coordinará las funciones globales del bridge. Además existirán dos o más tarjetas de interface de red para conectar el bridge con las diferentes redes que se pretenden comunicar.

El bridge incorporará un temporizador (o "watchdog timer") para actuar cuando el sistema falle, RAM no volatil para almacenar la información de configuración, código de carga (o "bootstrap"), y cierta cantidad de memoria RAM para almacenar las tramas mientras estén en tránsito a través del bridge. La siguiente figura muestra el esquema físico interno del bridge basado en un soporte PC/AT, (ver figura 2.12).

Las tarjetas de interface de red normalmente incluyen una cantidad limitada de RAM y firmware que les permite enviar y recibir tramas. La RAM de las tarjetas de interface de red servirá como un buffer del tipo FIFO



- (1) Colectivo de tarjetas de interface de red.
- (2) Elementos hardware de conexion para establecer el enlace con las redes inter-comunicadas.
- (3) PETN = Puerta de entrada de tramas.
PSTN = Puerta de salida de tramas.

FIGURA 2.12

("first in, first out"). La tarjeta de CPU principal actuará como una unidad maestra que "interfasee" con todas las demás tarjetas de red que actuarán como unidades esclavas. Además de los buffers FIFO de cada una de las tarjetas de interface de red, la tarjeta de CPU principal contendrá otras colas y buffers utilizados por el bridge (tablas, la lista de encaminamiento,...). Algunas de estas memorias RAM residentes serán activadas en la fase de inicialización del bridge, mientras que otras serán asignadas dinámicamente.

En el bridge existirán una serie de colas de tramas de entrada y salida para cada uno de los interfaces de red que incluye. Las tramas no se copiarán de una cola a otra, ya que podrá utilizarse un puntero para indicar la posición de la trama en la RAM, el cual se moverá de cola en cola. Con esta solución, se evitará la necesidad de copiar tramas en la memoria del bridge. Se utilizarán colas diferentes para procesar cada trama a través del bridge, al objeto de proporcionar un cierto grado de equidad a todas las tramas y para asegurar una detección más rápida de posibles estados de congestión.

Cuando una de las tarjetas de interface de red detecte la recepción de una trama, la transferirá a su buffer FIFO local. En ese momento, el controlador colocará la trama en la cola que corresponde a la memoria principal del bridge

y actualizará el puntero de la cola a la siguiente posición. Se generará, entonces una interrupción hacia la CPU del bridge para notificar al software de la recepción de una trama.

Como resultado, se ejecutará la rutina adecuada del servicio de interrupciones capaz de procesar la trama que llega del interface de red. Esta rutina de servicio de entrada, realizará un chequeo de los registros de error, del interface de red implicado, para verificar que no se ha producido ningún error que pueda ser detectado por el interface. Al final la rutina del servicio de interrupción anunciará al gestor de entrada/salida, que es común a todos los interfaces de red, que la operación ha concluido. Este gestor será una rutina software genérica para todos los posibles interfaces que existan correspondientes a una misma tecnología de transmisión, registrándose tan sólo una copia de este software en la memoria del bridge.

A continuación, será el gestor de entrada/salida de las tarjetas el que se encargue de desencadenar los procesos lógicos descritos anteriormente, realizados por el bridge, que decodificarán las direcciones origen y destino de cada trama, comparando estos y otros valores con las listas y tablas internas del bridge, actualizándolas siempre que sea preciso para mantener al elemento inter-red, al corriente de los sucesos de interconexión de las redes que soporta y

determinando por último la puerta de salida por la que habrá de reenviarse, si es necesario, cada una de las tramas que circulan en un entorno de comunicaciones inter-LAN.

CAPITULO III

**Formulacion de una Familia
de Procedimientos de
Encaminamiento Adaptivos
para Redes Multi-Lan.**

III.1 INTRODUCCION.

El desarrollo de los bridges de red, en particular de aquellos que utilizan algoritmos adaptivos con auto-aprendizaje puede resumirse en base a las siguientes fechas claves:

a) Finales de los sesenta y principios de los setenta.

La atención se centra en los esquemas de encaminamiento y direccionamiento jerárquico, ampliamente influenciados por las directrices ARPANET. Un resumen de todas las soluciones de encaminamiento de este periodo pueden encontrarse en (SUNS 78).

b) 1970.

Aparición de LAN's, especialmente Ethernet, que con su capacidad de difusión y su espacio de dirección "flat host", estimula la investigación en el campo de los bridges de red.

c) 1977.

National Bureau of Standards patrocina un encuentro internacional en el que se analiza el concepto del bridge en una LAN. Se menciona la posibilidad de crear tablas de encaminamiento adaptivas en los bridges, en base a los campos de los paquetes origen. Se define el papel de los bridges, pero no se publica ningún algoritmo sobre estas bases. Ratliff un discípulo de Clack, en el MIT (Massachusetts Institute of Technology) publica su tesis en la que analiza los dispositivos denominados bridges. Sin embargo, los

bridges de los que hablaba Ratliff eran más parecidos a routers, ya que generaban paquetes, se comunicaban entre sí y usaban mecanismos de direccionamiento jerárquico.

d) 1983.

Kempf completa una aplicación a patentar (terminada en 1986), que describe un algoritmo de bridge adaptivo con auto-aprendizaje. Esta es la base para los algoritmos mejorados, diseñados y descritos en este capítulo.

e) 1984-85.

El algoritmo de Kempf se presentó al IEEE 802 para su estandarización y se publicó en los años 1984 y 1985.

f) Gestión de red.

Investigadores de DEC trabajan sobre cuestiones de gestión de red y especialmente en la manera de evitar bucles indefinidos en una red.

En lugar de seguir en la línea de los esfuerzos realizados en la detección y eliminación de bucles, efectuados por los investigadores de Digital, este trabajo se concentra en la problemática de ampliar los algoritmos de los bridges, para entre otros objetivos, permitirles trabajar en redes en las que existan o puedan existir bucles indefinidos de tramas.

Se presentan, por tanto, en este capítulo un conjunto de aportaciones propias, en forma de un conjunto de algoritmos de encaminamiento adaptivo para grandes redes de

comunicación multisegmento. Todos ellos basados en un primer algoritmo elemental de encaminamiento adaptivo, hacen posible aplicar técnicas complejas de enrutamiento de la información basadas en bridges, para el diseño de redes de área local capaces de intercomunicarse y colaborar entre si.

Por medio de los algoritmos de bridge multi-árbol puede alcanzarse un alto grado de capacidad y fiabilidad en la red, realizando subdivisiones lógicas de la misma, cuya topología puede ser arbitraria en un conjunto de árboles de expansión. La tendencia acusada en muchas grandes redes interconectadas por medio de bridges, hacia un excesivo tráfico de tramas omnidestino puede prevenirse y evitarse por medio del algoritmo de reducción de este tipo de tráfico en los bridges. Este último algoritmo se basa en la ventaja que supone la "cercanía" o agrupación geográfica de ciertos colectivos de estaciones de red.

Finalmente, la problemática de las comunicaciones simultáneas entre más de dos estaciones LAN se aborda en el algoritmo para un bridge que soporte comunicaciones multidestino. Esto permite dinámicamente a la red adaptarse ante incorporaciones o abandonos por parte de las estaciones LAN involucradas en el referido diálogo multidestino.

Estas operaciones a nivel de bridge son el núcleo o elemento fundamental sobre el que debe cimentarse el

control del encaminamiento en las futuras grandes redes corporativas que incluyan múltiples segmentos de red de área local interconectados entre si, de manera transparente por medio de bridges.

El esquema global descrito viene a ser doblemente interesante e innovador, ya que añade un nuevo componente a dichas redes como es la capacidad de adaptarse automáticamente ante posibles cambios en la localización física de sus estaciones. Esto aporta un aspecto muy interesante de flexibilidad y fiabilidad, ante las tan comunes reestructuraciones en organizaciones, departamentos o edificios, todos ellos intercomunicados por medio de LAN's multisegmento.

Igualmente importante es el hecho de que los métodos de encaminamiento ideados y presentados en este capítulo, pueden llegar a mejorar márgenes de velocidad establecidos por las diferentes tecnologías de transmisión, en base a reducciones muy significativas del tráfico global soportado por la red, al menos en lo concerniente a mensajes de establecimiento de conexiones entre estaciones, mensajes multidestino, ...

Aunando los recientes avances de la investigación y desarrollo de elementos hardware inter-LAN capaces de desarrollar entre otros muchos, los algoritmos aquí

descritos, cada vez más la interconexión, intercomunicación e interoperatividad de LAN's individuales es una alternativa aún más viable y deseable para las futuras redes de transmisión de datos.

III.2 ALGORITMO A1 PARA UNA JERARQUIA MULTI-ARBOL. DESCRIPCION. FUNCIONAMIENTO. VENTAJAS QUE APORTA.

Se propone un método para particionar grafos de LAN multisegmento en múltiples árboles de expansión, pudiendo a partir de ese momento aplicar el algoritmo básico de los bridges a cada árbol.

Para su correcto funcionamiento, el algoritmo básico de auto-aprendizaje para bridges, especifica que la red debe tener definido un único camino de transmisión entre cada par de estaciones finales. En concreto, especifica que si una red puede representarse por medio de un grafo unidireccional, en el que cada vértice simbolice a un bridge y cada arco ó enlace simbolice a una subred de área local, en dicha red no deberá haber bucles indefinidos. Esta restricción es una de la principales razones por las que nunca hasta ahora se ha considerado su utilización en grandes redes de comunicación. Para construir, por tanto, redes extendidas de gran capacidad compuestas de LAN's con alta fiabilidad, deberá permitirse a los bridges trabajar en grafos conectados arbitrariamente.

Una solución simple al problema planteado es considerar que cualquier grafo puede descomponerse lógicamente en uno o más árboles de expansión, de manera que en cada uno de ellos se tengan en cuenta las restricciones topológicas, que impone el algoritmo básico del bridge.

Básicamente, las tramas que pudiesen provocar bucles indefinidos en una red, deben ser encaminadas adecuadamente, descomponiendo en primer lugar dicha red en un conjunto numerado de árboles de expansión y en segundo lugar, considerando que cada trama viaja a través de uno sólo de estos árboles. Esto obliga a que las tablas de encaminamiento de cada bridge se amplien, para añadir un número de árbol por cada entrada. Para la descripción formal de este algoritmo se emplearán los siguientes convenios y estructuras de datos:

- Lista de encaminamiento --> Se definirá como un conjunto de tuplas, cada una de las cuales tiene la forma (x, y, ...), donde x e y serán los valores específicos de la tupla. Por ejemplo : (Dirección-fuente, Número de árbol, Subred de entrada). Dentro de una tupla el asterisco podrá representar cualquier valor.

- Función Buscar() --> Esta función realizará la búsqueda del valor de dirección de la tupla, en las tablas de encaminamiento del bridge y devolverá el número de subred asociada.

- Función Añadir() --> Esta función añadirá la información contenida en la tupla especificada, dentro de la tabla o lista indicada a continuación, que corresponderá en este caso a la estructura de datos almacenada en cada bridge, denominada: lista de encaminamiento.

El mecanismo de asignación de tramas dentro de los árboles de encaminamiento, podrá llevarse a cabo fundamentalmente de dos maneras :

a) Método explícito ---> Modificando el formato de la trama para incluir un número de árbol. Dicho número podría ser almacenado en la PDU, bien por parte de la estación emisora, o bien por parte de un interface específico situado entre la red y la estación origen.

b) Método implícito ---> Por medio de alguna función aplicada al contenido de la propia trama, se obtendría un cierto número que podría ser interpretado como el número del árbol de encaminamiento asignado.

ALGORITMO A1

Repetir siempre

Recibir una PDU;

**Añadir (Dirección_fuente_PDU, Número_árbol,
 Subred_entrada) a la Lista_de_encaminamiento;**

**Buscar (Dirección_destino_PDU, Número_árbol,
 Subred_salida) en la Lista_de_encaminamiento;**

**Si (Dirección_destino_PDU, Número_árbol, *) no
 pertenece a la Lista_de_encaminamiento**

entonces

**Transmitir la PDU a todas las subredes del
 árbol : Número_árbol, excepto por la
 Subred_entrada;**

sino

**Si Subred_entrada no igual que Subred_salida
 entonces**

Transmitir la PDU hacia Subred_salida;

Fin_Si

Fin_Repetir.

Aunque la red global podría trabajar correctamente con una asignación al azar de las tramas, a los árboles de expansión, (ya que una PDU concreta se asociaría a un mismo árbol durante su tránsito por la red), existen razones que tienen que ver con el rendimiento que deberemos considerar, a la hora de elegir una asignación u otra.

Por ejemplo, los algoritmos de un bridge se basan en la hipótesis de una comunicación en ambos sentidos, a la hora de resolver el problema del encaminamiento a través de la red.

Si una estación destino nunca enviara tramas, las PDU's transmitidas desde una estación origen serían continuamente transportadas, como tramas omnidestino, a través de la red.

Dado que cada árbol dentro de una red extendida multi-árbol funciona independientemente, las tramas enviadas en ambas direcciones, entre cualquier par de estaciones de red, deberán estar asociados al mismo árbol. Esta asignación puede realizarse fácilmente, escogiendo para ello una función conmutativa sobre las direcciones origen y destino, como por ejemplo, la función o-exclusiva (XOR).

También, ha de tenerse en cuenta que no es necesario que exista una asociación de uno a uno de los números de árbol con las subredes, o árboles de expansión. Este hecho puede resultar útil en redes complejas, para nivelar la carga producida por el tráfico de datos.

Por ejemplo, una red puede estar compuesta por N árboles de expansión, algunos de los cuales pueden compartir hardware físico. Las tramas se asociarán con M árboles lógicos, verificandose la relación : $M \gg N$.

La asociación de árboles lógicos con árboles de expansión físicos podrá ajustarse dinámicamente, para distribuir adecuadamente la carga en toda la red. Si se emplea una función implícita para vincular las tramas con los árboles, dicha función podrá ser también, modificada para reflejar igualmente variaciones en la carga soportada por la red, sin tener que notificar dichos cambios a la estación LAN correspondiente.

La única problemática importante que surge en este caso es la adecuada selección de los árboles de expansión, dentro de una red, es decir poder determinar un conjunto óptimo de árboles de expansión para el encaminamiento del tráfico de datos. Puede decirse que no existe una solución general a esta cuestión, pero es posible desarrollar heurísticas que trabajen eficientemente para ciertas redes

definidas. De esta manera, obviamente podrá definirse una red, así como el tráfico que circula por la misma y determinar en que medida la solución elegida está optimizada.

III.3 ALGORITMO A2 PARA MINIMIZACION DEL TRAFICO DE DIFUSION. ESPECIFICACION. FUNCIONAMIENTO. APLICACIONES SOBRE SUPUESTOS MODELIZADOS.

Tomando como base el algoritmo del bridge multi-árbol, descrito en el apartado anterior, una trama enviada a una estación de red, que no aparezca registrada en las tablas de encaminamiento del bridge, será enviada por toda la red como si se tratase de un mensaje omnidestino.

Una vez localizada la estación destino, ésta responderá al envío inicial, de manera que las futuras tramas enviadas a dicha estación destino, serán enviadas por una ruta concreta, ya conocida. Este mecanismo funciona adecuadamente en redes de reducido tamaño, en las que el número de conexiones a establecer extremo a extremo, en un momento determinado, no suponga una cantidad de tráfico omnidestino importante.

Sin embargo, en el caso de grandes redes de comunicación multisegmento, o en el de redes de tamaño medio, pero con un ancho de banda limitado, el tráfico omnidestino necesario para el establecimiento de comunicaciones entre

estaciones de red, no registradas en las tablas de encaminamiento de los bridges, puede hacer uso de una parte considerable del ancho de banda total disponible.

Según esto, el algoritmo presentado a continuación puede interpretarse como una solución al problema del excesivo tráfico de tramas omnidestino, en ciertos tipos de LAN's extendidas. En concreto, si una instalación de red posee un diseño físico, que tiende a agupar aquellas estaciones con mayor probabilidad de comunicarse entre sí, la utilización del siguiente algoritmo contribuiría a reducir, en gran medida, la carga debida a las tramas omnidestino.

El algoritmo se basa en permitir la propagación de tramas de envío omnidestino, en primer lugar hacia regiones cercanas a la estación origen, que se supone tienen una probabilidad mayor de incluir la estación destino. Si efectivamente, dicha estación destino responde a la trama enviada, se evitará el envío omnidestino de la PDU inicial, hacia el resto de la red. Con ello, las tramas omnidestino se irán propagando sucesivamente por regiones diferentes de la red, hasta que la estación destino responda o aquellos hayan atravesado toda la red por completo.

Para comprender el modo de operación de los bridges, bajo el algoritmo propuesto, supondremos que la red extendida está dividida en una serie de bridges, que

interconectan múltiples subredes o segmentos LAN. Cada uno de ellos se traducirá, como vimos en el apartado anterior, en un grafo no dirigido, que se dividirá a su vez en un conjunto de grafos acíclicos no dirigidos. Por cada uno de los grafos acíclicos obtenidos, se procederá de la siguiente manera :

A) Se transformará el grafo en un árbol, seleccionando así mismo, el nodo raíz de dicho árbol. Dicha selección podrá ser arbitraria. Los elementos de la red contenidos en cada grafo deberán representarse de la siguiente forma:

- Bridges -----> Serán los nodos del árbol.
- Subredes o segmentos LAN --> Serán los arcos o enlaces del árbol.

B) Se clasificarán los segmentos LAN en dos categorías :

- Subredes cercanas.

Son aquellas más cercanas al bridge elegido como raíz.

- Subredes lejanas.

Son aquellas más alejadas del bridge elegido como raíz.

Según esto, cualquier bridge tendrá varias subredes lejanas o ninguna, así como, una o ninguna subred cercana. Las tramas, que se reciben procedentes de una subred cercana, se procesarán de manera tradicional, en la forma descrita anteriormente. Sin embargo, aquellas tramas que se reciban desde una subred lejana se encaminarán según el algoritmo siguiente :

ALGORITMO A2-1

Repetir siempre

Recibir una PDU desde una Subred lejana;

Añadir (Dirección_fuente_PDU, Número_árbol,

Subred_entrada) a la Lista_de_encaminamiento;

Buscar (Dirección_destino_PDU, Número_árbol,

Subred_salida) en la Lista_de_encaminamiento;

Si (Dirección_destino_PDU, Número_árbol, *) no

pertenece a la Lista_de_encaminamiento

entonces

Transmitir la PDU a todas las Subredes

lejanas, excepto por la Subred_entrada;

Añadir (PDU, Hora_actual) a Cola_s;

sino

Si Subred_salida no igual que Subred_entrada

entonces

Transmitir la PDU por la Subred_salida;

Fin_Si

Fin_Repetir.

 La Cola_s era una estructura de datos, en forma de tabla, con filosofía FIFO, incluida en cada dispositivo inter-red, que estará compuesta por un conjunto de pares de la forma: (PDU, Hora). Junto con el algoritmo anterior, se ejecutará simultáneamente la siguiente rutina.

ALGORITMO A2-2

Repetir siempre

Recibir (PDU, Hora) desde la Cola_s;

Esperar (tr - (Hora_actual - Hora));

**Buscar (Dirección_destino_PDU, Número_árbol,
 Subred_salida) en la lista_de_encaminamiento;**

**Si (Dirección_destino_PDU, Número_árbol, *) no
 pertenece a la Lista_de_encaminamiento**

entonces

Transmitir la PDU por Subred_cercana;

sino

Si Subred_salida igual que Subred_cercana

entonces

Transmitir la PDU por Subred_cercana;

Fin_Si

Fin_Repetir.

 Los detalles referentes a la sincronización entre estos dos algoritmos en ejecución, por ser triviales, se omiten en este punto. Sin embargo, para una mayor comprensión del funcionamiento combinado de ambos algoritmos, consideraremos dos ejemplos de redes instaladas. La notación empleada será la siguiente :

LAN_i --> Identifica a la subred número *i*.
B_i --> Identifica al bridge número *i*.
L_i --> Identifica a la lista de encaminamiento del
bridge *i*.
COLA_{Si} --> Identifica a la cola_s del bridge *i*.
PDU(*i*,*j*) --> Identifica a una PDU enviada desde la
estación de red *i* hacia la estación número *j*.
E_i --> Identifica a la estación número *i*.
P_i --> Identifica a la puerta de entrada/salida
número *i* del bridge.

(Ver figura 3.1)

Supondremos que la red se acaba de inicializar y por tanto, todas las listas de encaminamiento están vacías:

$$(L_i = \{0\}; \forall i)$$

Además, supondremos que se trata de la primera transmisión desde la estación de red E₁ hacia la estación E₃. Según los algoritmos anteriores descritos, las fases de dicha transmisión serían los siguientes :

- 1) La PDU(1,3) se envía a través de la LAN₇.
- 2) La PDU(1,3) se registra en B₄ (L₄ = {(E₁,1,P₂)}) y en COLA_{S4}, reenviándose a la LAN₈.

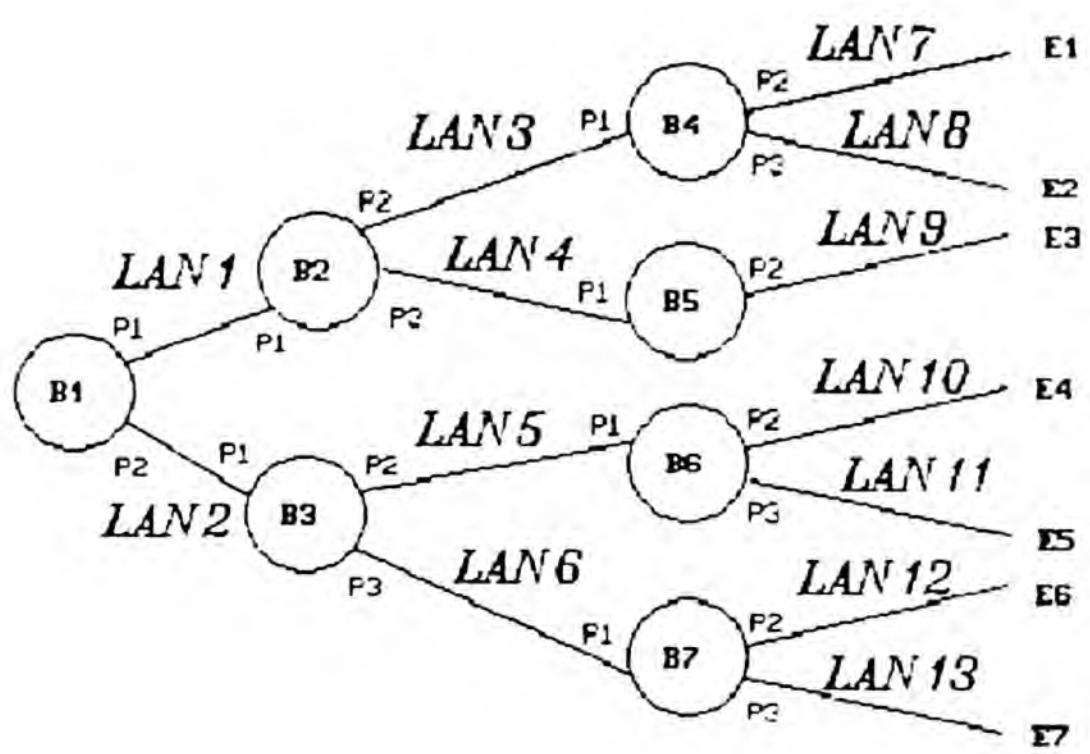


FIGURA 3.1
=====

3) Transcurrido el tiempo de retardo t_r en el B4, se reenvia PDU(1,3) a través de la LAN3.

4) La PDU(1,3) se registra en B2 ($L2 = \{(E1,1,P2)\}$) y en COLA_S2, reenviándose a la LAN4. Se activa además, un temporizador.

5) La PDU(1,3) se registra en B5 ($L5 = \{(E1,1,P1)\}$) y se reenvia a la LAN9.

6) La estación E3 recibe la PDU(1,3).

En este momento la trama ha llegado a su destino, sin embargo, ésta continuará en la COLA_S2 del bridge B2, durante un tiempo prefijado por un temporizador. Antes de que éste llegue a su fin, supondremos que la E3 responde a la PDU inicial. En este caso, las etapas que experimentará el sistema de comunicaciones serán :

7) La nueva PDU(3,1) se envía a través de la LAN9.

8) La PDU(3,1) se registra en B5 ($L5 = \{(E1,1,P1), (E3,1,P2)\}$) y se reenvía a la LAN4. En este caso, no se producirá ningún tipo de retardo, ya que B5 ya "conoce" la situación de la estación E1.

9) La PDU(3,1) se registra en B2 ($L2 = \{(E1,1,P2), (E3,1,P3)\}$) y se reenvía a la LAN3.

10) La PDU(3,1) se registra en B4 ($L4 = \{(E1,1,P2), (E3,1,P1)\}$) y se reenvía a la LAN7.

11) La estación E1 recibe la PDU(3,1).

Poco tiempo después de ejecutarse el paso 9) llegará a su fin el temporizador activado en el paso 4) :

12) Fin del temporizador del paso 4).

13) PDU(1,3) se elimina de COLA_S2.

14) Como $L2 = \{(E1,1,P2), (E3,1,P3)\}$, es decir, ya existe en la lista de encaminamiento una entrada (E3,1,P3), que hace referencia a la dirección de destino de la PDU(1,3), pero no coincide la subred de salida con la subred cercana, con lo cual, la PDU(1,3) se descarta.

subred cercana --> LAN1 por la puerta P1

subred salida --> LAN4 por la puerta P3

Como ha podido observarse, el intercambio de información entre las estaciones E1 y E3, en ambos sentidos, no ha involucrado al resto de bridges y segmentos LAN. Sin embargo, esta reducción de mensajes omnidestino, debe tenerse presente que está siempre en función del grado de cercanía o lejanía, en el que se localizan las estaciones origen y destino, del tráfico soportado por la LAN global, así como de la topología de la red extendida.

En cuanto al valor del tiempo de retardo (t_r), también se determinará por medio de parámetros físicos de la red. En general, t_r deberá poseer un valor ligeramente

superior al retraso sufrido por una trama, en su tránsito desde un bridge hasta la estación de red más lejana, dentro de un árbol, más el tiempo de respuesta de dicha estación final. Con ello el valor del tiempo de retardo podrá ser diferente para cada bridge, dependiendo de su situación dentro de la red. Pero dicho valor nunca podrá ser demasiado bajo, lo cual provocaría un envío excesivo de tramas omnidestino, ni demasiado elevado, ya que se traduciría en tiempos de establecimiento de conexión muy largos, en el caso de estaciones aún no registradas por los bridges.

El retardo de establecimiento de comunicación máximo en la red será proporcional al diámetro de la misma. El diámetro se define como la distancia máxima en "hops", entre cualquier par de estaciones de una red. Una red lineal compuesta por N subredes LAN, sin caminos redundantes, tendrá un diámetro de valor N , sin embargo una red con caminos redundantes tendrá un diámetro menor que el número de subredes. De esta manera, las redes de gran tamaño con retardos medios de establecimiento de transmisión podrán construirse, manteniendo un valor reducido como diámetro.

III.4 ALGORITMO A3 PARA CONTROL DE ESTRUCTURAS DE INFORMACION DE ENCAMINAMIENTO. PROBLEMATICA DE LAS ESTACIONES MOVILES.

Los algoritmos para bridges diseñados y expuestos en los dos apartados anteriores se han tratado de complementar y hacer más efectivos, en este apartado, bajo dos puntos de vista aún no contemplados :

- La posibilidad de que se produzca una situación de congestión de las listas de encaminamiento en ciertos bridges.
- La posibilidad de que las estaciones de la red puedan "moverse", es decir, cambiar su punto de conexión a la red global.

Los algoritmos, presentados hasta el momento, se basan en el manejo de tablas o listas de encaminamiento a nivel de bridges. Así mismo, se han definido dos operaciones fundamentales a realizar sobre estas listas : AÑADIR y BUSCAR.

En cualquier implantación real, cada lista de encaminamiento tendrá un tamaño limitado y por lo tanto deberá tenerse en cuenta la posibilidad de su saturación. Para dar soporte a dicho problema, se asociará a cada tupla de la lista un temporizador, que tomará su máximo valor

siempre que una operación del tipo : AÑADIR, haga referencia a la misma. Esto ocurrirá cuando la tupla se registre por primera vez dentro de la lista de encaminamiento y cada vez que la estación referenciada en dicha tupla, transmita una trama a través del bridge.

Todos los valores de cada temporizador de la lista se decrementarán a velocidad constante. Si alguno de ellos alcanza el valor 0, la tupla correspondiente será eliminada de la lista de encaminamiento. La precisión y velocidad de los temporizadores estará en función de cada instalación en particular.

En cualquier caso, una estimación inadecuada del valor del temporizador nunca podrá generar como resultado un funcionamiento incorrecto de la red, tan sólo incrementaría el tráfico omnidestino. El mínimo valor que el temporizador podrá adoptar será el del tiempo medio entre tramas emitidas por una estación de red. Mientras que el límite superior, si la lista es de dimensiones reducidas y por tanto con mayor tendencia a la saturación, deberá elegirse de manera que minimice dicha tendencia a la saturación. En el caso de que la lista tenga, debido a su tamaño y características del tráfico de tramas, pocas posibilidades de llegar a saturarse, el límite máximo elegido deberá ser menor que el intervalo de tiempo preciso para que una estación cualquiera pueda

desplazarse, desde un punto de conexión a la red a otro distinto.

El mecanismo descrito tiene por tanto dos objetivos principales :

- Reducir la saturación de la lista de encaminamiento.
- Hacer posible cambios de situación limitados de las estaciones de red.

Para comprender el funcionamiento de la red, cuando una estación cambia su posición física, consideraremos el ejemplo siguiente. Supongamos una estación LAN, E1. Para un valor t de tiempo, E1 se desconectará de la red volviendo a reconectarse desde otro punto diferente en $t+t_{\text{cambio}}$. Si suponemos que los temporizadores de la lista de encaminamiento de todos los bridges tienen un valor máximo : t_{max} , la red funcionará adecuadamente mientras se verifique que $t_{\text{cambio}} > t_{\text{max}}$. Esta condición resulta evidente, ya que todas las entradas referentes a la estación E1, desaparecerán al alcanzarse el valor t_{max} , debido a que la E1 se ha desconectado y por tanto no es preciso ya contar con dicha información almacenada en cada bridge.

El valor asignado a t_{max} tendrá como límite inferior el tiempo medio entre tramas emitidos. Si se establece un valor menor, se obtendría una gran cantidad de

envíos omnidestino erróneos. En último término, el valor de t_{max} será dependiente de la aplicación, por lo que un valor razonable para aplicaciones que integren voz y datos podría ser del orden de un minuto. En base a esta suposición, el mecanismo escrito basado en temporizadores sería adecuado para movimientos de estaciones de red, que suponen una desconexión y reconexión físicas.

De todos modos, existen aplicaciones que requieren un movimiento más rápido, especialmente si se contemplan comunicaciones interactivas, que deberán mantenerse mientras que una o ambas estaciones estén desplazándose. En estos casos, el valor asignado a t_{cambio} deberá ser superior al de $t_{tránsito}$, que no es más que el máximo valor de tiempo que tarda en transmitirse una trama a través de la red. Este último valor además deberá incluir todos los posibles retardos provocados por los componentes de la red, en concreto el producido por el algoritmo anterior de reducción del tráfico omnidestino en cada bridge.

Si la red diera soporte a aplicaciones como por ejemplo voz interactiva, $t_{tránsito}$ estaría limitado por la tolerancia humana ante los retardos, que es aproximadamente de 300 msec. Por tanto, deberá cumplirse que :

$$t_{tránsito} < t_{cambio} \ll t_{max}$$

Si una estación de red cambiara su situación física en un tiempo menor que t_{max} , se producirían inconsistencias dentro de la lista de encaminamiento, (ver figura 3.2).

En la figura anterior se representa una red con tres bridges : B1, B2, B3. La estación E2 ha estado comunicandose durante algún tiempo con la estación E1, sin embargo, supondremos que la primera cambia de situación, de la LAN6 a la LAN3 (E2').

Si esta migración tiene lugar en un tiempo menor que el valor de t_{max} , la información contenida en las listas de encaminamiento de los tres bridges sería la siguiente:

B1 : L1 = {(E2',1,P1)}

B2 : L2 = {(E2',1,P2)}

B3 : L3 = {(E1,1,P2),(E2,1,P3),(E2',1,P1)}

Al bridge B3, ante esta situación, se le plantearía un dilema ya que, la estación E2, en función de los datos almacenados en su lista de encaminamiento, está conectada a la LAN6 y a la LAN3.

La solución propuesta en este caso es bien simple. Dado que un árbol de expansión no tiene bucles indefinidos, dicha estación E2 deberá haberse cambiado de localización física o bien el árbol se habrá reconfigurado.

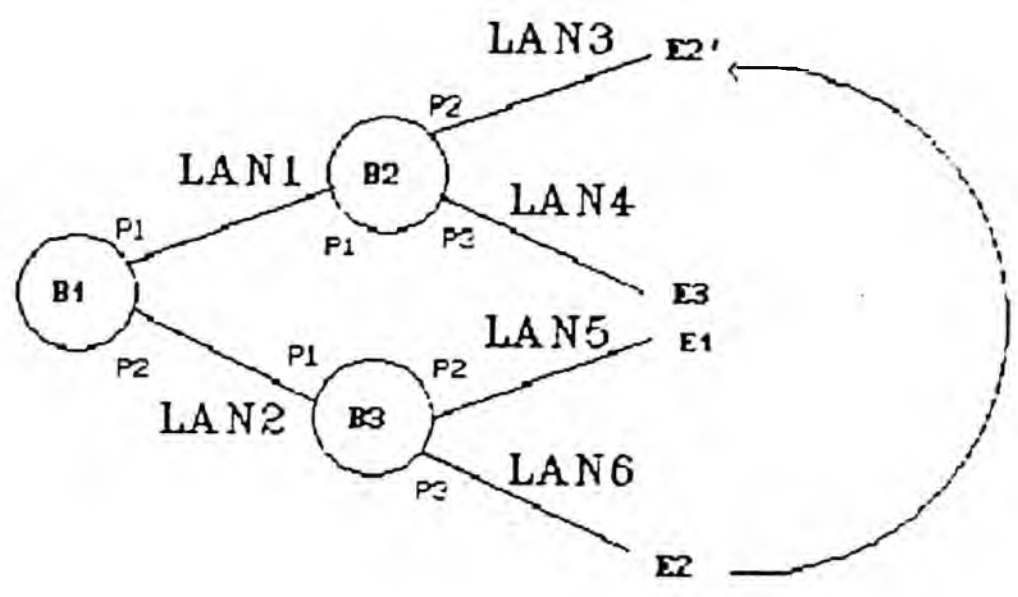


FIGURA 3.2
=====

En cualquier caso, B3 tan sólo tomará como válida la situación más reciente de la estación E2, eliminando la inicial. Formalmente, esta operación se realizará redefiniendo la función : AÑADIR, de manera que sea capaz de introducir nuevas entradas en la lista de encaminamiento, actualizando si es preciso la localización física de las estaciones de red.

El ejemplo anterior es bastante clarificador, sin embargo, se exponen a continuación otros supuestos prácticos necesarios para la perfecta comprensión del problema abordado y de la solución que se presenta.

Si consideráramos la siguiente figura en la que suponemos que varias estaciones de la red modifican su localización física simultáneamente. En este ejemplo las estaciones E1 y E2 mantendrán una comunicación al tiempo que cambian su punto de conexión a la red y vuelven a enviarse tramas entre si, (ver figura 3.3).

Las listas de encaminamiento, inmediatamente después del proceso descrito, contendrán la siguiente información :

B1 : L1 = {(E1,1,P2),(E2,1,P3)}

B2 : L2 = {(E1,1,P3),(E2',1,P4)}

B3 : L3 = {(E2,1,P2),(E1',1,P3)}

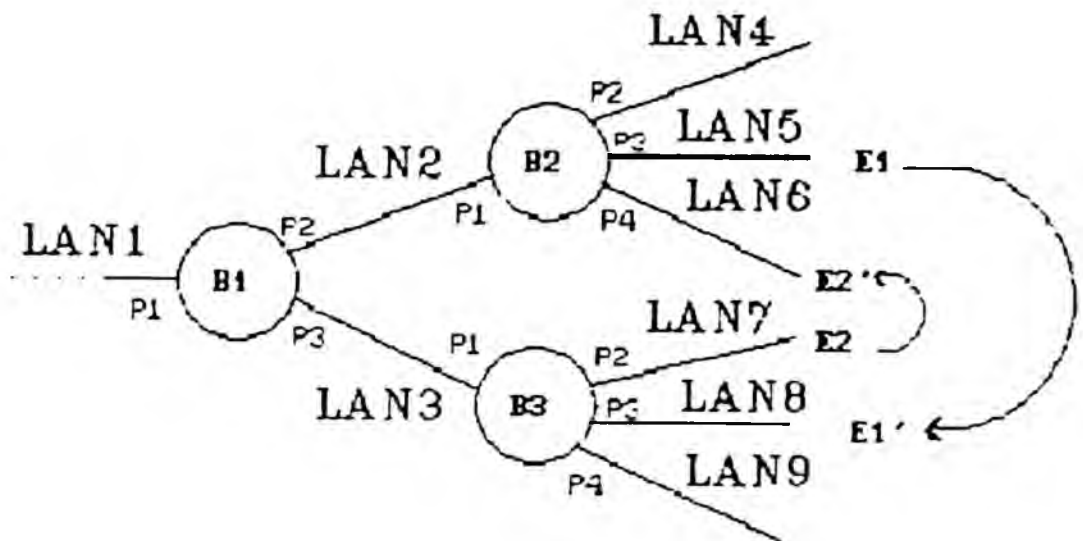


FIGURA 3.3
=====

Existirá por tanto, una situación que se mantendrá hasta que se alcance el valor t_{max} y en la que la estación E1 no podrá comunicarse con la estación E2, como tampoco las estaciones de la LAN9. Así mismo, las estaciones de la LAN4 no podrán intercambiarse tramas con la estación E1, ni por supuesto las estaciones de LAN1 podrán dialogar con las estaciones E1 y E2. Si éstas últimas estaciones de red cambiaran continuamente de situación física, en un intervalo de tiempo menor que t_{max} , el aislamiento descrito se produciría indefinidamente.

Para resolver este problema, deberá considerarse siempre esta cuestión bajo la restricción de tiempos :

$$t_{tránsito} < t_{cambio} < t_{max}.$$

Un ejemplo de aplicación de esta restricción aparece en la siguiente figura : (ver figura 3.4).

Esta representación permitirá simbolizar cualquier posible movimiento dentro del árbol. En principio supondremos que tan sólo la estación E1 cambia de situación física. En este caso, los bridges B1, ..., BN deberán modificar sus listas de encaminamiento. Los posibles bridges conectados a las redes desde la LAN $N+2$ hasta la LAN M , deberán encaminar siempre sus tramas por alguno de los bridges B1, ..., BN, por

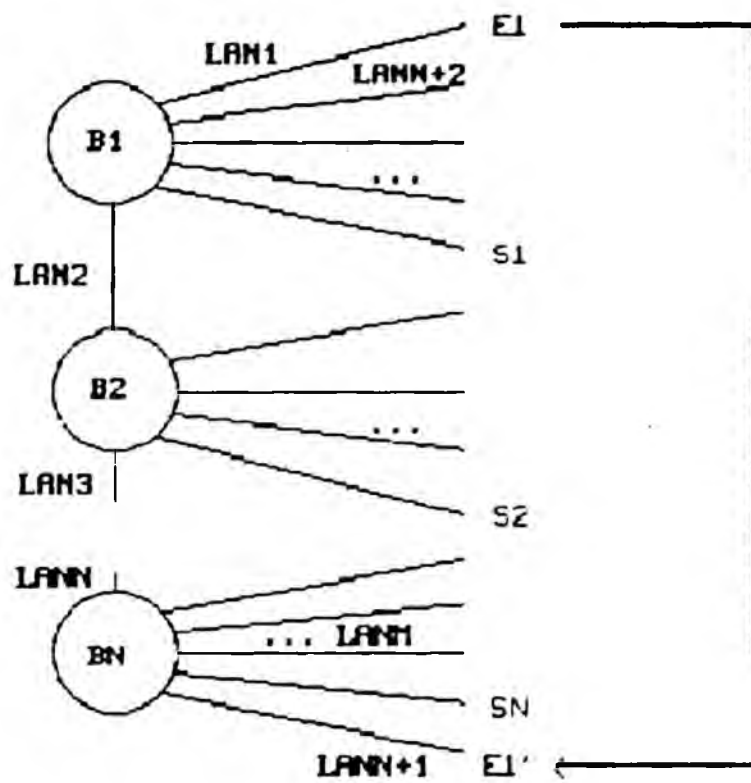


FIGURA 3.4

lo que las entradas en sus listas de encaminamiento no necesitarían cambios ni actualizaciones. Por tanto, el problema en este caso se reduce a modificar las entradas correspondientes a la estación E1 en los bridges B1, ..., BN.

Para poder actualizar dichas entradas, sería suficiente con enviar una trama, desde la nueva situación de la estación E1 a su antigua localización.

Para poder llevarlo a cabo, se introducen estaciones especiales de red denominadas S1, S2, ..., SN. Estas estaciones se supone que están conectadas siempre a cada bridge y que sus direcciones las conocen todos los bridges de la red.

Un simple procedimiento para introducir las direcciones de las estaciones especiales "Si", en las listas de encaminamiento de los bridges, consistiría en garantizar una entrada en la lista de encaminamiento por cada bridge, que servirá para transmitir tramas a la estación de gestión de la red, que responda a la dirección de "Si".

Las tramas dirigidas a una estación especial se transmiten hasta el bridge correspondiente y después se eliminan. Según esto, si una estación E1 obtiene la dirección de S1 y después se traslada a su nueva posición E1', enviaría

desde allí una trama hacia dicha estación S1. Con ello, después de cumplirse el tiempo ttránsito, la red estaría, de nuevo, en situación de encaminar correctamente todos las tramas intercambiadas entre estaciones de red.

Este mecanismo resolvería el problema planteado anteriormente de movimientos simultáneos, de varias estaciones LAN. Sin embargo, las tramas dirigidas a una estación en movimiento, que atraviesen la red durante el tiempo que dura dicha recolocación, pueden llegar a perderse.

III.5 ALGORITMO A4 PARA INTERCONEXION DE REDES CON COMUNICACION MULTIDESTINO. APLICACION SOBRE DISEÑOS.

Una comunicación multidestino es aquella en la que están involucradas una o más estaciones emisoras y receptoras. Según ésto, una copia de cada trama enviada por cada estación origen se transmitirá a cada estación destino, sin que la primera reciba copia alguna de sus propias tramas. En base a esta definición, el tráfico omnidestino puede considerarse como un caso particular de la comunicación multidestino.

Hasta este momento, todos los algoritmos diseñados y presentados en este capítulo, se basaban en comunicaciones punto a punto, entre dos estaciones de red, incluyendo la

posibilidad de que éstas modificaran su ubicación física dentro de la red global.

El algoritmo propuesto en este caso, permite a la red utilizar el conocimiento de la situación física, que ocupan todas las estaciones participantes en la transmisión multidestino. De esta manera, quedan notablemente reducidas las repercusiones, que sobre los recursos de la red supone una transmisión de este tipo.

Para la definición de este algoritmo multidestino, incluyendo la posibilidad de que existan en la red estaciones móviles, haremos dos hipótesis acerca del tráfico generado por cada estación :

- Las direcciones multidestino serán fácilmente identificables, respecto de otras direcciones, reservando por ejemplo, un bit en el campo de dirección para este cometido.
- Las estaciones participantes en una comunicación multidestino, transmitirán al menos una trama con dirección multidestino, una vez comenzado dicho diálogo, manteniendo posteriormente su actividad emisora de manera periódica.

Se creará una estructura de datos en cada bridge, en forma de lista de encaminamiento conteniendo múltiples tuplas, con el formato : (Dirección multidestino, Subred,

Temporizador), donde la subred corresponderá al identificativo de la LAN de rango entre l y k , siendo k es el número de subredes conectadas a ese bridge. El temporizador será un valor que se decrementará periódicamente y supondrá el borrado de dicha entrada en la lista cuando alcance el valor cero. Bajo un entorno de trabajo que permita este tipo de comunicaciones multidestino, cada bridge ejecutará el algoritmo siguiente, (ver algoritmo A4).

Cuando una estación de red quiera tomar parte en una transmisión multidestino, incluso si es el primer participante, tan sólo transmitirá una trama a la dirección multidestino. Esta PDU, si procede de la primera estación participante, se transmitirá como un mensaje omnidestino, a través de toda la red. Posteriormente, dicha estación continuará enviando tramas con una frecuencia periódica, para garantizar que una de las entradas de la lista de encaminamiento no desaparezca. Las demás estaciones tan sólo deberán enviar una trama a la dirección multidestino, cuando deseen participar en dicha comunicación.

Si una de estas últimas estaciones cambiase de localización física, debería transmitir una trama inmediatamente a la dirección multidestino. Con ello, se registraría su nueva situación. Cuando una estación desee dejar de pertenecer al diálogo multidestino, simplemente no transmitirá más tramas a la dirección multidestino, de este

modo, después de un cierto tiempo, la red eliminará el camino si ninguna estación lo utiliza.

La red representada en la siguiente figura consta de ocho bridges : B1, ..., B8 y catorce subredes : LAN1, ..., LAN14. Supondremos que en un principio la red no tiene conocimiento de ninguna comunicación multidestino. Así mismo, partiremos de la base de que las estaciones E1 y E5 van a establecer un diálogo multidestino, utilizando la dirección M previamente acordada, (ver figura 3.5).

En la figura anterior la E1 envía una trama, llevando como dirección destino M. Esa trama se registrará en el bridge B8, una vez recibida por la puerta de entrada P2. B8 buscará la dirección M en sus tablas de encaminamiento y como no lo encuentra, reenviará una trama a la LAN7, creando en sus tablas una entrada nueva con el valor (M, P2, t). La trama emitida se transportará por todos los bridges de la red, creando una entrada correspondiente en cada tabla de bridge.

En el caso de que la estación E5 transmita a la dirección M, la trama alcanzará el bridge B4 a través de LAN10 y se reenviará por la puerta de salida P1 del mismo, una vez consultada la dirección destino M en la tabla de encaminamiento del bridge B4.

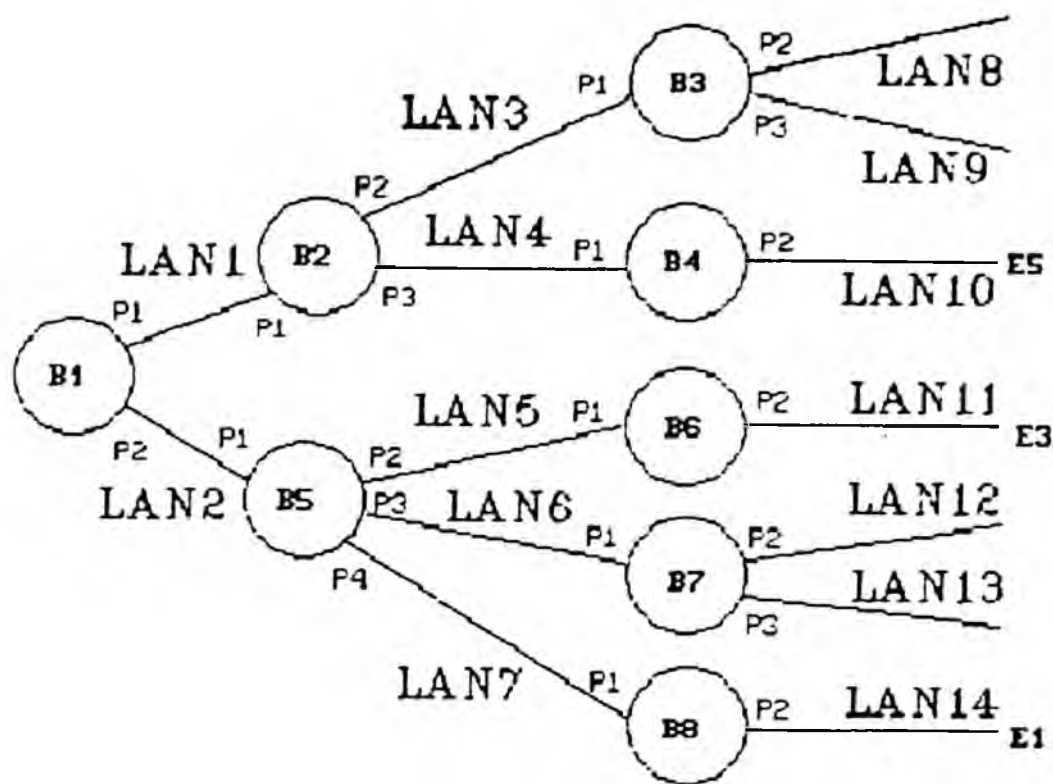


FIGURA 3.5
=====

ALGORITMO A4

Repetir siempre

Recibir una PDU multidestino;

Buscar (Dirección_destino_PDU, *, *) en la

Lista_de_encaminamiento;

Si (Dirección_destino_PDU, *, *) no pertenece

a la Lista_de_encaminamiento

entonces

Transmitir la PDU a todas las Subredes

excepto por la Subred_entrada;

sino

Hacer por cada (Dirección_destino_PDU,

Número_árbol, Subred) en la

Lista_de_encaminamiento

Repetir

Si Subred no igual Subred_entrada

entonces

Transmitir la PDU por la

Subred;

Fin_Si

Fin_Repetir

Fin_Si

Añadir (Dirección_destino_PDU, Subred_entrada, Tiempo)

a la Lista_de_encaminamiento;

Fin_Repetir.

Posteriormente, la trama multidestino se recibirá en el bridge B2, vía la LAN4 y de nuevo se reemitirá hacia LAN1. Es interesante destacar que la trama no se encaminará en ningún momento hacia la LAN3, debido al contenido de la lista de encaminamiento del bridge B2. Algo semejante ocurrirá con la trama reenviada por el bridge B1, ya que éste lo transmitirá a través de su puerta número 2, hacia las LAN's : LAN2, LAN7 y LAN14. Los bridges B6 y B7 así como las correspondientes subredes asociadas, no recibirán la trama enviada por la estación de red E5, puesto que no pertenecen activamente al diálogo multidestino establecido. En este momento el estado de las listas de encaminamiento en cada bridge será el siguiente :

L1 = {(M,1,P2), (M,1,P1)}

L2 = {(M,1,P1), (M,1,P3)}

L3 = {(M,1,P1)}

L4 = {(M,1,P1), (M,1,P2)}

L5 = {(M,1,P4), (M,1,P1)}

L6 = {(M,1,P1)}

L7 = {(M,1,P1)}

L8 = {(M,1,P2), (M,1,P1)}

Después de un tiempo prefijado, las entradas correspondientes a la dirección M, dentro de las listas de encaminamiento de los bridges B3, B6 y B7, desaparecerán

debido a su no utilización. Sin embargo, las entradas referentes a esa misma dirección en los demás bridges, previsiblemente se mantendrán en activo, debido al tráfico ocasional transmitido entre las estaciones E1 y E5.

En el caso concreto de que otra estación de la red global, por ejemplo E3, decidiera participar del diálogo establecido anteriormente, tan sólo tendría que enviar una trama con destino a la dirección M. Esta trama generaría una nueva entrada en el bridge B6, que lo reenviaría hacia B5 a través de la LAN5. Allí, este último bridge crearía en sus tablas de enrutamiento, una entrada nueva con el valor (M, P2, t), duplicaría la trama y la reemitiría hacia las estaciones de red E1 y E5, utilizando respectivamente los caminos físicos :

E5 : B5/LAN2/B1/LAN1/B2/LAN4/B4/LAN10

E1 : B5/LAN7/B8/LAN14

Si la entrada : (M,1,P1) del bridge B6, concluido su "tiempo de vida", se hubiese borrado, la estación E3 deberá antes de enviar otra PDU, esperar la recepción de alguna trama multidestino. El problema podría en principio, plantearse si durante dicha espera, se cumpliera el tiempo concedido a las entradas correspondientes a los bridges B6 (M,1,P2) y B5 : (M,1,P2). Ya que si así fuera, la estación E3

quedaría automáticamente excluida de poder recibir tramas multidestino.

Sin embargo, las precondiciones del presente algoritmo garantizan que la situación descrita no llegue a producirse, gracias a la obligación que involucra a las estaciones participantes en una comunicación multidestino, en el sentido de tener que mantener un régimen mínimo de transmisiones multidestino.

En general, el funcionamiento descrito para este último algoritmo propuesto, en el presente capítulo, se describe a continuación.

En primer lugar, una estación de red enviará una trama a una nueva dirección multidestino. Dicha trama atravesará toda la red. Las demás tramas que dicha estación envíe a continuación, se detendrán en el primer bridge, situado entre la estación emisora y la red. Esta puede llegar a eliminar las demás entradas de la lista de encaminamiento del bridge, en ese caso se creará una subzona aislada multidestino, que constará, en principio, de una estación LAN y un bridge.

Cuando otra estación de red diferente desee participar de las transmisiones multidestino, enviará una trama, cuyo destino será la dirección multidestino. Esta

última PDU, atravesará la red hasta alcanzar la subzona aislada previamente establecida. En ese momento, se ampliará la definición de dicha subzona para incluir además, todos los bridges intermedios entre ambas estaciones LAN.

Si esta última trama se perdiera antes de entrar en contacto con la subzona aislada, debido a algún error o división en la red, podrían generarse dos subzonas distintas que tuvieran la misma dirección multidestino. Si así fuera, existirían al menos dos posibles soluciones a este problema, ambas basadas en el hecho de permitir ocasionalmente que tramas multidestino tengan un alcance mayor que el de la propia subzona definida y que sirvan de instrumento para intentar la compactación y reunión de todas aquellas subzonas aisladas, que se hayan creado bajo la misma dirección.

El proceso descrito se repetirá para el caso de otras estaciones de red que quisieran incorporarse al diálogo establecido. Si una estación modificara su localización física, bastaría con añadir información sobre su nueva situación, ya que al no enviarse más tramas desde su emplazamiento original, las entradas relativas al mismo en cada uno de los bridges implicados, se borrarían una vez cumplido un tiempo máximo preestablecido, reduciéndose con ello la subzona multidestino activa.

Cuando una estación desee dejar de formar parte de una comunicación multidestino, deberá "guardar silencio", no enviando ninguna trama más a la dirección multidestino. Pudiera ocurrir que dicha estación continuara recibiendo tramas del tipo multidestino, pero esta situación sólo se mantendrá hasta que se cumpla el tiempo especificado por el valor t de su entrada correspondiente, en la lista de encaminamiento del bridge más próximo a la misma. En este caso, la estación debería estar preparada para descartarlos.

Si todas las estaciones LAN deciden terminar su diálogo multidestino de la manera descrita, es decir, interrumpiendo sus transmisiones durante un cierto tiempo, con destino a la dirección multidestino, dicha comunicación quedará concluída estando disponible para su reutilización la referida dirección multidestino.

En aquellas aplicaciones en las que participen una o más estaciones LAN, cuya función sea mas bién recibir tramas que enviarlas a una dirección multidestino, no será posible obtener suficiente información a partir del tráfico de PDU's por la red, para determinar con exactitud las áreas de la LAN extendida que deberían exclusivamente recibir este tipo de tramas multidestino. Por lo tanto, en este caso el algoritmo propuesto podría no funcionar adecuadamente.

Si el mantener un modo de operación transparente fuera uno de los objetivos, conservar en la instalación de red global, debería particionarse el espacio de dirección multidestino, de forma que las direcciones de este tipo correspondientes a estaciones de sólo recepción fueran diferentes de aquellas en las que las estaciones involucradas participen enviando y recibiendo tramas multidestino.

En este caso, este último algoritmo de creación propia presentado, se aplicaría tan sólo en el segundo caso. Las tramas multidestino dirigidas a estaciones participantes con capacidad solamente de recepción, podrían ser enviados como PDU's omnidestino a través de toda la red o bien utilizar una mecánica distinta, basada en otro procedimiento que establezca las correspondientes entradas especiales en las listas de encaminamiento de todos los bridges de la LAN extendida.

III.6 ESQUEMA JERARQUICO ANALITICO PARA EL ENCAMINAMIENTO ADAPTIVO MULTIOBJETIVO EN REDES LAN EXTENDIDAS.

En este apartado se describe como una aportación más, el desarrollo y creación de un esquema para el diseño de protocolos, que optimicen el encaminamiento de tráfico en grandes redes. Los puntos fundamentales y ventajas que presenta este esquema son:

- (1) Es adaptivo a cambios en la carga y en la topología de la red.
- (2) Permite una optimización del rendimiento de la red, con respecto a múltiples funciones objetivo, en contraposición a muchos esquemas de encaminamiento existentes, que realizan dicha optimización respecto a un sólo criterio, tal como : retardo mínimo, hops mínimos, probabilidad reducida de bloqueo, etc...
- (3) Proporciona un mecanismo de integración entre el control de flujo y los conceptos de encaminamiento, para lograr una gestión eficaz de la congestión del tráfico.

III.6.1 PLANTEAMIENTOS INICIALES. DESCRIPCION DEL PROBLEMA.

Los problemas de control en redes están tendiendo a crecer y tomar mayor importancia, debido al aumento de tamaño de muchas de ellas y al incremento cada vez mayor del énfasis en la interconexión de LAN's.

Los métodos convencionales para el diseño de esquemas de control han llegado a ser ineficaces en estos casos, debido al tamaño creciente de las tablas de encaminamiento, lo cual provoca importantes tiempos muertos de proceso en el almacenamiento (y overhead de línea, si se necesitan intercambios de las tablas de encaminamiento). Así mismo, la implementación de los mecanismos de control de flujo requiere un grado mayor de intercambio de información,

teniendo en cuenta la congestión en las distintas regiones de la red.

Aunque en el fondo el control de cualquier red de comunicación tenga el mismo objetivo, esto es, proporcionar transferencias de mensajes libres de congestión entre varios pares origen/destino, estudios previos de este problema han seguido dos metodologías distintas de desarrollo de algoritmos, para el control de flujo y para el diseño de estrategias de encaminamiento. Esta última cuestión (el encaminamiento) básicamente comprende la selección de los mejores caminos para el encaminamiento de tráfico, que se acepta dentro de la red, para lo que se optimiza algún criterio de rendimiento de la red extendida.

Por otra parte, el control de flujo comprende el control del tráfico que entra en la red por varios nodos, para prevenir que la congestión se produzca en una o más líneas de la red e intentar asegurar una adecuada asignación de recursos para múltiples usuarios en competición dentro de la red.

Tradicionalmente, los estudios analíticos de estos dos problemas han sido desarrollados independientemente. Tan sólo muy recientemente, las inter-relaciones existentes entre ambos han comenzado a ser puestas de manifiesto para redes de datos y han determinado, que un algoritmo de control

eficiente debe tener en cuenta, en el diseño este acoplamiento.

La importancia de tal procedimiento integrado, en el que los diseños de encaminamiento incorporan ciertos elementos esenciales del control de flujo, alcanza una mayor dimensión en el contexto de las grandes redes (redes multi-LAN extendidas).

Los esquemas de encaminamiento también deben tener un cierto grado de adaptabilidad a los cambios del tráfico entrante y a la topología de la red. Tal capacidad se obtiene mediante la actualización de las variables de encaminamiento y la adecuada elección de la escala de tiempos utilizada para modificar la tabla de encaminamiento, dando lugar a esquemas adaptivos, que pueden ser implementados en modo: cuasi-estático o dinámico.

La computación requerida para la actualización de las rutas puede llevarse a cabo :

- Centralizadamente (un centro de encaminamiento de red).
- Descentralizadamente (intercambios de información entre nodos vecinos sobre retardos incrementales, número medio de hops,...).

En cualquier caso, existe un costo adicional en las comunicaciones que se incrementa de manera especial en las grandes redes.

El desarrollo de esquemas de control jerárquicos multinivel, que aquí se presentan se caracteriza por un conjunto de controladores descentralizados en los niveles jerárquicos más bajos y un conjunto de coordinadores en los niveles altos. En primer lugar se expone un desarrollo propio de tal estrategia jerárquica, para encaminamiento adaptivo, que intenta establecer un compromiso entre la eficiencia del encaminamiento y los requerimientos de la información transmitida.

Para la descripción del problema utilizaremos la siguiente notación :

- * $N = \{1, 2, \dots, n\}$ denota el conjunto ordenado de nodos de una red global.
- * E denota el conjunto de enlaces de comunicación que conectan tales nodos.
- * $\forall a \in N$

$$O(a) \subset N; O(a) = \{ b : \text{enlace}(a-b) \in E \}$$

$$I(a) \subset N; I(a) = \{ b : \text{enlace}(b-a) \in E \}$$

* $\forall (a-b) \in E - C_{a,b} = \text{Capacidad}$

* $f_{a,b}^c$ denota el flujo medio en el enlace (a-b) de tráfico con destino a c que pertenece a N.

* r_a^c denota la velocidad media a la que el tráfico entra en la red por el nodo a con destino al nodo c.

El objetivo fundamental del problema de encaminamiento en una LAN extendida, consiste en establecer por cada nodo a, que pertenece a N, una matriz de encaminamiento R_a cuyo elemento (b,c): $v_{a,b}^c$, denominado variable de encaminamiento del enlace: a-b con respecto al nodo destino c, tendrá como valor:

$$v_{a,b}^c = f_{a,b}^c / \sum_{b \in O(a)} f_{a,b}^c, \begin{matrix} a \in N \\ b \in O(a) \\ c \in N. \end{matrix}$$

$v_{a,b}^c$ representará una parte del flujo de mensajes de salida del nodo a (que pertenece a N), con destino al nodo c (que también pertenece a N), a través del enlace: a-b (que pertenece a E), cumpliéndose que:

$$v_{a,b}^c \leq 0 \text{ y } \sum_{b \in O(a)} v_{a,b}^c = 1.$$

El problema del encaminamiento óptimo puede formularse de la siguiente manera:

Dadas las entradas $\{r_d^c\}$; $d, c \in N$, deberán encontrarse las variables de encaminamiento $\{v_{a,b}^c\}$ tales que una medida del rendimiento del encaminamiento expresado como una función de $f_{a,b}^c$ por ejemplo $D(f_{a,b}^c)$, esté optimizado teniendo en cuenta las siguientes restricciones:

$$\sum_{c \in N} f_{a,b}^c \leq C_{a,b} \quad \forall (a-b) \in E \quad (1)$$

----> Restricción de capacidad

$$r_a^c + \sum_{d \in I(a)} f_{a,b}^c = \sum_{b \in O(a)} f_{a,b}^c \quad \forall a \in N, c \in N. \quad (2)$$

----> Restricción de la conservación del flujo

Bajo ciertas condiciones estandar fijadas por las estadísticas de llegadas de Poisson, los tiempos de servicio exponenciales, la independencia de las longitudes de los mensajes y sus tiempos entre llegadas, podrá hacerse una selección precisa de las funciones de rendimiento $D(f_{a,b}^c)$ de

múltiples formas, en primer lugar para problemas de encaminamiento diferentes, algunos de los cuales son los siguientes :

(1) Problema del retardo mínimo, donde

$$D(f_{a,b}^c) = \sum_{(a-b) \in E} \left[\sum_{c \in N} f_{a,b}^c / (C_{a,b} - \sum_{c \in N} f_{a,b}^c) \right]. \quad (4)$$

(2) Problema del hop mínimo, donde

$$D(f_{a,b}^c) = \left[\sum_{(a-b) \in E} \sum_{c \in N} f_{a,b}^c \right] / \sum_{d \in N} \sum_{c \in N} I_d^c. \quad (5)$$

La ecuación (4) es una medida del retardo medio de mensajes extremo a extremo y del número medio de hops entre una fuente y un destino (5).

III.6.2 FORMULACION COMPLETA DEL ESQUEMA JERARQUICO.

El planteamiento básico detrás del presente esquema consiste en distribuir la tarea de toma de decisiones, entre un número de niveles separados jerárquicamente. En su forma más simple, esto se llevará a cabo por medio de una adecuada distribución de los nodos de la red dentro de clusters, que descomponen la red en varias subredes. Cada nodo dentro de un cluster podrá tomar decisiones descentralizadas sobre el tráfico encaminado, de acuerdo a una tabla de rutas establecida, bajo carga nominal y condiciones de red. Un conjunto de supervisores, uno por cada cluster, realizará la coordinación de estas decisiones locales y calculará las actualizaciones de encaminamiento que sean precisas de cara a obtener una eficiencia global en el encaminamiento.

Una gran ventaja de esta aproximación es que proporciona un medio para manejar funciones de objetivos múltiples, tales como mejorar el rendimiento del tráfico, además, de minimizar el retardo o el contador de hops. Esto es posible llevando a cabo una descomposición del problema del encaminamiento multiobjetivo en dos cuestiones de optimización distintas :

- Un problema local para los nodos de red.
- Un problema "de los supervisores" a resolver en un nivel superior.

Por simplicidad y sencillez, describiremos el esquema con un sólo supervisor para toda la red, aunque con pequeñas modificaciones puede obtenerse la extensión al caso de que las acciones de supervisión estén distribuidas entre algunos supervisores, cada uno definido para un cluster de nodos.

El problema de nivel más bajo puede formularse como el ajuste de los flujos de enlace $f_{a,b}^c$, para minimizar una medida de rendimiento $M_R(f_{a,b}^c)$ de una manera distribuída.

Pueden seleccionarse valores precisos para M_R como en las fórmulas (4) y (5), para dar como resultado un encaminamiento con retardo mínimo o con hops mínimos bajo condiciones nominales. Para formular el "problema de los supervisores", se definirá un índice de utilización de red, con medidas del número de mensajes rechazados y la capacidad disminuída en los enlaces :

$$M_R(r_a^c, f_{a,b}^c) = \gamma \sum_{a \in N} \sum_{c \in N} [t_a^c - r_a^c] + \delta \sum_{(a,b) \in E} [C_{a,b} - \sum_{c \in N} f_{a,b}^c]$$

Donde t_a^c es la demanda de tráfico sobre los recursos de la red por el par origen-destino (a,c) y γ y δ son constantes con pesos adecuados. La labor del supervisor será entonces la de modificar el flujo $f_{a,b}^c - f_a^c$ y las entradas aceptadas $r_a^c - r_a^c + \Delta r$ para las que M_R esté minimizado. Para establecer una armonía entre este problema y el problema de menor nivel de minimizar $M_R(f_{a,b}^c)$, será necesario incluir en el proceso de resolución una restricción, (o alternativamente, restricciones independientes en los retardos entre el nodo fuente y el nodo destino o en el número de hops), de la forma :

$$| M_R(f_{a,b}^c) - \overline{M_R(f_{a,b}^c)} | \leq \epsilon_1 \quad (7)$$

Ya que el supervisor trabajará, en general, sobre una escala de tiempos más lenta que los dispositivos de interconexión LAN y los de reenvío de mensajes locales, se han considerado dos modos de acción para el supervisor:

1) Modo periódico --> A intervalos de tiempo regulares, el supervisor controlará o monitorizará la red global y las condiciones de carga, ajustando los flujos de datos para minimizar M_R .

2) Modo de interrupción --> El supervisor podrá ser llamado a intervenir desde cualquier nodo incapaz de soportar su carga (debido a un repentino incremento en la demanda o debido al fallo de un enlace o nodo) y determinará la información de actualización que sea precisa, tan sólo para la región de la red afectada por el suceso.

En el desarrollo de algoritmos paso a paso para implementar cada uno de los modos de acción anteriores, pondremos especial énfasis en el algoritmo del modo de operación basado en interrupciones, que procedería de la siguiente forma:

PUNTO 1 :

Para el patrón de carga nominal $\{ r_b^c \}$, cada nodo de la red resolverá el problema local analizando y si es preciso modificando las variables de encaminamiento nominal $\{ v_{a,b}^c \}$.

Podrá seleccionarse inicialmente para ejecutar este paso, la realización de cálculos de manera descentralizada, el encaminamiento de hops mínimos ó el encaminamiento con retardo mínimo.

PUNTO 2 :

En caso de una interrupción, el supervisor aislará las regiones afectadas. Después identificará los m caminos más cortos $p_d^c(1), p_d^c(2), \dots, p_d^c(m)$, para el par de nodos origen y destino (d,c) en la región aislada. Este cálculo podría realizarse utilizando una técnica de búsqueda en profundidad.

PUNTO 3 :

En la selección de caminos $p_d^c(1), p_d^c(2), \dots, p_d^c(m)$, de la secuencia de longitudes que se incrementa, el supervisor

modificará los flujos $f_{a,b}^c$ en cada uno de los enlaces (a-b), que componen estos caminos, tales que la capacidad en estado de inactividad:

$$[C_{a,b} - \sum_{c \in N} f_{a,b}^c],$$

se minimiza debido a la restricción (7). Esto permite introducir en la red un mayor tráfico de datos y mensajes de control.

PUNTO 4 :

El supervisor ajustará ahora las entradas r_d^c para minimizar M_R .

III.6.3 ANALISIS DE LOS RESULTADOS.

Es evidente según se desprende del PASO 4, que el presente esquema jerárquico es más flexible que los esquemas de encaminamiento existentes, a la hora de combinar características de control de flujo con encaminamiento. Cuando las variables de demanda t_d^c se consideran mayores que

el tráfico de entrada denominado r_d^c , aceptado dentro de la red, es posible un incremento significativo del rendimiento y respuesta de la red. Por ello, una parte de las acciones del supervisor pueden asociarse con el encaminamiento y otra parte con el control de flujo, proporcionando un mecanismo de integración de estos dos formatos básicos de control.

Un estudio minucioso del esquema presentado revela que es posible una mejora considerable en el funcionamiento general de la red, con tan sólo una pequeña limitación del rendimiento local (contador del número de hops o retardos). Así mismo, según la elección que se realice de las constantes de peso γ y δ , los objetivos a alcanzar pueden selectivamente maximizarse en distintas redes.

Aunque el análisis parece centrado al caso concreto de un único supervisor, puede realizarse una extensión al caso de aquellas implementaciones, que incluyan varios supervisores. Cuestión importante, asociada a tal acción distribuída de supervisión, es el diseño de protocolos para el intercambio de información entre supervisores o agrupaciones de los mismos. El valor máximo del número de intercambios de información, requeridos en estos casos podrá estimarse según la expresión :

$$Q_s \leq 2 \sum_{a=1}^s k_a + 2(s-1)$$

Donde s es el número de supervisores involucrados en la actualización del encaminamiento y k_a es el número de nodos controlados por el supervisor a -ésimo.

El método jerárquico expuesto, mejora considerablemente la técnica de agrupación en clusters jerárquicos, propuesta por (KLEI 77), que está orientada a la reducción de la longitud de la tabla de encaminamiento en cada nodo. Este último método se basa en la idea de agregación de la información y tiende a incrementar la longitud media del camino, que atraviesan los mensajes en ciertos casos. El método presentado, sin embargo, difiere del anterior en que los supervisores participan tan sólo en la toma de decisiones sobre el encaminamiento, por medio del cálculo de las actualizaciones, mientras no estén involucrados directamente en una transmisión en curso de mensajes a través de la red global.

CAPITULO IV

**Metodologia de Diseño de
Estructuras Lan Extendidas.**

En este capítulo se describe una metodología propia para el diseño de estructuras LAN extendidas, basada en una serie de criterios de diseño, que en este capítulo se proponen debidamente justificados y documentados, así como en un conjunto de tareas principales, que todo planificador de este tipo de sistemas de comunicación debería considerar durante el proceso de diseño e implantación de estructuras de red de área local global, persiguiéndose en todo momento alcanzar entre otros los siguientes objetivos deseables :

- Establecer una normativa en el entorno de la técnica del diseño de LAN's extendidas.
- Hacer posible el estudio de una determinada instalación de red, tomando como punto de partida una serie de criterios fundamentales, que convenientemente considerados permitan construir diseños y soluciones satisfactorias para cualquier aspecto particular del problema, así como para el problema considerado en su totalidad.
- Dado que el planificador de este tipo de estructuras de comunicación global, se desenvuelve en el terreno de lo abstracto, se pretende aportar bases sólidas que permitan en ciertos casos, distintas combinaciones de recursos, que proporcionen soluciones idénticas al problema del diseño, pudiendo seleccionar la más adecuada según criterios tales como tiempo de proceso necesario, facilidad de mantenimiento, coste asociado, etc ...

- Proporcionar una toma de decisiones estructurada, analítica, completa y flexible, en la que cada etapa constituya un paso adelante en la constitución de diseños robustos y eficaces.

IV.1 CRITERIOS DE DISEÑO MULTI-LAN.

Son numerosos los factores que deben tenerse en cuenta cuando se aborda la tarea de diseñar una LAN constituida por múltiples segmentos de red. Entre otros citaremos los siguientes:

- 1) El número y localización física de estaciones de trabajo de usuario, hosts y recursos locales y globales.
- 2) Las necesidades de conectividad (básicamente entre hosts y servidores departamentales).
- 3) La planificación física de su emplazamiento, su topología global.
- 4) La existencia de grupos de afinidad y sus repercusiones en un diseño de red multisegmento.
- 5) Las necesidades ó requisitos de rendimiento establecidos, parcial o globalmente.
- 6) La fiabilidad y disponibilidad del sistema de comunicaciones total (camino alternativos, posibilidades automáticas o no de recuperación).
- 7) Los costes de implantación, remodelación y

mantenimiento.

- 8) La gestión rigurosa de la red y su capacidad de recuperación ante fallos.
- 9) El crecimiento esperado de la red en una visión a medio y largo plazo, implantación de nuevas tecnologías de transmisión, hardware, etc ...

Todos estos factores influyen de manera decisiva en una serie de decisiones a tomar sobre cuestiones, como por ejemplo cuál es la topología que debe seleccionarse más adecuada a una instalación en particular.

Debido al gran número de factores comentados, que no constituyen sino un subconjunto, aunque relevante, de todos los elementos a tener en cuenta, si pueden darnos una idea clara sobre la imposibilidad de obtener una única "solución-ideal" para cada red.

IV.2 DESCRIPCION DE LAS FASES DE LA METODOLOGIA. APLICACION SOBRE SUPUESTOS MODELIZADOS.

A pesar de todo lo dicho anteriormente, es posible identificar unos planteamientos de unificación y fuerte aplicabilidad, que conducen a la metodología que se ha ideado. Se exponen a continuación las líneas fundamentales que deben seguirse bajo esta metodología de diseño de LAN's

extendidas, básicamente desglosadas en los siguientes puntos más importantes de estudio :

- (1) Análisis previo de requerimientos globales. Recogida de toda la información necesaria.
- (2) Diseño de entornos de comunicación locales. Restricciones. Grupos de afinidad. Factores de movilidad.
- (3) Diseño del mecanismo troncal. Configuraciones posibles y beneficios. Consideraciones de diseño para elementos inter- red remotos. Elementos paralelos.
- (4) Selección del elemento intermedio de interconexión. Alternativas : solución centralizada y distribuída.
- (5) Estudio del rendimiento y opciones de la gestión de red. Consideraciones de gestión y diseño.
- (6) Seguridad local y del sistema global. Posibilidades de backup.

Todo diseñador de LAN's deberá seguir dichos pasos de manera iterativa y en el orden indicado para poder seleccionar la correcta topología LAN que una instalación en particular requiera. Dicho carácter iterativo, dará lugar en muchos casos a cambios en selecciones y diseños fijados en fases previas, debido al gran número de criterios que deben ser considerados en el diseño de una gran red de área local de morfología interna múltiple.

En cuanto a las consideraciones relativas al tipo y calidad del cableado utilizado para su instalación, se asumirá que ya han sido establecidas y debidamente documentadas ó bien que se llevarán a cabo de acuerdo con los resultados del presente análisis y diseño.

IV.2.1 ANALISIS PREVIO DE REQUERIMIENTOS GLOBALES. RECOGIDA DE TODA LA INFORMACION NECESARIA.

Antes de comenzar todo proceso de diseño de una estructura LAN extendida, es muy importante conocer y valorar gran cantidad de información procedente de fuentes tan diversas como : los requisitos impuestos por el usuario, las restricciones físicas de la instalación, etc ... Las etapas de desarrollo de todo proyecto de este tipo, tendrán como misión estudiar los objetivos esenciales que el entorno fija al sistema de comunicaciones global. Para poder desarrollar este análisis y recopilación de datos, será preciso llevar a cabo las siguientes actividades :

- Evaluación de las necesidades de información del sistema de comunicaciones multi-red a implantar.
- Evaluación de la "satisfacción" actual de esas necesidades de inter-comunicación, sobre todo en aquellas instalaciones que incluyan parcialmente mecanismos de transmisión local.

- Evaluación del coste actual que supone la interoperatividad de dichos mecanismos locales de comunicación en comparación con los costes relativos al diseño e implantación de la estructura LAN extendida proyectada.
- Estimación del tiempo de planificación y puesta en marcha del sistema integrado de comunicaciones inter-LAN's.

En cualquier caso, para la consecución y obtención de un adecuado diseño deberán llevarse a cabo todas las evaluaciones y estimaciones anteriores, por medio de informes, dossiers, gráficos de rendimientos, etc ... , que recojan entre otras las siguientes informaciones :

- A) Un estudio detallado sobre la planificación física y el cableado relacionado.
- B) Requisitos de conectividad.
- C) Objetivos de rendimiento y estadísticas de tráfico.
- D) Grupos de afinidad.
- E) Requisitos de disponibilidad y seguridad.

IV.2.1.1 ESTUDIO DETALLADO SOBRE LA PLANIFICACION FISICA Y EL CABLEADO RELACIONADO.

Esta información es absolutamente esencial para acomodar las reglas de diseño físico. En especial, los siguiente datos deberán ser debidamente documentados :

- La situación y tamaño de los dispositivos de conexión física entre elementos de la red que sean precisos : concentradores de cableado, repetidores de señal, etc...
- Las longitudes aproximadas del cableado necesario entre dichos elementos de interconexión.
- Las longitudes máximas de alcance de cada enlace físico.
- El número de elementos de la red que pueden llegar a conectarse, evitando saturaciones y/o previsibles "cuellos de botella", así como permitiendo posibles expansiones futuras, en cada concentrador de cableado.

Este tipo de informaciones son necesarias para el cálculo de la extensión adecuada de las LAN's (bien con topología local en forma de anillos o buses), así como para adecuar las reglas de diseño físico.

IV.2.1.2 REQUISITOS DE CONECTIVIDAD.

Es importante conocer las características de las aplicaciones de usuario, así como el número y categoría de los hosts y servidores que serán utilizados por los diferentes grupos de usuarios. De igual manera, si existen varios edificios involucrados en el proyecto del diseño de la

estructura LAN extendida, deberá conocerse la dimensión y requisitos de la comunicación entre ellos a nivel de usuario final.

IV.2.1.3 OBJETIVOS DE RENDIMIENTO Y ESTADISTICAS DE TRAFICO.

Debe conseguirse una adecuada perspectiva sobre el tráfico de información que previsiblemente soportarán los hosts y los servidores locales (por ejemplo, un servidor de impresora), para que de esta manera se pueda determinar el número y tipo de los mismos así como de otros dispositivos auxiliares que sean precisos para su incorporación al diseño.

En esta línea, deberán considerarse seriamente los siguientes criterios :

- La frecuencia y volumen de las transferencias de ficheros por cada host y servidor.
- El número y tipo de las transacciones interactivas llevadas a cabo previsiblemente por cada host o por cada servidor de recursos compartidos de ámbito local.
- Los periodos de tráfico excesivo ("periodos-punta") para poder adoptar las medidas precisas desde el punto de vista del diseño y planificación de la estructura LAN extendida y garantizar así tiempos de respuesta aceptables.

A la hora de decidir el tipo de servidores necesarios, así como el modo en el que los usuarios accederán a ellos, es interesante tener presente que existen dos categorías de servidores :

- Servidores centrales

Son generalmente hosts a los que puede accederse desde cualquier punto de la red global. Suelen estar conectados a la red de área local "troncal" y suelen estar gestionados casi por completo por el departamento de proceso de datos.

- Servidores locales

Estos servidores, generalmente están conectados a un sólo segmento LAN y dan servicio a grupos reducidos de usuarios ó a grupos de afinidad. Ejemplos de tales servidores son aquellos de carácter departamental que proporcionan compartición de discos y características de utilización común de dispositivos de impresión.

Es importante, así mismo decidir la situación de los servidores locales, al mismo tiempo que determinar quién y de qué manera van a mantenerse, siempre en función del ámbito organizativo en el que se encuadra todo el diseño:

-- Servidores de impresora --> se tenderá a situarlos en un área cercana a sus usuarios para evitar pérdidas de tiempo ó la necesidad de un servicio adicional de distribución de impresos.

-- Servidores de disco -----> se tenderá a situarlos en una zona "segura" para evitar daños ó desconexión accidentales del servidor.

Además, desde el punto de vista del rendimiento, la carga y el número de servidores locales, tales como PC's, deberá ser evaluada para evitar "cuellos de botella" y proporcionar adecuados tiempos de respuesta a los usuarios.

No menos importante, es la determinación de una estrategia a medida, para el mantenimiento del software de aplicación. En concreto, si se dispone de un gran número de estaciones y servidores de disco ó impresora dentro de la instalación, deberá considerarse la incorporación de procedimientos de mantenimiento software automáticos para así, aliviar la carga soportada por el personal asignado a la LAN (ó por los usuarios finales), en este tipo de labores.

IV.2.1.4 GRUPOS DE AFINIDAD.

Todo diseñador de LAN's extendidas no debe pasar por alto la existencia, tamaño y localización de grupos de afinidad si se desea estructurar los segmentos LAN de acuerdo a estas entidades en particular.

IV.2.1.5 REQUISITOS DE DISPONIBILIDAD Y SEGURIDAD.

Los objetivos de una instalación concreta en términos de alta disponibilidad deben estar claramente definidos para poder vislumbrar la topología adecuada, teniendo en cuenta :

- Caminos alternativos.
- LAN's troncales duplicadas.
- Posibilidades de backup.

IV.2.2 DISEÑO DE ENTORNOS DE COMUNICACION LOCALES. RESTRICCIONES. GRUPOS DE AFINIDAD.

La tarea que debe llevarse a cabo en primer lugar una vez recogida la información anterior necesaria, es desarrollar el diseño "horizontal" ó de la LAN de usuario.

La mayor parte de los criterios de diseño apuntados anteriormente deberán tenerse en cuenta en el diseño de cada segmento LAN :

- A) Restricciones de topología física.
- B) Número de estaciones.
- C) Grupos de afinidad.
- D) Factores de organización.
- E) Factores de movilidad.
- F) Rendimiento y velocidad.
- G) Gestión y mantenimiento software.

IV.2.2.1 RESTRICCIONES DE TOPOLOGIA FISICA.

El diseño generalmente estará influenciado en gran medida por la topología física del edificio. Si por ejemplo, consideramos el diseño de una LAN multisegmento global, podremos situar cada segmento por planta ó incluso una misma LAN en varios pisos mientras el número de dispositivos conectados a la misma, no alcance el máximo establecido para cada tecnología de red de área local.

Las distancias entre concentradores de cableado y la velocidad de transmisión de cada LAN, entre otras razones, pueden hacer también obligatorio el uso de varios segmentos LAN (dos ó más) por planta. Esto, sin embargo, añade a la configuración total múltiples elementos adicionales de interconexión.

Otra alternativa, no despreciable, consiste en instalar repetidores que den soporte a LAN's muy extensas. Esto es particularmente cierto con los repetidores ópticos IBM 8220, que además proporcionan un alto nivel de disponibilidad (en el sentido de incorporar mecanismos automáticos de encaminamiento hacia dispositivos backup cuando se detecta algún problema en el segmento óptico (incluídos los repetidores)).

En resumen, muchas veces la decisión a adoptar, más adecuada a las necesidades concretas de cada instalación se basará en la disyuntiva existente entre diseñar :

- LAN's de dimensiones grandes que incluyan múltiples repetidores, ó
- LAN's de dimensiones reducidas, interconectadas a través de múltiples bridges, gateways, etc...

Pero todo ello, sin perder de vista el crecimiento potencial que a corto, medio e incluso a largo plazo se espera en cuanto al número de dispositivos (incluidas estaciones de red, servidores y hosts), conectados a una LAN multisegmento extendida.

Por ejemplo, si se dispone de un gran número de terminales tipo 3270 conectados a un dispositivo IBM 3174/3R, muchos de estos terminales a medio plazo podrían cambiarse por ordenadores personales de tipo PC, directamente conectados a una LAN en anillo y es posible que necesitaran más dispositivos 8228 en el anillo de usuario, rompiendo de esta manera, el diseño original y dando lugar a costos adicionales no deseados. Es por todo ello, por lo que es interesante destacar la importancia de un diseño que aunque se ajuste a las necesidades y prestaciones actuales demandadas por los usuarios, posea las características de

flexibilidad y adaptabilidad a bajo costo ante crecimientos y mejoras previsibles a medio ó largo plazo.

IV.2.2.2 NUMERO DE ESTACIONES.

El número de estaciones que una LAN puede soportar (en una LAN en anillo por ejemplo es de 260), no puede ni debe ser el único elemento en el que nos basemos para dilucidar el diseño más adecuado.

Aunque un segmento LAN presente una alta fiabilidad, aún en el caso de un número tan elevado de estaciones, también deben considerarse características tales como : distancia ó rendimiento ; e incluso cuestiones como : ¿a cuántos usuarios afectaría un fallo ó "caída" de la LAN?. No existe una respuesta general a esa cuestión ya que depende fundamentalmente de las condiciones ambientales y de trabajo concretas para cada instalación. Sin embargo, es un hecho que muchas de las LAN's operativas, hoy en día, soportan del orden de 50 a 150 estaciones conectadas.

Como norma general, deberá evitarse, por tanto, dividir la red en demasiadas subredes de dimensiones reducidas (menos de cincuenta estaciones de trabajo), sin tener una buena razón ya que ésto multiplicaría el número de elementos inter-red, infrutilizaría la capacidad de las

LAN's y aumentaría significativamente el costo global de la LAN extendida.

IV.2.2.3 GRUPOS DE AFINIDAD.

Aunque se ha hablado ya de este tipo de agrupaciones de usuarios, es conveniente aclarar dicho concepto. Un grupo de afinidad es un conjunto de usuarios que llevan a cabo tareas relacionadas entre si sobre la red, y en general, precisan de ó generan un volumen muy reducido de información que debe ser intercambiado con otros usuarios finales, que no pertenezcan a dicho grupo de afinidad.

En estos casos, es recomendable que cada agrupación de esta categoría pertenezca a segmentos LAN diferentes dentro de una red. Esto puede simplificar el diseño y mantenimiento de aplicaciones que se estén ejecutando en los servidores de cada respectivo grupo de afinidad.

IV.2.2.4 FACTORES DE ORGANIZACION.

En algunos casos, ciertos departamentos desearán tener su propia LAN por diversas razones :

- Obtención de niveles más elevados de seguridad a nivel local.
- Tasas mayores de control.

- Gestión simplificada del ámbito de comunicaciones, mantenimiento, etc ...
-

Dichos departamentos podran ser responsables de seleccionar y adquirir los equipos (estaciones de trabajo y servidores), así como de su instalación y del mantenimiento de sus aplicaciones a nivel local.

IV.2.2.5 FACTORES DE MOVILIDAD.

Si los grupos de usuario estuviesen a menudo sujetos a recolocación dentro de un edificio, el diseño de la estructura de la red, basado en grupos de afinidad no es recomendable desde ningún punto de vista, debido a los cambios tan frecuentes en la configuración estructural posicional y en algunos casos de topología. Por ello, si la proporción ó frecuencia de las modificaciones es elevada, el diseño de los segmentos LAN de usuario debería basarse fundamentalmente en consideraciones de tipo geográfico.

IV.2.2.6 RENDIMIENTO Y VELOCIDAD.

Con aplicaciones interactivas tradicionales del tipo 3270 trabajando sobre una LAN en anillo, generalmente no se producen "cuellos de botella", aún en el caso de llegar al límite máximo de 260 estaciones de trabajo. Sin embargo, es

recomendable utilizar como línea de trabajo, dentro del diseño, la elección de LAN's con mayores velocidades de transmisión, que existan en el mercado. Así por ejemplo, en el caso comentado, sería deseable realizar el diseño considerando LAN's en anillo de 16Mbps (IEEE 802.5) ó incluso 100Mbps (FDDI), aún en el caso de comenzar con adaptadores de red que cuenten con una velocidad de trabajo de 4Mbps.

En este supuesto, sería recomendable inicialmente, utilizar adaptadores de red de 16Mbps (ó 100Mbps), para aquellos anillos "troncales" del sistema global, así como para aquellos segmentos de usuario que precisen transferencias de grandes volúmenes de datos a alta velocidad, como es el caso de las aplicaciones orientadas a imágenes.

IV.2.2.7 GESTION Y MANTENIMIENTO SOFTWARE.

Aunque en algunos casos, ciertos departamentos posean una instalación propia de segmento LAN, e inclusive su propio administrador de red local, es necesaria una coordinación global para todas las subredes de la LAN extendida. Dicha gestión conjunta se deberá realizar con la finalidad de :

- Determinar los posibles problemas de diversa naturaleza (hardware y software) en la LAN global.

- Controlar el rendimiento obtenido a nivel global así como localmente.
- Llevar a cabo el mantenimiento de aplicaciones de usuario comunes.
- Establecer una serie de convenios relativos a los identificativos de los elementos de la estructura LAN extendida, (para evitar nombres, direcciones y numeración de anillos y segmentos LAN, duplicados dentro de la red).
- Acceso y gestión de todos los elementos de conexión inter-red (repetidores, bridges, routers, gateways, ...).
- Establecimiento de líneas generales de utilización del software de aplicación, (especificando diferentes niveles de prioridad) para todos los grupos de usuarios. Utilización de mecanismos de limitación (servidores de licencias de acceso) ó de privacidad (servidores de claves de acceso).

IV.2.3 DISEÑO DEL MECANISMO GLOBAL. CONFIGURACIONES. BENEFICIOS. CONSIDERACIONES DE DISEÑO PARA ELEMENTOS INTER-RED REMOTOS. ELEMENTOS PARALELOS.

Trás el diseño horizontal de los segmentos de usuario, la siguiente tarea a desarrollar es el diseño "troncal" ó vertical. En esta etapa, deberá elegirse la mejor topología para interconectar los segmentos ó subredes de usuario definidas anteriormente.

Básicamente, pueden definirse tres categorías de configuraciones para una instalación de este tipo :

a) Topologías en serie.

Generalmente no son adecuadas para entornos de LAN's multisegmento, ya que no proporcionan caminos alternativos. Cualquier problema en un bridge ó en un segmento de la LAN extendida, afectará inevitablemente a todas las demás subredes.

b) Configuraciones en bucle y malla.

Pueden llegar a ser topologías muy complejas, superando la cantidad de cuatro segmentos de LAN, máxime si se desea mantener la conectividad entre cualquiera de los usuarios, con tasas de rendimiento aceptables. Así mismo, determinar la situación de los servidores puede convertirse en este caso, en una labor larga y compleja.

c) Topologías troncales.

Son recomendadas generalmente como mejor alternativa para redes multi-segmento y multi-anillo, que posean configuraciones extensas, incluyendo entre cuatro y varios cientos de subredes de área local.

IV.2.3.1 BENEFICIOS DE UNA CONFIGURACION TRONCAL.

a) Configuración troncal simple :

A través de esta categoría de configuración pueden establecerse jerarquías de un sólo nivel ó multinivel. En

cualquier caso, la LAN troncal deberá emplear soportes de transmisión rápidos, preferiblemente fibra óptica, para dar soporte a los requisitos de los adaptadores de gran velocidad y a tasas previsiblemente elevadas de tráfico, (ver figura 4.1).

En comparación con otras topologías como la serie, en malla, etc ..., un diseño troncal presenta varias características y ventajas destacables :

- Cada elemento de conexión inter-red de la LAN interconecta un segmento de usuario a la LAN troncal.
- Todas las comunicaciones inter-red se llevan a cabo a través de la LAN troncal.
- Cualquier comunicación entre dos dispositivos atravesará un máximo de dos elementos inter-red, independientemente del número de segmentos de la LAN extendida.
- La instalación de segmentos adicionales es muy simple y rápida, se basa en añadir un elemento más de interconexión, por subred, sin tener que involucrar, en principio, a los demás segmentos LAN.
- Los recursos compartidos y accesibles a través de la LAN, tales como servidores LAN ó host, generalmente, serán conectados al "tronco" del sistema global de LAN extendida.

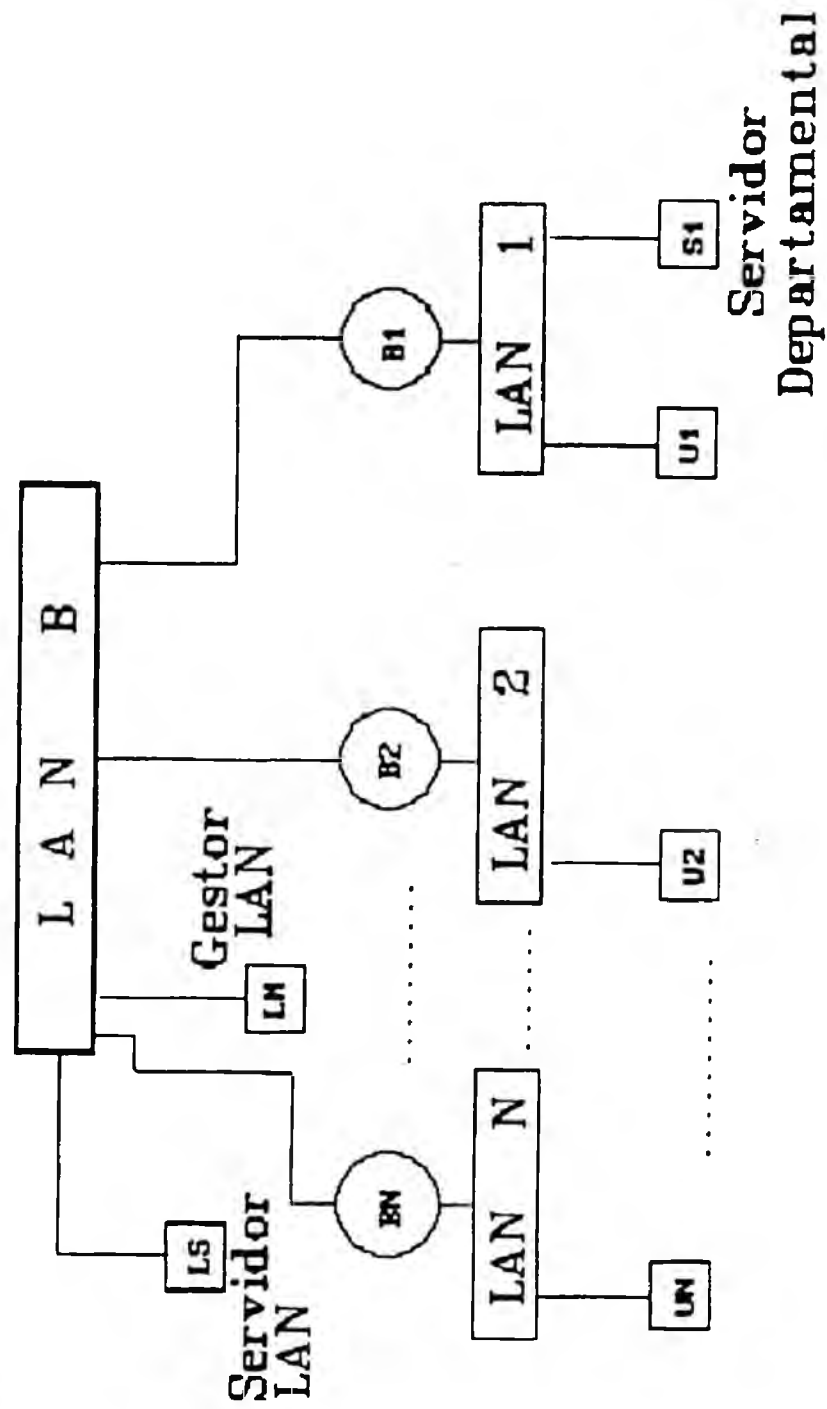


FIGURA 4.1
=====

- La situación física y la recolocación de los segmentos LAN ó de las estaciones de trabajo, se simplifica gracias al presente diseño.
- La evolución hacia segmentos troncales de mayor velocidad es simple y no afecta, de manera importante a los demás segmentos LAN de usuario.
- La gestión de red y el análisis del tráfico que circula por la LAN global, se simplifica enormemente.

Como conclusión, puede deducirse que cuanto mayor sea el número de LAN's en una instalación, más deseable es una configuración basada en un segmento "troncal".

Sin embargo, este tipo de topología basada en una única subred "troncal", también hemos observado que presenta ciertas desventajas a considerar, que aunque no son numerosas, su importancia si ha de tenerse en cuenta con vistas al completo éxito de la fase de diseño del sistema global de comunicaciones. Estas desventajas, por tanto, se resumirían en las siguientes:

- Cada segmento LAN de usuario depende exclusivamente de un sólo elemento de conexión inter-red (bridge, gateway, ..), para su conexión a servidores ó a otras estaciones de trabajo, que pertenezcan a diferentes segmentos LAN de la red extendida.

- La subred "troncal" es un componente crítico que puede llegar a constituir un "cuello de botella", desde el punto de vista del rendimiento del sistema.

Estas son las razones fundamentales por las que una configuración "troncal" como la descrita hasta el momento, en la práctica, se mejora por medio de la adición de un segundo segmento también "troncal", como aparece en el siguiente diagrama: (ver figura 4.2).

b) Configuración troncal doble :

Desde el punto de vista del rendimiento, la topología anterior basada en una única LAN "troncal", sin embargo, no necesita ningún ajuste especial en cuanto a los parámetros típicos, configurables en ciertos dispositivos de conexión inter-red. Dos de los parámetros más representativos de este tipo, que con mayor fuerza inciden en el adecuado funcionamiento y coordinación de un entorno de comunicaciones multi-LAN, son los siguientes :

P.1) Valor límite del contador del número de hops.

P.2) Facilidad de transmisión de ruta única automática.

P.1) No es necesario establecer el parámetro de límite máximo del contador de hops con ningún valor concreto, ya que se asume que es necesaria una conectividad global (ésto es, cualquier usuario deberá poder acceder a los servidores de la

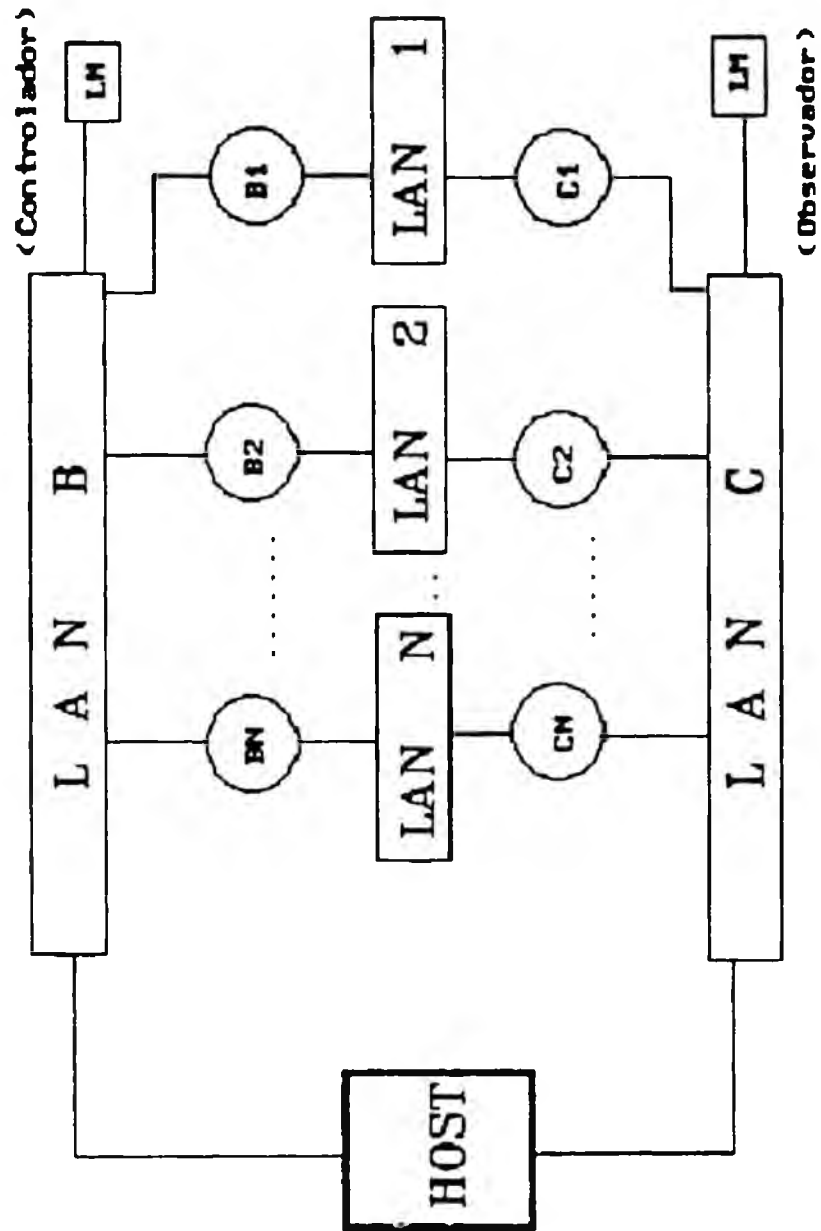


FIGURA 4.2

=====

LAN conectados a la subred troncal, así como comunicarse con cualquier estación de trabajo conectada a otras subredes).

Cualquier valor para este parámetro, menor que (2,1), afectaría a la conectividad apuntada, siendo su uso restringido a casos muy concretos:

(2, 1) --> 2: Valor límite nº de hops para el adaptador, que se conecta a la LAN "troncal".

1: Valor límite nº de hops para el adaptador, que se conecta al segmento de LAN no "troncal".

P.2) Puesto que sólo existe en esta configuración, en particular, una sólo ruta natural desde cualquier estación de red a otra, se contemplará en el sistema de comunicaciones, una única ruta de transmisión automática, resultando este parámetro, por tanto, absolutamente innecesario y además, no recomendable.

c) Configuración jerárquica de tres niveles :

Para redes de comunicación muy grandes o para ámbitos de transmisión localizados en campus universitarios, las topologías con subredes troncales, solamente de primer nivel, no son suficientes en ciertos casos para dar una respuesta adecuada a los requisitos y planteamientos de este tipo de instalaciones.

En este tipo de instalaciones, el diseño debe incluir una ó mas subredes troncales de segundo nivel, e incluso de tercer nivel si es preciso. Un ejemplo de topología troncal de segundo nivel se muestra en la figura 4.3.

Como puede apreciarse en este supuesto, la topología planteada abarca dos edificios, cada uno de ellos con una subred troncal dual de primer nivel :

-- Subredes B y C para el edificio 1.

-- Subredes D y E para el edificio 2.

La topología presentada sería similar en el caso de que el sistema de comunicaciones basado en una LAN extendida abarcara más de dos edificios.

Todos los segmentos de red troncales de primer nivel están conectados a una subred troncal de segundo nivel (LAN-A), mientras que los recursos compartidos, como hosts y servidores están conectados exclusivamente a la subred troncal de segundo nivel. Esta última subred podría estar constituida por un soporte hardware de fibra óptica, que se extendiera a través de un campus, conectando los diferentes edificios del mismo. Con ello, por supuesto, todos los usuarios de cada uno de los edificios podrán acceder a la totalidad de dichos recursos.

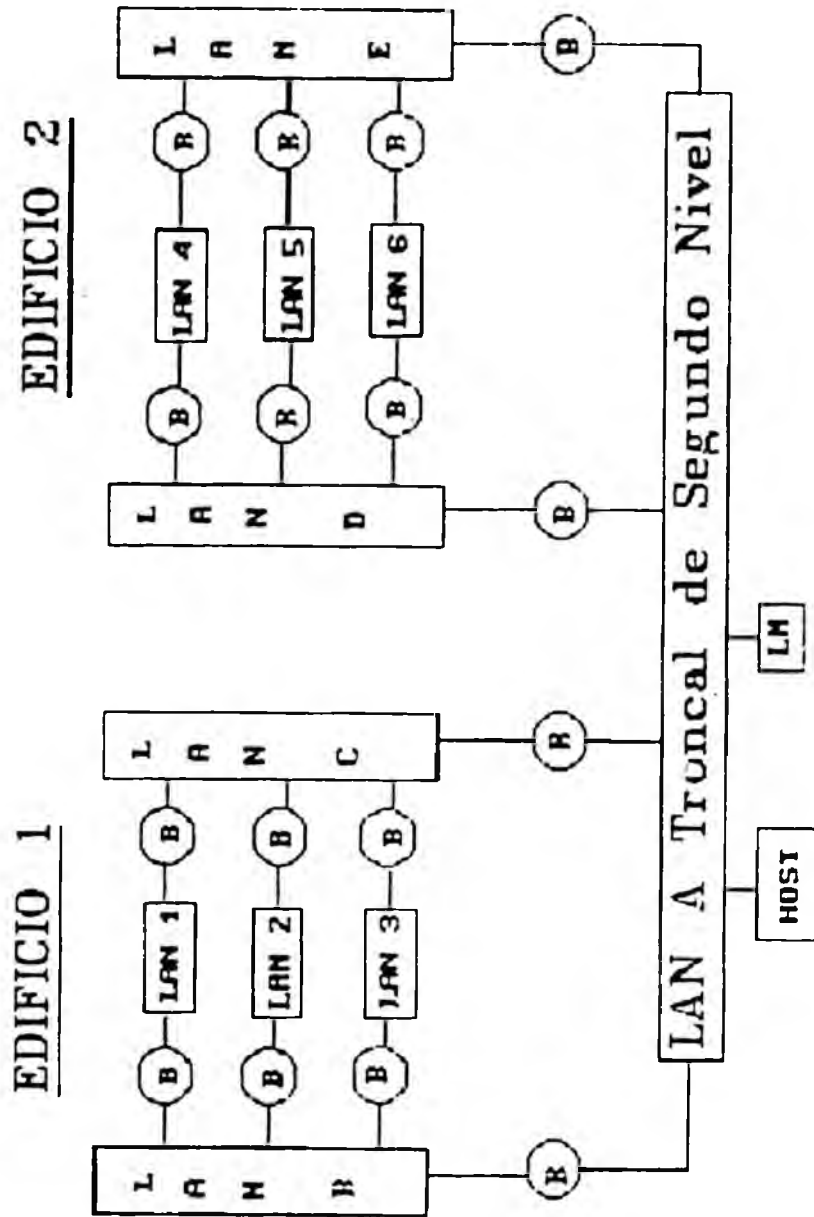


FIGURA 4.3

=====

Desde el punto de vista de los valores de los parámetros configurables a establecer en los dispositivos de comunicación inter-red, destacan las siguientes consideraciones :

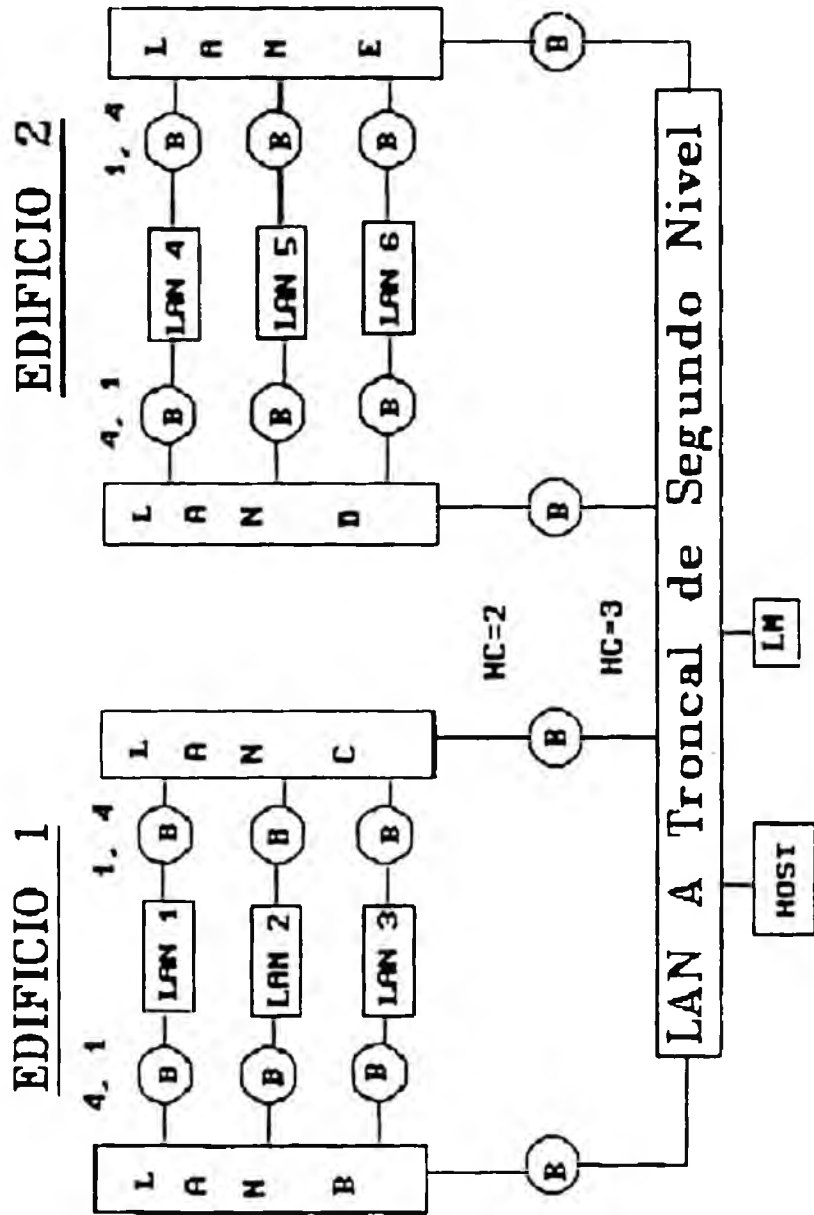
- Como en cualquier red con un cierto grado de complejidad, se recomienda encarecidamente el uso de facilidades de transmisión a través de una ruta única. Esto provoca una reducción importante del tráfico de mensajes que circulan por la red global y por tanto del número de tramas que llegan a los servidores del sistema.

- Activando adecuadamente el valor límite del contador del número de hops, en los adaptadores de red de los elementos de conexión inter-red, es posible seleccionar el perfil de conectividad entre los edificios que forman parte del sistema global de comunicaciones de la LAN extendida. En este sentido, existen dos posibilidades a destacar :

** Conectividad total entre usuarios de cualquier edificio. Los valores límite del contador del número de hops para los diferentes elementos de conexión inter-red se indican en la figura 4.4.

(3, 2) ----> Valores para los cuatro bridges conectados a la subred troncal de segundo nivel (A).

(4, 1) ----> Valores para los demás bridges de la topología presentada.



EDIFICIO 2

EDIFICIO 1

FIGURA 4.4
=====

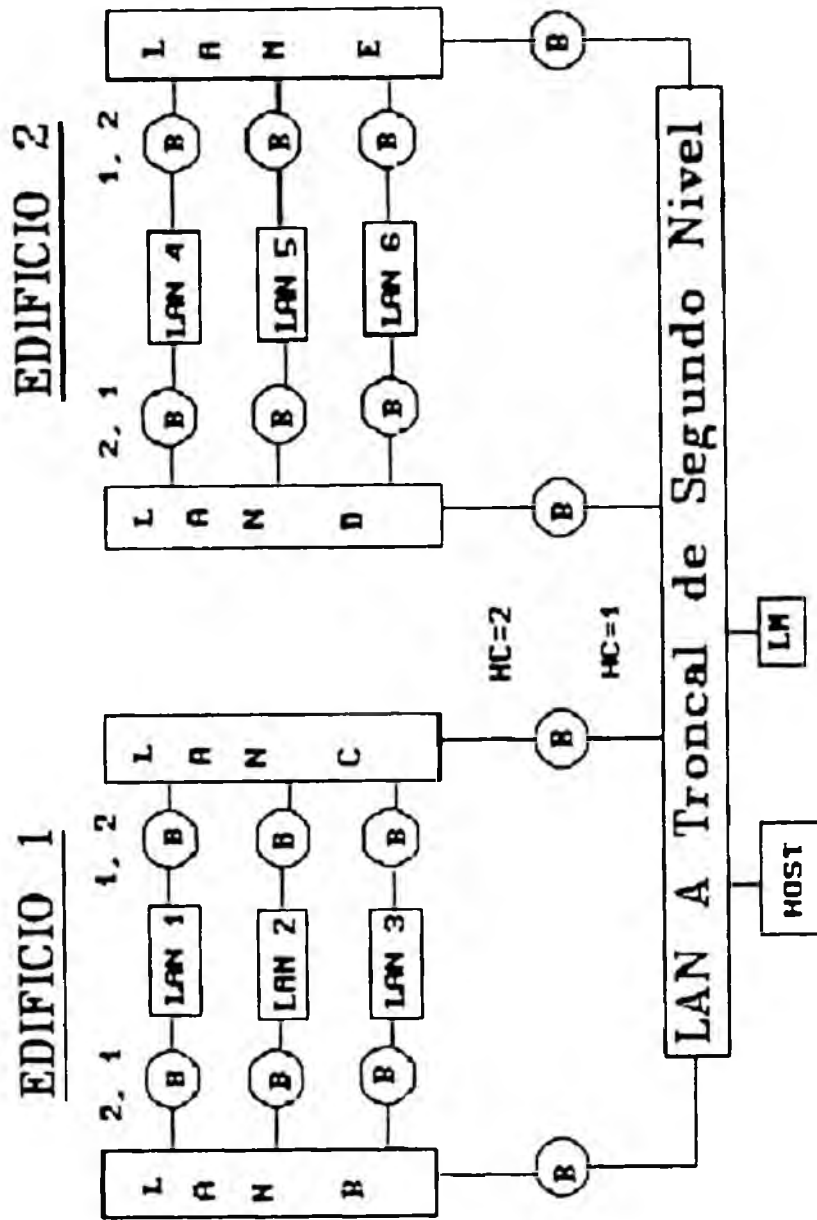


FIGURA 4.5
 =====

Tanto el valor 2 como el 4 respectivamente, corresponden al adaptador del elemento inter-red que se conecta con las subredes troncales de primer nivel (B, C, D y E).

** Conectividad imposible entre usuarios y servidores de diferentes edificios.

Los valores límite del contador del número de hops para los distintos elementos de conexión inter-red se indican en la figura 4.5.

(1, 2) ----> Valores para los cuatro bridges conectados a la subred troncal de segundo nivel (A).

(2, 1) ----> Valores para los demás bridges de la topología presentada.

Tanto el valor 2 como el 2 respectivamente, corresponden al adaptador del elemento inter-red que conecta con las subredes troncales de primer nivel (B, C, D y E).

De todas maneras, es interesante destacar en este último caso, como el acceso de cualquier usuario que pertenezca a uno de los edificios, está asegurado a los recursos del host(s), que estén situados en la subred troncal de segundo nivel, (ver figuras 4.4 y 4.5).

IV.2.3.2 CONSIDERACIONES DE DISEÑO PARA ELEMENTOS INTER-RED REMOTOS.

Deberá considerarse con especial atención el diseño de instalaciones de LAN extendida, que incluyan en su configuración elementos de conexión inter-red remotos.

Un mayor estudio se requerirá, fundamentalmente, en dos aspectos de dicho diseño :

- 1) La topología a adoptar.
- 2) El establecimiento de los principales parámetros en los adaptadores de los dispositivos inter-red.

1) Una de las topologías más comúnmente utilizadas, que incluyen elementos de inter-conexión remotos entre redes, se muestra en la siguiente figura : (ver figura 4.6).

Desde el punto de vista del rendimiento de la LAN extendida, deberá evitarse la transmisión de tráfico de datos innecesario a través del enlace de teleproceso.

- 2) Los parámetros de los dispositivos inter-red podrán, en este caso, activarse con los siguientes valores orientativos que deberán de ajustarse a las necesidades de cada instalación concreta :

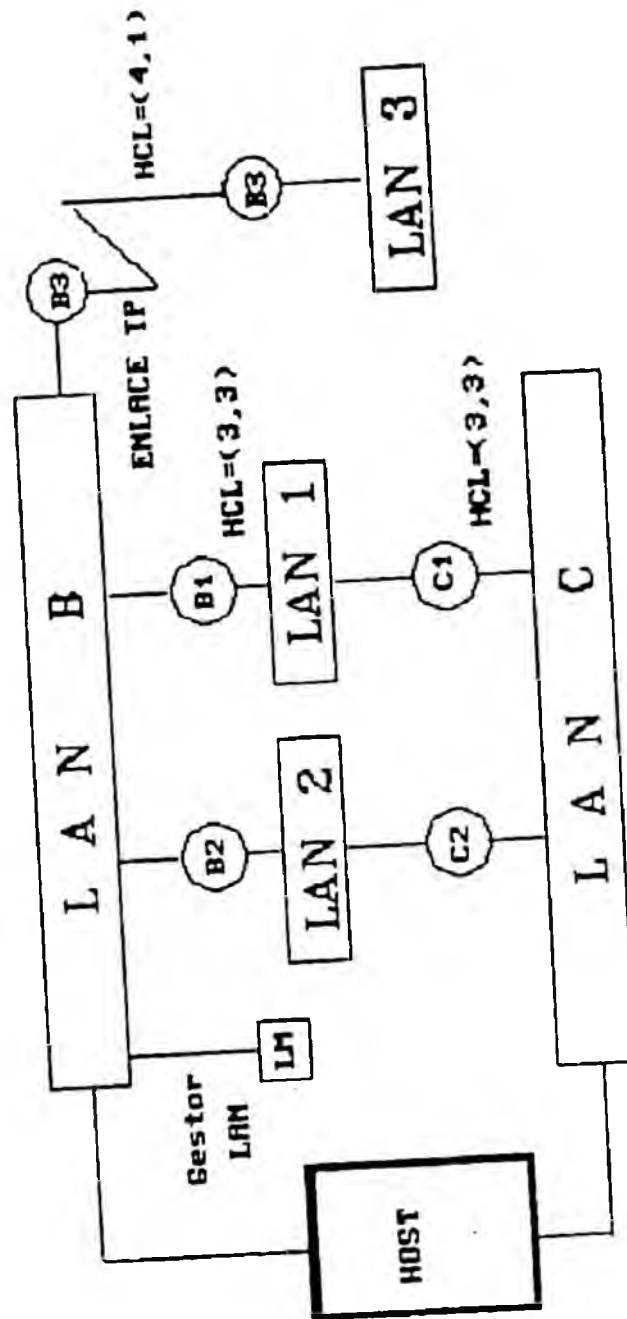


FIGURA 4.6
=====

-- La facilidad de ruta única automática debería activarse para así reducir el tráfico que circula por la LAN extendida. Como resultado de esto, por ejemplo la LAN-3 recibiría tan sólo una trama durante una conexión de transferencia de datos.

-- Los filtros deberán usarse en función de las aplicaciones o de los convenios de nombres de dirección para, de esta manera, filtrar todo el tráfico de datos innecesario.

-- El valor límite del contador del número de hops podrá activarse con los valores siguientes, de cara a mantener la conectividad global :

(4, 1) -----> Para los dispositivos inter-red
remotos.

(3, 3) -----> Para todos los demás dispositivos
inter- red de la LAN extendida.

El valor 4 se aplica al adaptador inter-red, que se conecta remotamente a la subred troncal, en caso de error en el elemento inter-red.

Si el dispositivo de conexión B2, por ejemplo, no funcionara adecuadamente, cualquier estación de usuario de la LAN2 tendría que atravesar cuatro bridges para comunicarse con otra estación de la LAN3 (C2, C1, B1, B3).

-- El tamaño de la trama, el temporizador de respuesta (T1) y los parámetros de reintentos deberán modificarse para

reflejar los valores apropiados a la velocidad del enlace y a su calidad.

IV.2.3.3 ELEMENTOS INTER-RED REMOTOS PARALELOS.

En el diagrama adjunto se muestra un supuesto práctico de diseño de una topología que incluye elementos inter-red remotos paralelos, (ver figura 4.7).

Los dispositivos B3 y C3 no son realmente elementos inter-red paralelos, ya que no conectan la LAN3 a la misma subred. Pero sin embargo, proporcionan caminos alternativos "paralelos" desde LAN1 ó LAN2 hacia LAN3. En cualquier caso, será recomendable conectar estos dos elementos inter-red remotos a las dos subredes troncales diferentes, por razones de rendimiento y disponibilidad :

- Si una subred troncal o un enlace de teleproceso dejara de funcionar correctamente, el tráfico de datos circularía a través de otro enlace y de otra subred troncal (mecanismo de respaldo).

- Si los dos enlaces de teleproceso tienen velocidades diferentes, la mayor parte del tráfico de datos será por lo general, encaminado, naturalmente, a través del enlace mas rápido. Este es el caso, por ejemplo, del algoritmo de encaminamiento fuente que se basa a la hora de seleccionar una ruta de transmisión, (en el establecimiento de una

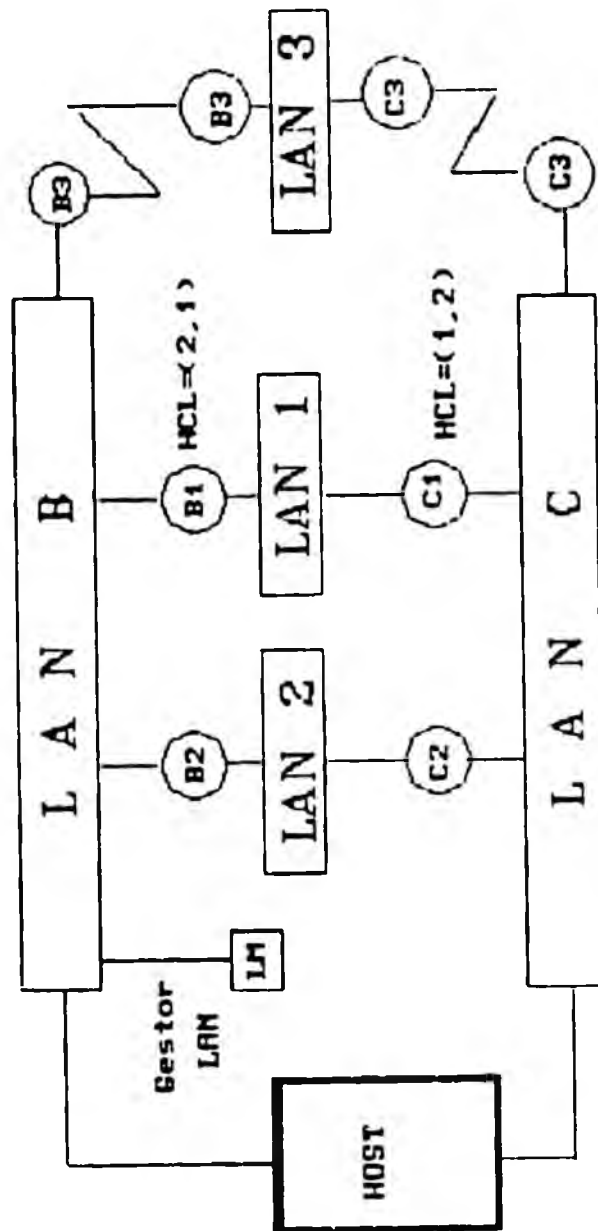


FIGURA 4.7
=====

conexión), en seleccionar la primera trama de respuesta recibida por la estación emisora.

En este tipo de configuraciones, es muy importante evitar que el tráfico innecesario cruce por los enlaces de teleproceso, impidiendo en todo momento la degradación potencial del rendimiento, debido a la velocidad del enlace.

IV.2.4 SELECCION DEL ELEMENTO INTERMEDIO DE INTERCONEXION. ALTERNATIVAS : SOLUCION CENTRALIZADA Y DISTRIBUIDA.

Una vez realizado el diseño de la LAN troncal, deberá seleccionarse el tipo apropiado, así como el número de los elementos de conexión inter-red, teniendo presentes entre otros los parámetros fundamentales :

- Perspectivas sobre el rendimiento del sistema de transmisiones global.
- Costes asociados.
- Disponibilidad del sistema.
- Características del tráfico de datos presente y futuro.
- Herramientas para la gestión de red requerida.

Durante el proceso de diseño, las consideraciones relativas a la topología física juegan un importante papel.

Por ello, se hace hincapie especial al análisis de las líneas maestras de diseño relativas a :

- 1) Especificaciones hardware de las estaciones de interconexión de LAN's.
- 2) Localización física de elementos de interconexión LAN y subredes troncales.

IV.2.4.1 ESPECIFICACIONES HARDWARE DE LAS ESTACIONES DE INTERCONEXION DE LAN'S.

Muchas aplicaciones en entornos LAN dependen de las limitaciones del ancho de banda proporcionado por la tecnología de red de área local, produciendose errores en mecanismos de time-outs, bloqueos y anomalías similares, siempre que los requisitos relativos a tiempos de respuesta no estén debidamente ajustados. Consecuentemente, los elementos inter-red deben proporcionar suficiente caudal de datos, como para soportar múltiples aplicaciones y evitar retardos en los tiempos de respuesta de cara a los usuarios finales.

Podrán obtenerse mejoras importantes en el rendimiento, a través de una serie de medidas, entre las que destacamos :

- El uso de estaciones de conexión entre LAN's dedicadas.

- El uso de microprocesadores mas rápidos en dichas estaciones : 80386 ó 80486, encuadrados en microcomputadores de trabajo, como los PC/AT/RT ó PS/2.
- Una lógica eficiente de interconexión, que realice lecturas tan sólo de aquellas tramas que deban ser procesadas por el dispositivo inter-red (tramas cuyo destino se encuentre mas allá del alcance de una LAN determinada).
- Transmisión de tramas con un valor de prioridad mayor (prioridad 4).

El uso de adaptadores de red rápidos (como por ejemplo adaptadores IBM Token-Ring 16/4 para topologías en anillo), siempre es recomendable para dar soporte a la transmisión de tramas con mayor longitud (hasta de 8Kb.). Mejorando con ello el rendimiento potencial y haciendo posible la realización de futuras expansiones del entorno de comunicaciones de la LAN extendida.

En un ámbito local, el uso de dispositivos inter-LAN es, generalmente, transparente para los usuarios finales. En ámbitos de LAN's remotas, sin embargo, los tiempos de respuesta y transparencia para aplicaciones y usuarios de este tipo de elementos, depende, sin duda alguna, de la velocidad de los enlaces de comunicación, que interconectan ambos extremos de la conexión inter-LAN; sin despreciar la justa importancia de los interfaces en cada extremo de la línea de transmisión. Así por ejemplo, un IBM PS/2 equipado

con el Interface Co-Procesador/2 IBM X.25 es más que recomendable en aquellas instalaciones que incluyan estaciones inter-red remotas, ya que pueden soportar velocidades mucho mayores que estaciones PC con el Interface Adaptador Multiport Co-Procesador de tiempo real de IBM.

Otro aspecto importante a considerar es el ámbito del sistema operativo en el que se encuadran los programas de control de los dispositivos inter-red (bridges, routers, gateways, ...). En el caso de aquellas estaciones dedicadas exclusivamente a este tipo de función, el diseño de dichos programas podría estar orientado a trabajar en ambientes monotarea : MS/DOS 3.3 ó 4.1, ó multitarea por ejemplo con un entorno de trabajo Windows 3.0 ó OS/2, etc...

Las necesidades de memoria y disco son y de hecho deben serlo, por razones de rendimiento y retardos, mínimas para una estación de interconexión de estas características. De este modo, el número de accesos a disco bajo circunstancias normales es muy reducido y prácticamente inexistente.

IV.2.4.2 LOCALIZACION FISICA DE ELEMENTOS DE INTERCONEXION LAN Y SUBREDES TRONCALES.

En este sentido distinguiremos las dos categorías genéricas que se presentan a continuación. Por razones de

simplicidad y una mayor claridad, supondremos un colectivo de LAN's de usuario con topología en anillo, todas ellas interconectadas en base a elementos intermedios de conexión, en este caso : bridges.

(1) Solución troncal centralizada.

(2) Solución troncal distribuída.

IV.2.4.2.1 SOLUCION TRONCAL CENTRALIZADA.

La mejor solución para diseñar una LAN troncal es basarse en los principios de simplicidad y sencillez siempre que ésto sea posible.

Un entorno troncal adecuado puede diseñarse mediante un único dispositivo 8228 situado en un panel de cableado central al que se encuentren conectados todos los bridges. Las ventajas destacables de la solución expuesta son las detalladas seguidamente :

- El entorno troncal resultante es muy fiable y posee una probabilidad mínima en cuanto a posibles errores ó problemas en el cableado.

- Si se produce un error de funcionamiento en dicho segmento troncal de la red global, podría reemplazarse facilmente cambiando únicamente, tal y como aparece en el supuesto práctico siguiente un sólo dispositivo 8228.

- Como la LAN troncal incluye un único ó muy pocos dispositivos del tipo 8228's, es posible utilizar segmentos de red más extensos, para conectar múltiples hosts y servidores ó incluso otros elementos de transmisión inter-red, siempre y cuando no sea posible que estén centralizados, tal y como aparece en la siguiente figura :
(Ver figura 4.8)

Modelo de Configuración de un Entorno de Comunicaciones Multi-Red Basado en Bridges Centralizados.

En el diagrama anterior se mostraba un entorno troncal centralizado con una configuración de bridges igualmente centralizada. El segmento "troncal" consta de un solo dispositivo de interconexión centralizada 8228 y de una serie de elementos inter-LAN representados simbólicamente como :

- "B" representa a los dispositivos bridge, mientras que "S" simboliza bridges pasivos.
- "LM" representa estaciones especiales de gestión del entorno de comunicaciones multi-LAN.

La colocación centralizada de los bridges deberá considerarse como una alternativa válida, debido a las siguientes ventajas destacables que presenta este tipo de diseño :

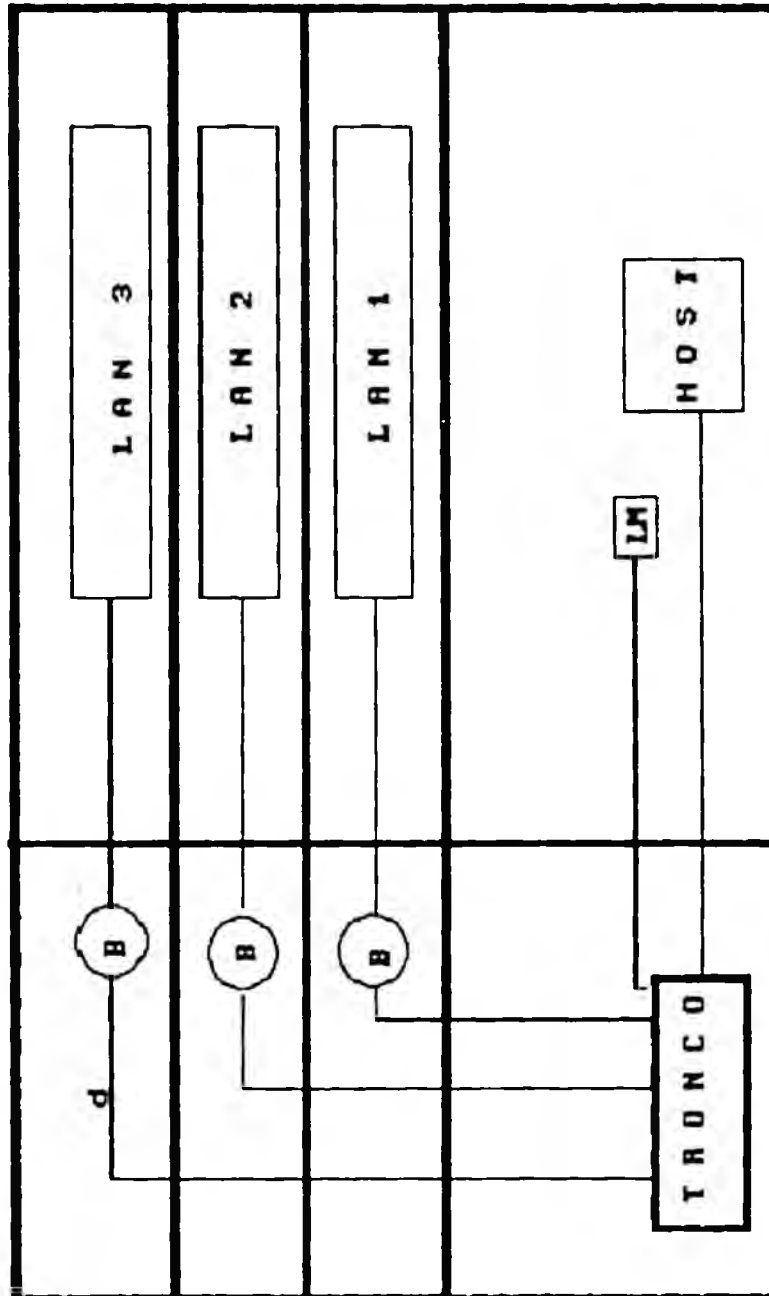


FIGURA 4.8

- La LAN troncal completa se sitúa en una única habitación (es decir, en una sala de cableado). No hay necesidad por tanto, en este caso, de acudir a otra u otras salas de control si se produce un problema de funcionamiento en cualquiera de los bridges, que la componen.
- El mantenimiento de los bridges es relativamente sencillo y las posibilidades de respaldo de dichos bridges se completan generalmente, situando un bridge pasivo en la sala del segmento LAN, tal y como aparece en la figura 4.9.
- Situando todos los bridges en la sala de cableado se ahorra espacio en las salas de control situadas en otras plantas del edificio, lo cual es algunas veces muy útil en instalaciones antiguas, donde es difícil encontrar un emplazamiento fijo disponible para los concentradores de cableado.

La contrapartida es la necesidad de un mayor espacio en dicha sala central, que en todo caso puede contrarrestarse con la colocación de los múltiples bridges en estantes especialmente diseñados para ese fin.

La máxima distancia entre los bridges y el segmento troncal centralizado deberá ser compatible con la longitud máxima del segmento de red permitido en cada anillo de usuario. Por ejemplo, como aparece en la figura anterior, si "d" es la distancia entre el bridge y el anillo LAN-3, deberá verificarse que :

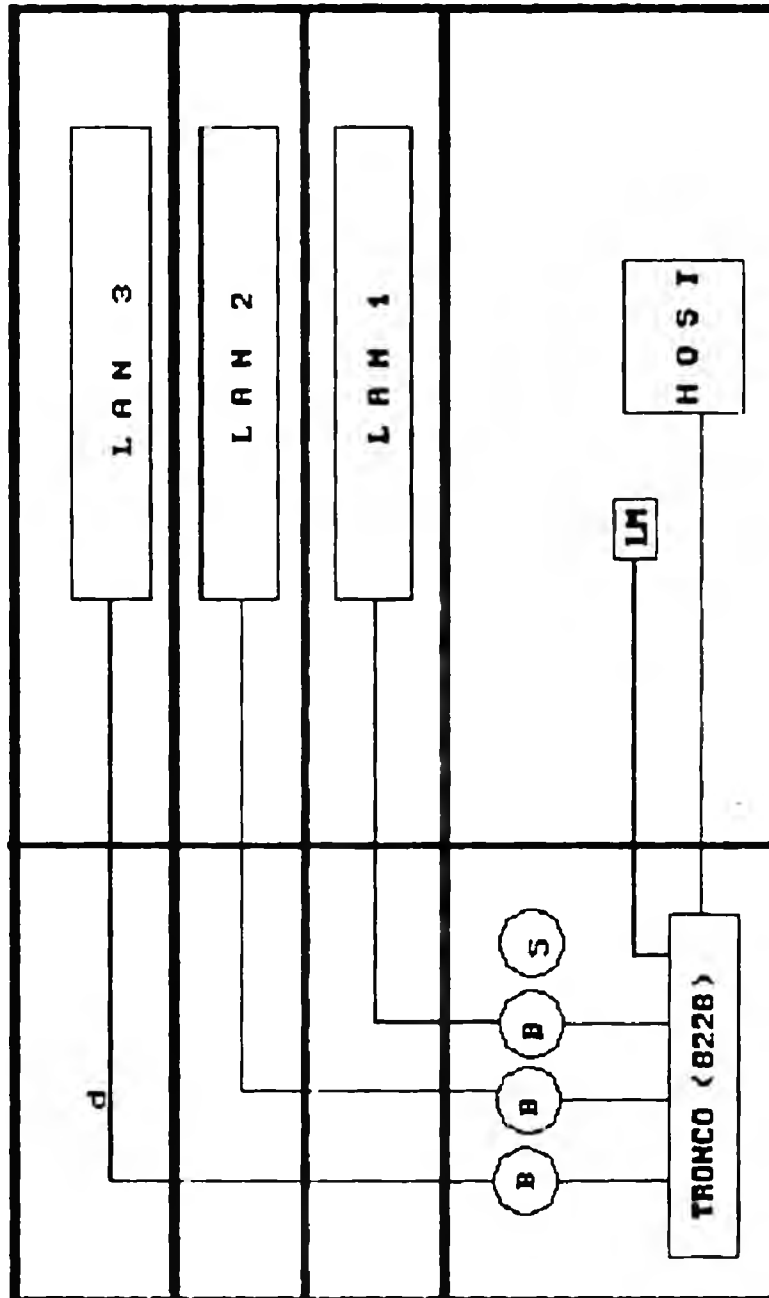


FIGURA 4.9
=====

$d \leq$ Longitud máxima del segmento de anillo 3.

- El coste del segmento troncal es muy bajo y no existe cableado alguno en el camino principal, así como es innecesario el uso de ningún repetidor.
- En una configuración de elementos inter-red (bridges por ejemplo) centralizada, en principio, no existe ninguna dificultad en evolucionar a segmentos LAN troncales de mayor velocidad (de 4Mbps a 16Mbps para LAN's en anillo ó incluso 100Mbps por ejemplo), ya que la longitud de dichos segmentos es muy reducida. Sin embargo, la centralización de dichos dispositivos inter-red descrita anteriormente podría orientarse hacia el uso de nuevas tecnologías como la fibra óptica (FDDI), siendo preciso en este caso, considerar otro tipo de soluciones además de la expuesta.

Cuando los elementos inter-red no pueden situarse centralizadamente debido a limitaciones topológicas ó por falta de espacio en la sala de control destinada a la LAN troncal, puede adoptarse la posibilidad siempre que sea posible, de instalar un segmento LAN centralizado reducido.

Los bridges distribuidos se sitúan generalmente en las salas de cableado de cada planta formando así, un camino vertical. En estos casos es recomendable utilizar cableado directo entre dispositivos del tipo 8228 y los elementos de interconexión de LAN's (bridges, ...), para evitar

atenuaciones de la señal y posibles fallos debidos al cableado en las salas de control situadas en los pisos intermedios.

Un ejemplo de bridges distribuidos con una LAN troncal centralizada, se muestra en la figura : (ver figura 4.8). Si la LAN troncal consta por ejemplo, de un único 8228, la distancia máxima que puede existir entre el mismo y cada bridge con cables IBM tipos 1 ó 2, dependerá de la velocidad del anillo :

- Si la velocidad de la LAN troncal en anillo es de 4 Mbps., la longitud máxima del segmento suele fijarse en 350 metros, aunque desde el punto de vista del diseño práctico, se recomienda no sobrepasar los 100 metros, por razones de futuro crecimiento del anillo troncal.

- Si la velocidad del anillo LAN troncal es de 16 Mbps., la longitud máxima del segmento suele establecerse en 160 metros, con idéntica recomendación que en el caso anterior.

En ambos supuestos, si se limita la longitud máxima del segmento a 100 metros, las distancias permitidas para una LAN troncal centralizada hacen posible una instalación que englobe a varios edificios, siempre y cuando el número de pisos de cada uno no sea muy elevado.

Si d es la distancia mayor entre un bridge y la LAN troncal, deberá cumplirse que :

$d \leq$ Longitud máxima de la LAN troncal.

Aunque no se muestra en la figura anterior, dos elementos inter-red conectados a una misma LAN troncal doble, es una configuración muy recomendable para cada LAN de usuario, en aquellas instalaciones que precisen de un alto grado de disponibilidad.

IV.2.4.2.2 SOLUCION TRONCAL DISTRIBUIDA.

Esta solución deberá considerarse en aquellos casos en los que la topología del edificio(s) sea incompatible con una solución troncal centralizada.

Una LAN troncal distribuída estará compuesta por múltiples dispositivos 8228 repartidos por varias salas de control e interconectados por medio de cableado específico o bien fibra óptica (ver figura 4.10).

La LAN troncal podrá extenderse a lo largo de todas las salas de control, como aparece en la figura 4.10, o tan sólo a lo largo de algunas de ellas, que realizarán labores de concentración dentro del sistema global de la LAN extendida.

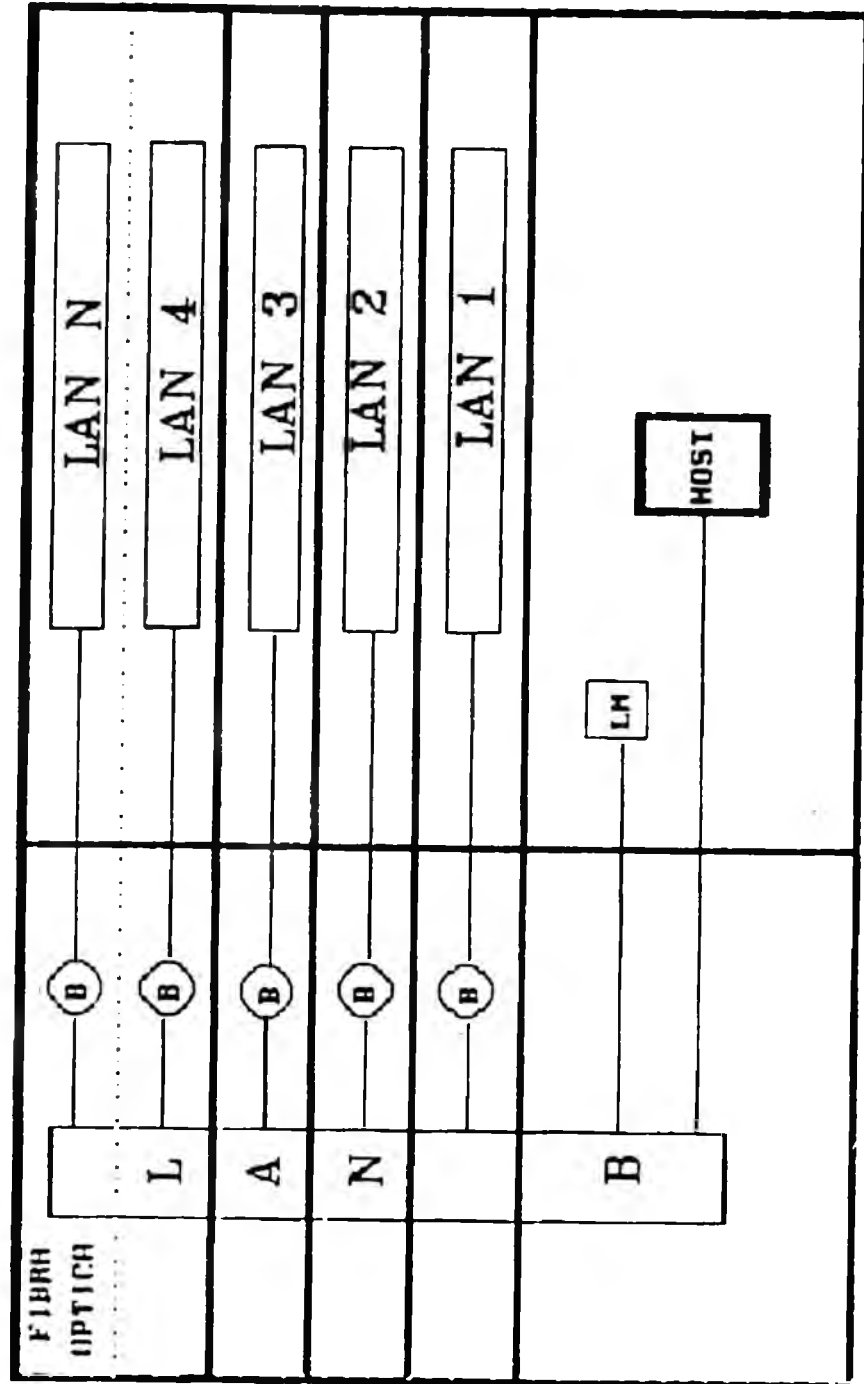


FIGURA 4.10
=====

Modelo de Configuración e Instalación de un Entorno Multi-Red
Basado en instalación en un gran edificio.

Debido a que el camino principal es mucho mayor que en una LAN troncal centralizada y también, a la existencia de varios componentes como 8228's y repetidores, puede suponerse como en la práctica, una LAN troncal distribuída se encuentra más expuesta a problemas derivados del cableado físico o de sus componentes.

Ambas LAN's troncales podrán estar situadas en la misma ala o en alas opuestas tal y como aparece en la siguiente figura 4.11.

Una ventaja destacable de las configuraciones troncales distribuídas es el hecho de que el número de cables en "vertical" se reduce al mínimo. Por ejemplo, como se muestra en la figura anterior, cada LAN troncal puede constar de tan sólo dos tramos de cableado verticales. En cambio, en el caso de una instalación troncal centralizada, deberían ser utilizarse, al menos, N segmentos de cable (uno por cada elemento de interconexión de LAN's).

Es importante resaltar la posibilidad de implantar, en aquellos casos en los que el número de usuarios por piso sea muy reducido, una LAN que englobe varias plantas de un

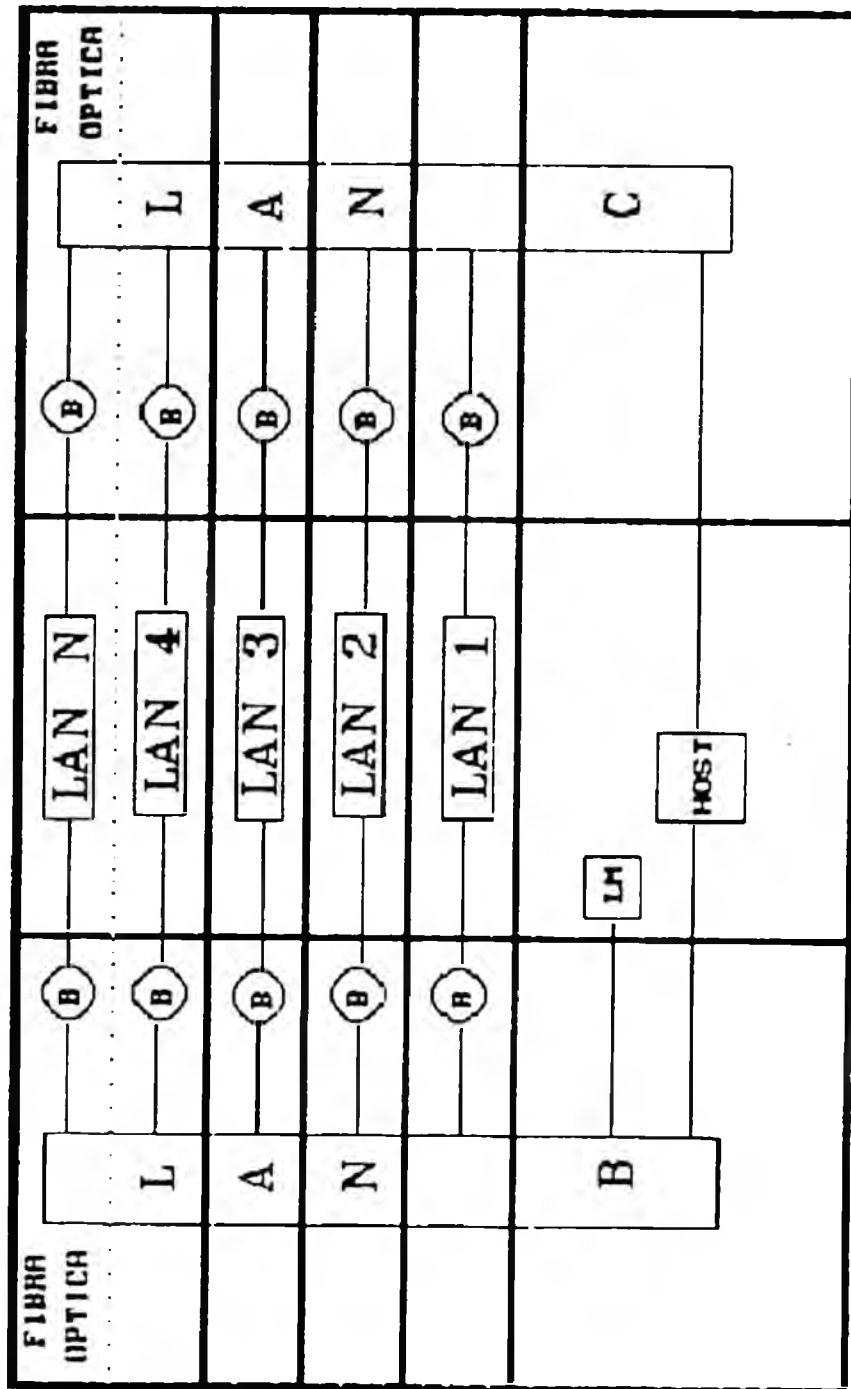


FIGURA 4.11

=====

mismo edificio. Así mismo, el número de dispositivos de concentración 8228's que se encuentran dentro de la LAN troncal principal, colocados en ciertas salas de cableado de la edificación, podría reducirse, ya que cada dispositivo 8228 puede llegar a conectar hasta ocho elementos de intercomunicación entre LAN's.

En muchas instalaciones correspondientes a edificios será recomendable, además, analizar la conveniencia o no de utilizar fibra óptica y repetidores, de cara a soportar grandes velocidades de transmisión, a distancias considerables, o futuras migraciones hacia LAN's troncales con tecnología FDDI. En estos casos el uso de un convertidor, como por ejemplo un IBM 8220 que dé soporte a tales fibras de cableado, proporciona disponibilidad y una mayor gestionabilidad del conexionado global de la LAN extendida.

Modelo de una Instalación de LAN Extendida en un Campus.

Otro supuesto práctico de diseño y planificación correspondiente a una configuración troncal distribuída típica, en el ámbito de un campus universitario, se muestra en la figura 4.12.

En este caso, existen cuatro edificios distintos, considerablemente separados entre si. La topología más común a implantar consiste en una solución basada en una LAN

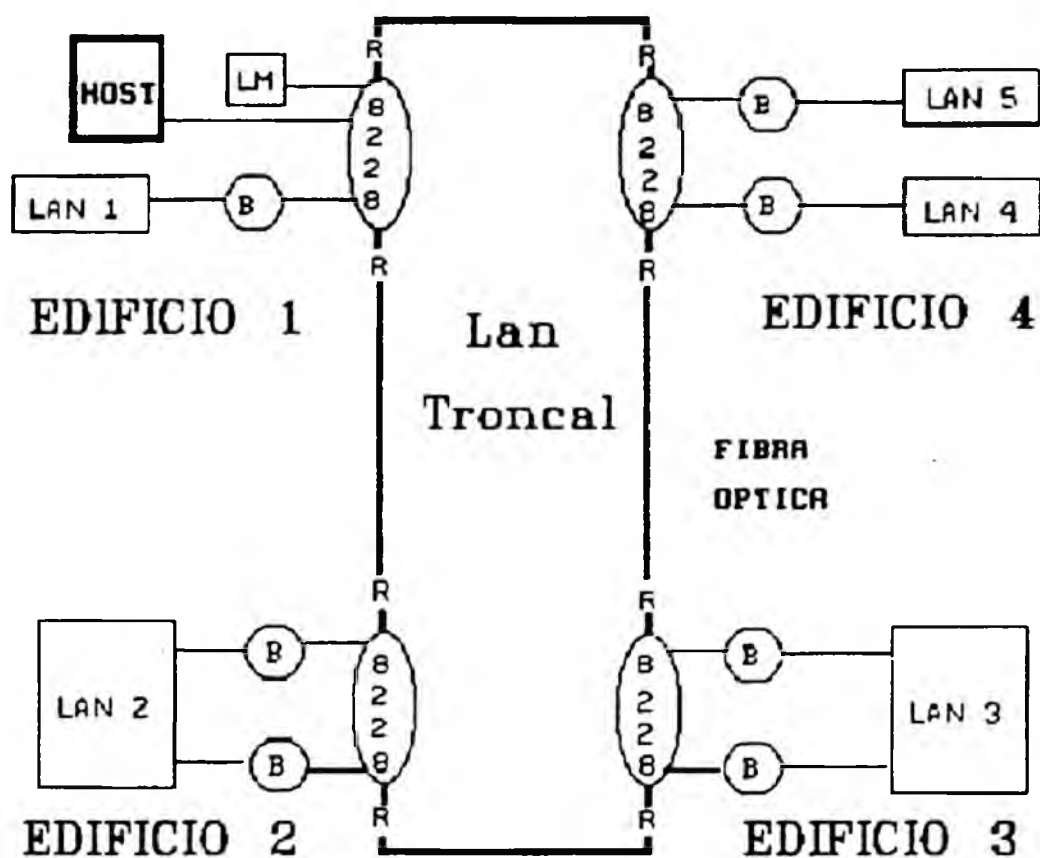


FIGURA 4.12
=====

troncal de fibra óptica distribuída, que interconecte los cuatro edificios. Un par de fibras ópticas es el medio ideal para este tipo de conexión entre diferentes edificaciones, así como la existencia de dispositivos repetidores, por ejemplo el IBM 8220, ofrecen un nivel muy alto de fiabilidad, incluso en el caso desfavorable de una rotura en el cable de fibra óptica, ya que los 8220 automáticamente serán capaces de direccionar la información en ambos extremos hacia alguna ruta alternativa de respaldo.

En función del tamaño de las LAN's de usuario y las necesidades de disponibilidad fijadas por el mismo, cada LAN deberá conectarse al segmento LAN troncal (o incluso a la LAN troncal doble), a través de dos elementos inter-red, como ocurre en la figura anterior para las LAN's 2 y 3.

Una única estación de gestión de red (LAN Manager ó del operador NetView, en este caso), situada por ejemplo, en el edificio 1 podría eficientemente gestionar todos los recursos de la LAN extendida del campus.

IV.2.5 ESTUDIO DEL RENDIMIENTO Y OPCIONES DE LA GESTION DE RED. CONSIDERACIONES DE GESTION Y DISEÑO.

En este punto, deberán determinarse los requerimientos, necesidades y valores de las siguientes opciones y parámetros :

- Número y localización de las estaciones de control de la red global ó extendida.
- Caracter manual y/o automático de las operaciones de gestión de la LAN.
- Establecimiento de parámetros en los dispositivos de conexión inter-red tales como : transferencia por una ruta única, límite del contador de hops, etc

IV.2.5.1 CONSIDERACIONES DE GESTION DE UNA LAN EXTENDIDA.

En las redes de área local (LAN's) más grandes, tales como LAN's multisegmento y LAN's extendidas, la gestión global adquiere una mayor importancia desde el punto de vista de la prevención de errores y de los procedimientos de recuperación ante fallos.

Las necesidades y requerimientos de gestión de las redes de área local incluyen la mayor parte de las funciones de las redes de área extensa (WAN's) y por ello, es tan importante que las implantaciones de los programas de gestión de red, sean consistentes con las arquitecturas de gestión de los sistemas que la componen, así como, den soporte al control tanto local como remoto de la LAN.

La gestión de red puede, además, estar implantada a varios niveles, en función del diseño de la red y de las

necesidades de gestión centralizada. Por ejemplo, la gestión de una red de área local remota puede realizarse de tres maneras :

- a) A nivel local (con productos como por ejemplo IBM LAN Manager V2.0).
- b) Desde un punto central de la red de área local (por ejemplo con productos como NetView R3 e IBM LAN Manager V2.0 ó con IBM LAN Manager Entry V1.0).
- c) Una combinación de gestión centralizada y local (con productos como ejemplo NetView R3 e IBM LAN Manager V2.0).

IV.2.5.2 CONSIDERACIONES DE DISEÑO DE UNA LAN EXTENDIDA.

Algunos de los factores que mayor influencia presentan de cara a la determinación de los requerimientos de gestión de una LAN son los siguientes :

- El tamaño de la LAN.
- Complejidad de su configuración.
- Nivel de control requerido.
- Nivel de disponibilidad requerido.
- Requisitos de seguridad.
- Grado de opciones de control disponibles.

El tamaño y complejidad de la red es el más común y fundamental de los factores, que determinan la solución

óptima de gestión de red. Por ello, se analiza a continuación la implantación de una estación, que realice funciones de gestión de la red global o LAN extendida en varias configuraciones diferentes, con tamaños de red y topologías bien distintas entre si.

- 1) LAN's de tamaño reducido sin conexiones a Hosts.
- 2) LAN's de tamaño reducido con conexiones a Hosts.
- 3) LAN's extendidas de gran tamaño.

IV.2.5.2.1 LAN'S DE TAMAÑO REDUCIDO SIN CONEXIONES A HOSTS.

Toda LAN de tamaño reducido podrá gestionarse a través de un interface local de operador adecuado, como ocurre con el programa IBM LAN Manager V.20, incluso en el caso de no ser necesario ningún tipo de soporte para LAN's multisegmento. Sin embargo, todo software de gestión requerirá que al menos un usuario tenga un conocimiento global de la LAN, así como cierta experiencia en la utilización de dichos programas.

La ventaja a considerar que presentan varios de estos productos de gestión es la posibilidad de ejecutarse concurrentemente junto con otras aplicaciones, evitando la utilización exclusiva de una estación de trabajo para realizar labores de gestión de la red. Tal es el caso por

ejemplo, del software IBM Lan Manager V.20 ejecutándose bajo el sistema operativo OS/2 Extended Edition V1.2.

Para mejorar la productividad y efectividad del operador en este ambiente es muy recomendable, que todas las direcciones de adaptadores LAN sean definidas en el fichero de nombres de adaptadores, por medio de denominaciones simbólicas. También, podrán especificarse comentarios y si se trata de recursos críticos o no.

Consideración especial deberá recibir el tratamiento de la autorización o restricción de las posibilidades de traza de la red. Siempre que un adaptador de este tipo se inserte en una LAN, deberá ser el software de gestión de red el encargado de verificar su autorización y su prioridad, así como de controlar cualquiera de sus actividades, evitando o permitiendo llevar a cabo trazas generales, o tan sólo en ciertos adaptadores de la LAN global o extendida.

IV.2.5.2.2 LAN'S DE TAMAÑO REDUCIDO CON CONEXIONES A HOSTS.

Una LAN de tamaño reducido con conexiones a Host, se conectará a éste último a través de dispositivos especiales de comunicación (por ejemplo : IBM 3174, IBM 37XX), o bien a través de enlaces por ejemplo SDLC.

Las actividades fundamentales con respecto a la definición de nombres simbólicos y a recursos críticos, descritos en el apartado anterior, adquieren una mayor importancia en un ambiente de gestión de red centralizada. Ahora que una LAN forma parte de una red mayor, es más importante identificar rápidamente posibles problemas o errores y reaccionar ante los mismos. Es por ello, que el control de los recursos críticos, la asignación y manejo de nombres simbólicos juega un papel cada vez más importante en este tipo de entornos de funcionamiento.

Los dos factores principales a considerar, a la hora de seleccionar las características más adecuadas para la gestión de red de una LAN de esta categoría, son:

- (a) El nivel de aprovechamiento local en la gestión LAN.
- (b) La posibilidad de realizar gestión centralizada de LAN's remotas.

Siempre que una LAN esté conectada a redes más grandes (DNA, DSA y SNA, por ejemplo) con una serie de herramientas de gestión centralizadas, será muy recomendable integrar dicha gestión LAN dentro de la realizada globalmente por la red extendida.

Desde el punto de vista de la gestión LAN local y centralizada, si la red de área local incluye segmentos

múltiples o por otras razones es necesario este tipo de gestión, programas como por ejemplo IBM LAN Manager V2.0 son muy adecuados, ya que incorporan un interface de usuario que permite al administrador local de la red gestionarla, poniendo a su disposición sistemas de respaldo ante posibles errores.

Ademas, con programas de semejantes características resulta sencillo expandir cualquier LAN dentro de un ambiente multi-red. Con lo que, si dicha evolución se prevee en un futuro cercano, será recomendable la instalación y el uso de estos programas referenciados, ya desde la puesta en marcha inicial del sistema.

Desde el punto de vista de las LAN's interconectadas remotamente, las funciones de gestión de red preferentemente se llevarán a cabo desde la LAN central, registrándose todo problema o alerta producida en una LAN remota, como si se tratara de una red local.

En todo caso, aunque se intercomunicuen redes de diferentes tipos, desde el punto de vista de la gestión de red, todos los elementos de conexión inter-LAN serán controlados de igual manera por el gestor LAN.

IV.2.5.2.3 LAN'S EXTENDIDAS DE GRAN TAMAÑO.

En entornos multi-LAN los elementos de interconexión de redes, generalmente, se convierten en elementos de gestión remota, en los que pueden registrarse todo tipo de errores que el gestor de la LAN deberá evitar y en su caso solucionar.

Puesto que los dispositivos inter-red pueden ser recursos críticos, el programa de gestión de la LAN extendida deberá configurarse para enlazarse con ellos en tiempo de inicialización. Es en ese preciso instante, cuando el gestor de la LAN global será notificado sobre cualquier tipo de incidencia o fallo que se haya registrado en cada uno de los elementos inter-LAN.

De esta manera, los adaptadores de dichos elementos no tienen porque definirse como recursos críticos, ya que el enlace de éstos con la estación de gestión de red global, asegura el control de su buen funcionamiento en todo momento.

En el diseño de LAN's extendidas, por tanto, deberán tenerse en cuenta ciertas consideraciones fundamentales sobre el número y localización de las estaciones de gestión del sistema de red global :

(a) Existencia de múltiples estaciones de gestión LAN.

(b) Implantación de múltiples gestores en un ambiente de LAN extendida.

(c) Funciones soportadas por el software de gestión.

(d) Localización de las estaciones de gestión en una LAN extendida.

(a) Existencia de múltiples estaciones de gestión LAN.

En una LAN extendida puede ser recomendable contar con múltiples estaciones de gestión de red, entre otras por las siguientes razones :

- La distribución de la gestión y control (cuando es necesaria la gestión descentralizada, como puede ocurrir en una LAN extendida, que comprende varios departamentos, secciones y/o edificios).

- La distribución de la carga (cuando la actividad es tan elevada o las limitaciones del propio control requieren múltiples estaciones de gestión LAN).

- Existencia de varias estaciones de respaldo, que actuarán tan sólo en el caso de producirse situaciones de error.

- Existencia de Gestores de la LAN de seguridad, encargados de realizar actividades de traza.

(b) Implantación de múltiples gestores en un ambiente de LAN extendida.

Los dispositivos de gestión de red suelen funcionar en uno sólo de los siguientes modos : observador o

controlador. La manera en la que una estación de red se enlaza a un elemento inter-LAN determina su modo de operación. Especial consideración debe recibir, por una parte la limitación a la hora de enlazar múltiples estaciones de gestión a un único dispositivo de interconexión de redes y por otra parte la posibilidad de que una sólo estación de gestión controle múltiples elementos inter-LAN, o incluso a otra u otras estaciones de gestión de la LAN extendida. Tal es el caso, por ejemplo, del Gestor LAN de IBM, cuyas estaciones pueden hasta un máximo de cuatro enlazarse a cada bridge, pero con la limitación de que una sólo de las estaciones de gestión, realizará funciones de control, mientras que las demás desarrollarán labores de "observación".

También en este caso, es posible contar con múltiples estaciones de gestión de la LAN global, que controlan diferentes bridges. Dichas estaciones pueden gestionarse como si se tratase de recursos críticos y realizar un control entre ellas. Según esto, si se detecta algún tipo de error, en una estación de gestión LAN de control, otra de las estaciones se enlazaría a aquellos elementos inter-red, unidos inicialmente a la estación de gestión LAN, que ahora está fuera de servicio.

Una estación de gestión LAN con funciones de "observación" puede también, supervisar de esta manera,

estaciones de control de gestión LAN, pero para asumir las funciones de una estación de esta categoría, deberá ser redefinida como estación de "control". Este proceso precisa en general, de una reinicialización o "reset" del gestor de la LAN, rearrancando dicha estación con nuevas funciones de control incorporadas. Dicho proceso de "reset" puede resultar, normalmente muy rápido, pero ciertas informaciones podrían perderse en una LAN con tráfico de datos elevado.

Después de este proceso, aquellos elementos inter-LAN enlazados automáticamente, en tiempo de inicialización, serán enlazados ahora en modo "control". Las demás conexiones no automáticas serán definidas manualmente por medio de ordenes del operador. Por esta razón, una estación de observación del gestor LAN debería enlazarse a todos los elementos inter-red, para que una reinicialización desde el modo observación al modo control, dé lugar a una asociación automática con todos los dispositivos inter-LAN en modo control.

(c) Funciones soportadas por el software de gestión.

La manera en que el gestor LAN trabaja, determina su comportamiento funcional. Existen una serie de restricciones que se aplican a las estaciones de gestión en modo observación.

(d) Localización de las estaciones de gestión en LAN extendida.

Aparte de las consideraciones dictadas por los requerimientos del cableado físico y por los requerimientos de acceso, deberán considerarse otros factores lógicos a la hora de dilucidar la localización de las estaciones de gestión en una LAN extendida.

Como norma general para las LAN's extendidas complejas, es recomendable situar las estaciones del gestor LAN en aquellas segmentos LAN que verifiquen :

- 1) No estar facilmente aislados en el caso de averías en algún elemento inter-red (ésto es, situar al gestor LAN en una LAN troncal o donde estén localizadas una serie de funciones críticas).
- 2) Tener una alta probabilidad de recibir mensajes de alerta con propagación mínima.
- 3) Estar situados más o menos centralmente, para de este modo, minimizar la distancia con respecto a recursos críticos, dispositivos inter-red , conexiones de hosts y en general con cualquier nodo de la LAN extendida.

La relación entre si de múltiples estaciones de control LAN es una característica importante. Será necesaria una planificación adecuada para establecer el modo de operación de cada una de sus estaciones de gestión (control,

observación y respaldo), así como su localización lógica en las subredes de la LAN extendida.

IV.2.6 SEGURIDAD LOCAL Y DEL SISTEMA GLOBAL. POSIBILIDADES DE RECUPERACION Y RESPALDO.

En función de las necesidades de disponibilidad de una instalación concreta, deberán evaluarse los efectos producidos por posibles errores en los componentes de la LAN extendida, adaptando la configuración si ello fuera preciso.

En particular, deberán considerarse los fallos, y sus posibles consecuencias, así como las posibilidades de recuperación más ó menos automática, fundamentalmente de los siguientes elementos o dispositivos :

- Subredes ó segmentos de usuario.
- Subredes "troncales".
- Cableado global y repetidores de señal.
- Servidores locales.
- Servidores centralizados.
- Dispositivos de conexión inter-LAN : bridges, brouters, routers, gateways, ..

IV.2.6.1 CONSIDERACIONES PARA DISEÑOS CON ALTA DISPONIBILIDAD.

Si se desea obtener diseños con alta disponibilidad, las personas encargadas de esta fase del proyecto LAN, deberá descartar cualquier configuración que presente un único punto crítico a los fallos. De esta manera, cualquier error detectado en la LAN podrá ser automáticamente aislado, solucionado ó al menos tendrá repercusiones mínimas en la actividad de los demás usuarios.

En particular, dentro de lo posible se evitará que fallos detectados en cualquier dispositivo inter-red, repetidores ó cableado puedan dificultar la conectividad global extremo a extremo de la red, siendo ésta una de las características fundamentales de la popularidad de las soluciones LAN.

Una solución de red extendida que incluya una subred troncal doble, además de proporcionar alta disponibilidad global para el sistema de red, es la topología recomendada en el caso de grandes LAN's extensas.

A continuación se muestra una configuración típica de este tipo de solución, ya que existen dos subredes LAN que realizan las funciones de segmentos troncales, mientras que todas las demás subredes de usuario están conectadas a

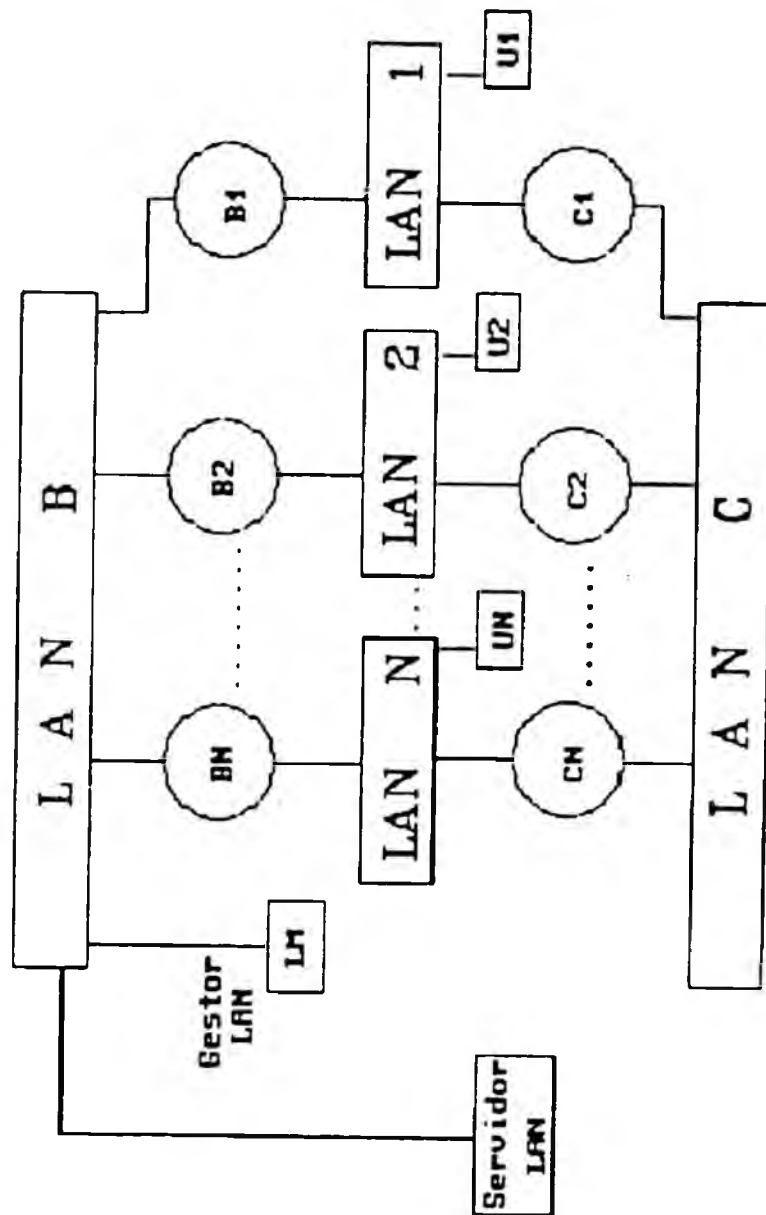


FIGURA 4.13

aquellas por medio de dos elementos inter-red (bridges por ejemplo), (ver figura 4.13).

A pesar de que esta topología requiere, de entrada, un mayor número de elementos intermedios de conexión entre redes, así como un segmento troncal LAN adicional, es evidente la no existencia de un único punto susceptible de experimentar posibles errores, que pudieran paralizar el funcionamiento de la LAN extendida.

Entre los más importantes beneficios que presenta esta topología, destacan :

- Ante un error en un elemento inter-red, los usuarios serán capaces de reestablecer su sesión de trabajo, a través de una ruta alternativa, sin que sea necesaria la intervención del operador.
- De igual manera, ante un error en un segmento troncal, los usuarios tienen la posibilidad de emplear rutas alternativas para comunicarse entre si.
- Desde el punto de vista del rendimiento, la carga total soportada por las subredes troncales, generalmente se compensa automáticamente entre ambas, durante el establecimiento de una sesión de trabajo. Máxime si el algoritmo de encaminamiento fuente es el utilizado por el sistema de comunicaciones de la red global.

IV.2.6.2 SOLUCIONES DE CONEXION PARA HOSTS Y SERVIDORES.

En toda instalación multi-red, de dimensiones medias ó grandes deberán valorarse las características que puede ofrecer una topología troncal doble. En el caso favorable de que las ventajas superen con creces a los inconvenientes, para una configuración concreta, quedará aún por dilucidar el tipo de conexión más adecuada, para los hosts y servidores de la red.

En este sentido, existen múltiples soluciones que pueden clasificarse en dos grandes categorías :

a)- Conexión de servidores LAN y hosts a la subred(es) troncales.

Esta es la configuración más utilizada actualmente.

b)- Conexión directa de los hosts con todas las subredes de usuario.

Esta configuración es recomendable en aquellos casos en los que el tráfico de datos desde/hacia el host es muy elevado, siendo en cambio reducido, el número de segmentos de usuario.

A continuación, se presentan una serie de modelos que tratan de mostrar algunas de dichas posibles soluciones. Para una mayor claridad y homogeneidad, supondremos una configuración de LAN extendida compuesta por una agrupación

de segmentos de red de usuario con topología en anillo, utilizando como dispositivos de conexión inter-red : bridges.

- (a) Conexión de hosts a segmentos LAN troncales.
- (b) Conexión de hosts a través de un dispositivo intermedio de enlace.
- (c) Conexión de hosts a través de múltiples dispositivos intermedios de enlace.
- (d) Conexión de hosts ó de servidores de la LAN a través de un dispositivo intermedio de enlace.
- (e) Conexión de hosts a subredes de usuario.

(a) Conexión de host a segmentos LAN troncales.

La configuración más utilizada para LAN's multisegmento con la conexión de un host, es precisamente, una topología troncal doble, con el propio host ó servidores de la red, conectados a dichos segmentos troncales.

Este tipo de conexión, es la mejor solución para compartir recursos de una manera eficiente, sin embargo, como ya se ha comentado anteriormente, existirá una alternativa más adecuada para aquellas configuraciones particulares en las que se detecten unos niveles de tráfico muy elevados, (ver figura 4.14).

La topología mostrada en la figura anterior, proporciona los siguientes beneficios :

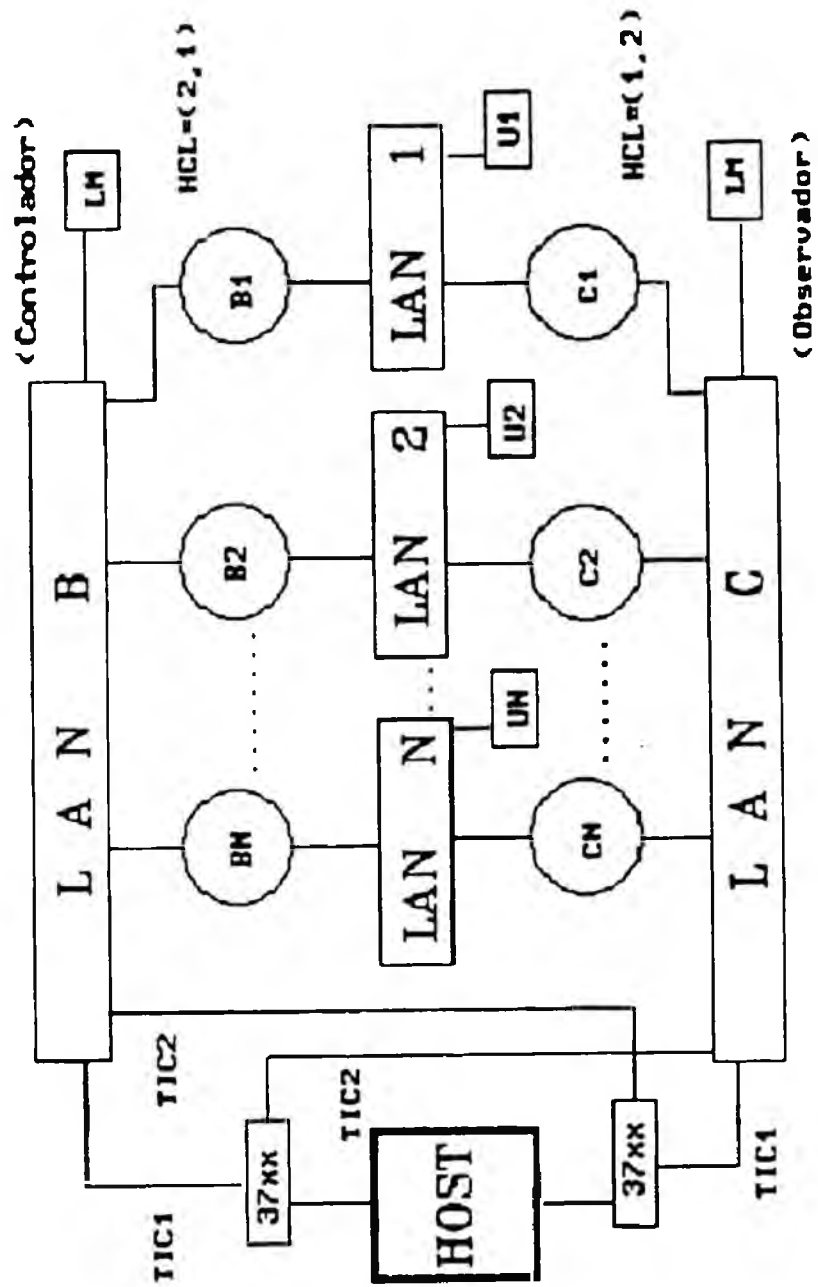


FIGURA 4.14

- El tráfico que circula hacia el host atravesará un número $N \text{ ó } 2 \cdot N$ de bridges, en función de la cantidad y tipo de las puertas de entrada al host.

Si dicha puerta de entrada al host, es un controlador de comunicaciones 37XX, con varios acopladores de interface (tal y como aparecen en el diagrama anterior : TIC1 y TIC2), el tráfico circulará a través de todos los bridges y de ambos segmentos troncales. Si en cambio, las puertas de entrada al host son del tipo IBM 3174/1L, deberán conectarse, al menos una de ellas a cada subred troncal, para de esta manera, dirigir el tráfico por ambos segmentos centrales.

- La disponibilidad de acceso para el host es muy elevada. Esto es así, ya que en caso de fallo tanto en uno de los acopladores de interface de transmisión como en una de las subredes troncales, los usuarios podrían acceder al host por medio de otro segmento troncal y de otra línea de comunicación, (todo ésto, puede realizarse automáticamente dependiendo de las aplicaciones y componentes utilizados en cada caso). En el caso particular de puertas de entrada al host 3174/1L, puede implementarse la capacidad de respaldo automático, teniendo dos dispositivos 3174/1L con direcciones duplicadas, y conectadas cada una de ellas a un segmento troncal (véase figura 4.15). En este supuesto, es precisa una definición de host duplicada para respaldo completo, así como son necesarias ciertas tareas de gestión de red.

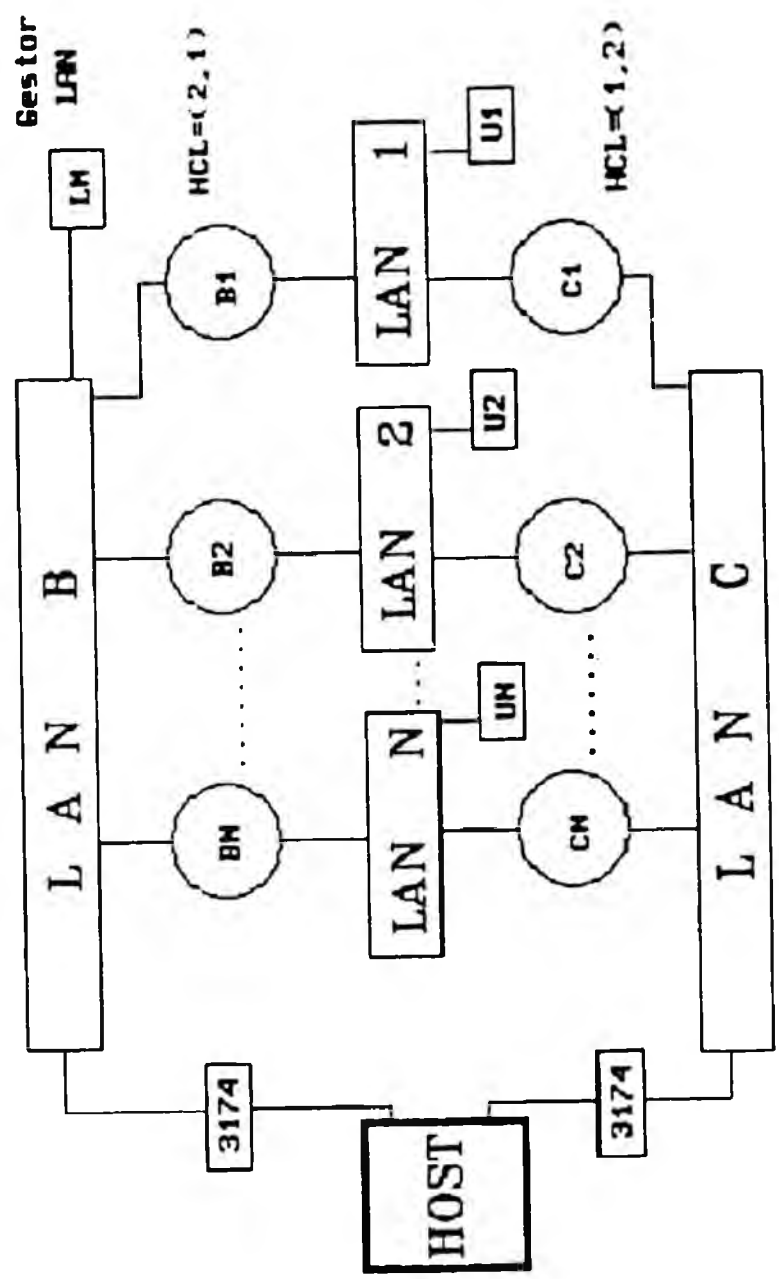


FIGURA 4.15
=====

- La fiabilidad de las subredes troncales con hosts conectados es muy elevada, ya que no existen estaciones de trabajo de usuario en dichas subredes.

(b) Conexión de hosts a través de un dispositivo intermedio de enlace.

Desde el punto de vista de la conectividad, los controladores de comunicaciones IBM 37XX (por ejemplo el 3745 ó el 3725), son ciertamente de los dispositivos intermedios de enlace, más óptimos para ampliar redes que contengan numerosos hosts y conexiones Token-Ring. Además, las puertas 37XX ofrecen notables características de recuperación y respaldo ante errores.

A continuación se muestra una conexión típica de un host a través de una puerta 37XX : (Ver figura 4.16). Como puede apreciarse en la figura anterior, cada 37XX está unido a ambas subredes troncales por medio de dos acopladores de interface Token-Ring (TIC's), que pueden estar operativos, evitando duplicación de direcciones TIC en cada segmento troncal, (ambos TIC1 tienen la misma dirección de anillo, ambos TIC2 tienen también, idéntica dirección de anillo, pero será diferente de la asignada a TIC1).

Esta configuración ofrece una disponibilidad muy alta y facilidades de respaldo completamente automático.

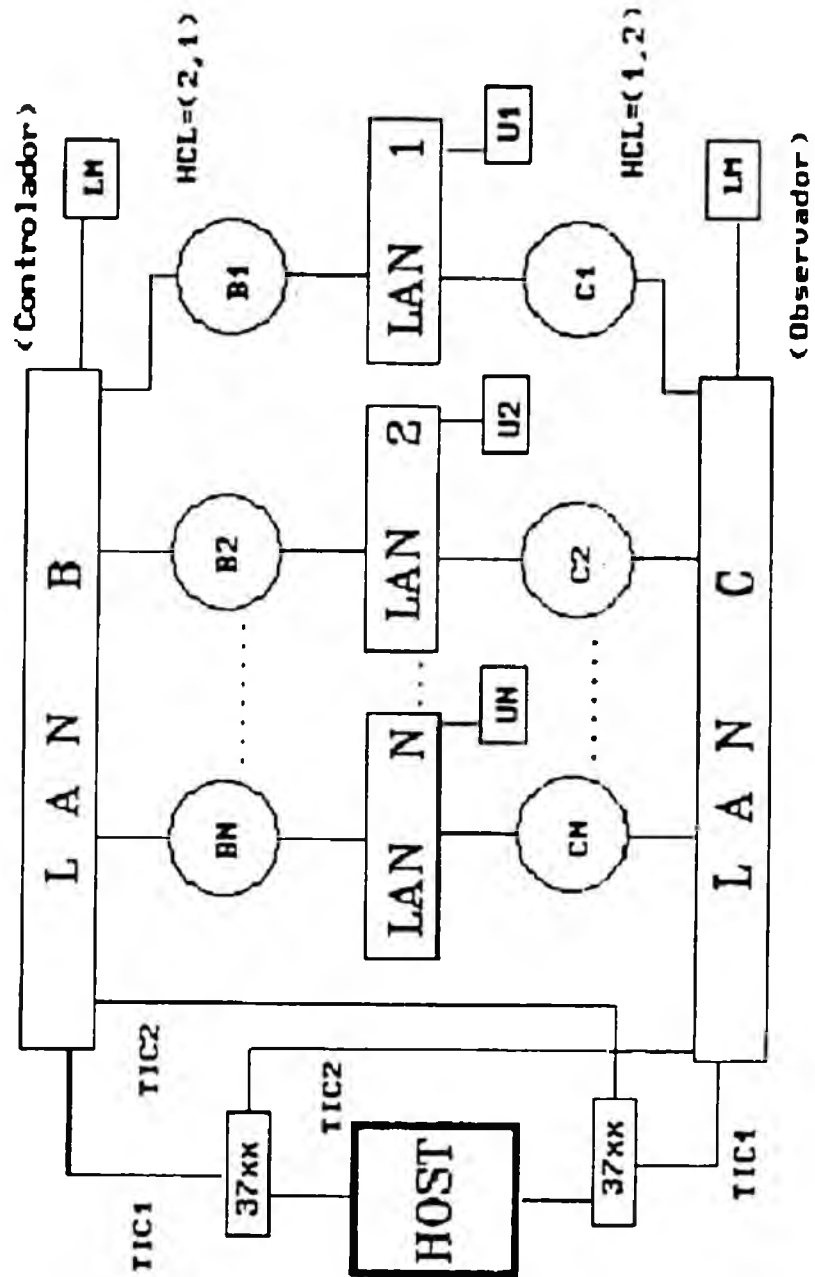


FIGURA 4.16

En caso de un error tanto en un segmento troncal, como en un bridge, en un TIC ó incluso en una estación de trabajo, será siempre posible reestablecer la sesión interrumpida con el host, a través de una ruta alternativa.

Con esta configuración, los parámetros de los bridges podrían ser establecidos con el valor siguiente, reduciendo así mismo, el tráfico que circula por la red global :

- Selección de la opción de tráfico por una sólo ruta en todos los bridges.
- Activación del valor límite del contador de hops a: (2,1), en todos los bridges. Siendo el valor de 2 aplicable al adaptador del bridge que se conecta con el segmento troncal, mientras que el valor 1 se aplica a su conexión con el segmento de usuario.

Si se desea, además, un seguimiento completo de la red de área local extendida, deberán situarse por lo general, varias estaciones con funciones especiales, (una con labores de control y otra/s con labores de observación), cada una de ellas conectada a un segmento troncal. De esta manera, si una de dichas estaciones ó toda una subred troncal dejara de funcionar correctamente, otra cualquiera de aquellas se haría cargo de las labores de gestión desatendidas.

Una variante de la solución anterior comentada, se muestra en la siguiente figura : (Ver figura 4.17).

En este caso, tan sólo existen un TIC1 y un TIC2 activos, por lo cual los bridges deberán ser activados con la opción de tráfico de ruta única automática, pero en cambio, el límite de contador de hops deberá ser establecido en cada bridge, con el valor : (3,3).

Por ejemplo, si suponemos que la estación U1 utiliza la dirección de anillo TIC1 para conectarse al host, una ruta probable entre U1 y TIC1 sería : Anillo 1-Bridge 1-Anillo B.

Si el bridge B1 dejara de funcionar, la estación de usuario U1 debería emplear otra ruta, para acceder a TIC1, por ejemplo: Anillo 1-Bridge C1-Anillo C-Bridge CN-Anillo N-Bridge BN.

Como el número de bridges en dicha ruta es de tres, el valor límite del contador de hops debe ser al menos (3,3), en lugar de (2,1) como en la solución previa. Por último, es importante destacar como en la figura 4.18, las direcciones de TIC activas son únicas dentro de la red, lo cual no ocurre en la configuración inicialmente contemplada en este punto.

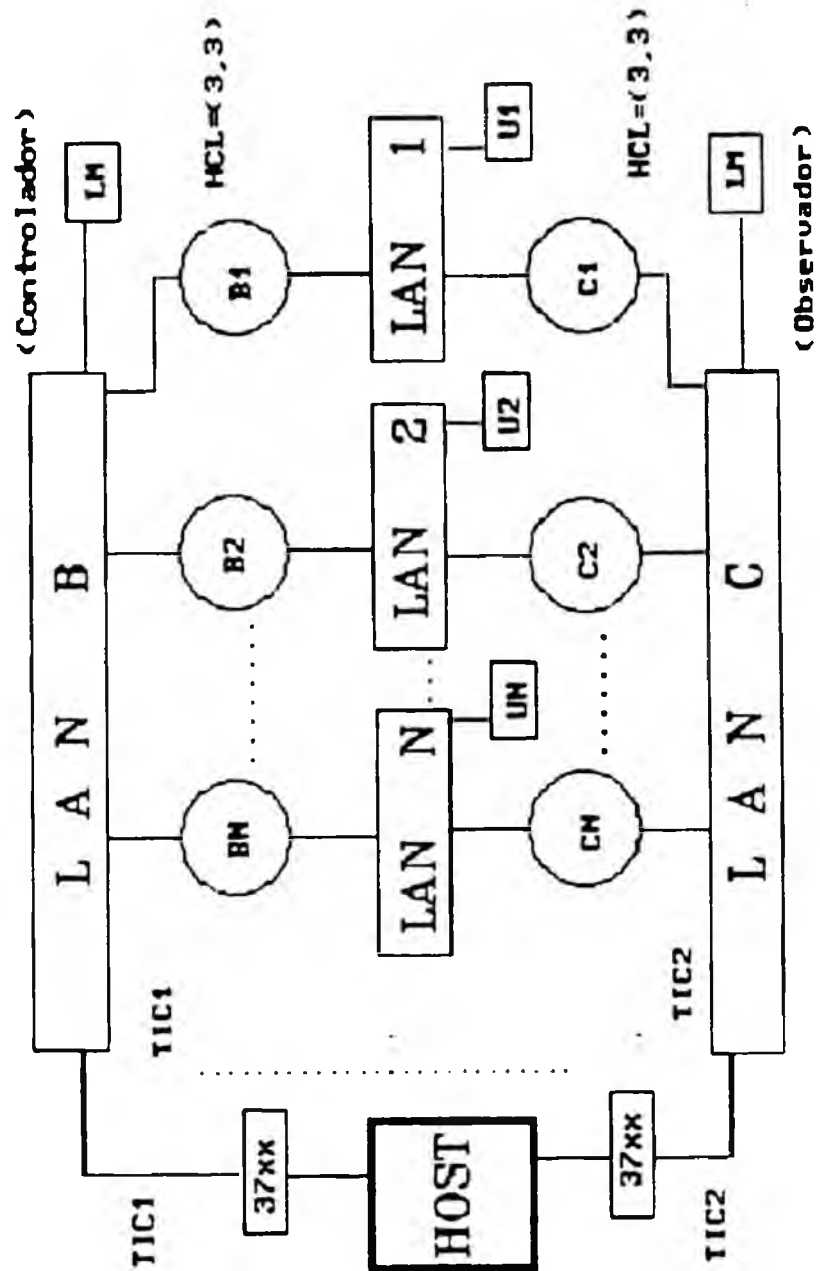


FIGURA 4.17

(c) Conexión de hosts a través de múltiples dispositivos intermedios de enlace.

El dispositivo intermedio IBM 3174/01L ofrece una solución de alto rendimiento para LAN's de tamaño medio. Aunque no presenta toda la flexibilidad de los elementos 37XX (especialmente en términos de requisitos de definición de dispositivo y de conectividad host), la siguiente configuración ofrece también, capacidad completa de recuperación automática del sistema.

En la siguiente configuración, ambos gateways 3174 se activan con la misma dirección de red. De esta manera, si un segmento troncal ó un gateway dejara de funcionar correctamente, no sería precisa ninguna intervención manual, sino que las sesiones podrían restablecerse con el host, a través de otra subred troncal y de otro dispositivo 3174/01L, (sólo si están activas las definiciones duplicadas de unidad física y todas las unidades lógicas y físicas), (ver figura 4.18).

(d) Conexión de hosts ó de servidores de la LAN a través de un dispositivo intermedio de enlace.

La siguiente configuración es aplicable en aquellos casos en los que el servidor de la LAN ó el dispositivo de conexión del host (ó el propio host en el caso de un IBM 9370 ó un AS/400) está conectado a un único segmento troncal,

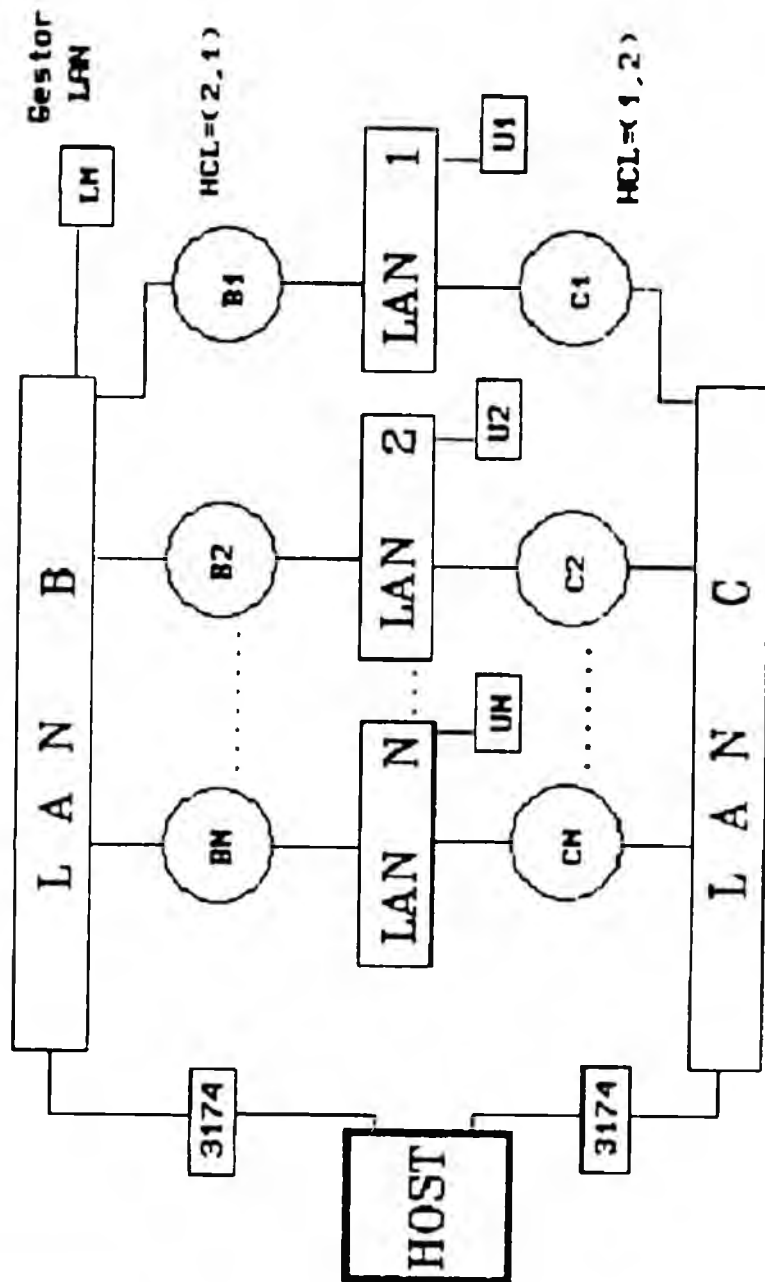


FIGURA 4.18
=====

tal y como aparece en la siguiente figura, (ver figura 4.19).

En este caso, existe una clara pérdida de algunos de los beneficios comentados en los casos anteriores. Esto es debido, sin duda alguna, al hecho de que se elimina la simetría en la configuración. Si el servidor de la red ó la propia subred troncal fallara, no existiría capacidad de respaldo automático. Además, no debe perderse de vista, el hecho de que el tráfico total hacia el servidor, se transmite a través de un único segmento troncal.

Por último, es interesante destacar como el valor límite del contador del número de hops, no puede en este caso ser activado con el valor : (2,1), es decir, con el mismo valor que en los supuestos anteriores. Esto se debe, a que si un bridge como B1 dejara de funcionar, los datos de un usuario cualquiera, por ejemplo : U1, deberían atravesar los bridges C1, C2 y B2 para acceder al servidor. Según esto, el valor límite del contador del número de hops, para esta configuración debería ser : (3,3).

(e) Conexión de hosts a subredes de usuario.

En el caso de presentarse una configuración de LAN extensa, con un tráfico de datos significativamente elevado, dirigido al host. Su composición estructural podría estar formada por múltiples unidades de control 3174/3R ó

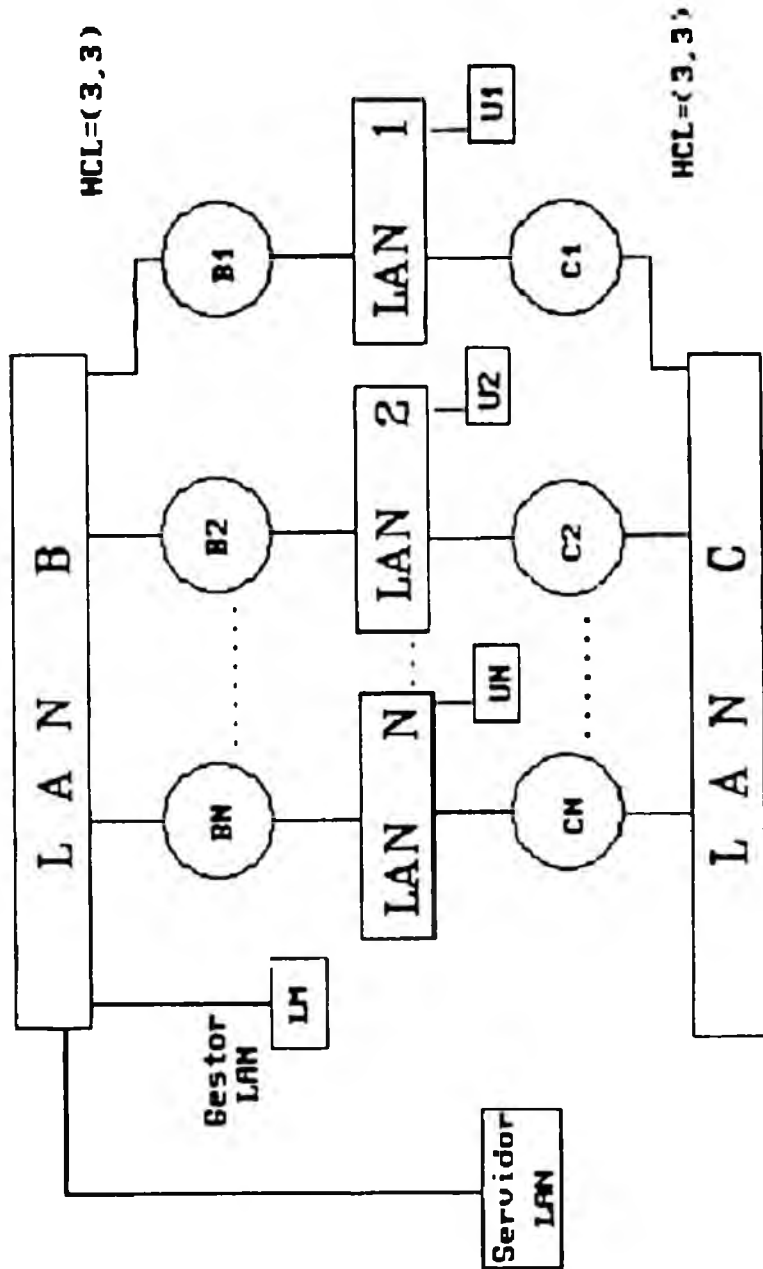


FIGURA 4.19

estaciones de trabajo, ejecutando un gran número de transferencias de ficheros con dicho host, en estos casos es fundamental tener en consideración una solución de diseño semejante a la que aparece a continuación, (ver figura 4.20).

En este modelo, las puertas de comunicación con el host son dispositivos controladores 3745, cada uno de ellos con cuatro acopladores de interface (TIC's). De esta manera, cada puerta de transmisión puede conectarse directamente a cuatro subredes de usuario.

En cada puerta de comunicación, sólo están activos dos TIC's y así, cada una de ellas soporta el tráfico de datos hacia el host que proviene de las dos únicas subredes de usuario. Por ejemplo, los TIC's 1 y 2 del dispositivo 3745-A gestionan el flujo de información de los segmentos de usuario 1 y 2, mientras que los TIC's 3 y 4 del 3745-B gestionan los datos de los segmentos de usuario 3 y 4.

Los otros dos TIC's realizan labores de respaldo, ya que NetView Clist sólo los activará automáticamente en el caso de que se detecte algún tipo de error en los TIC's iniciales. Por ejemplo, los TIC's 3 y 4 del dispositivo 3745-A serían inicializados ante ciertos fallos registrados en el 3745-B.

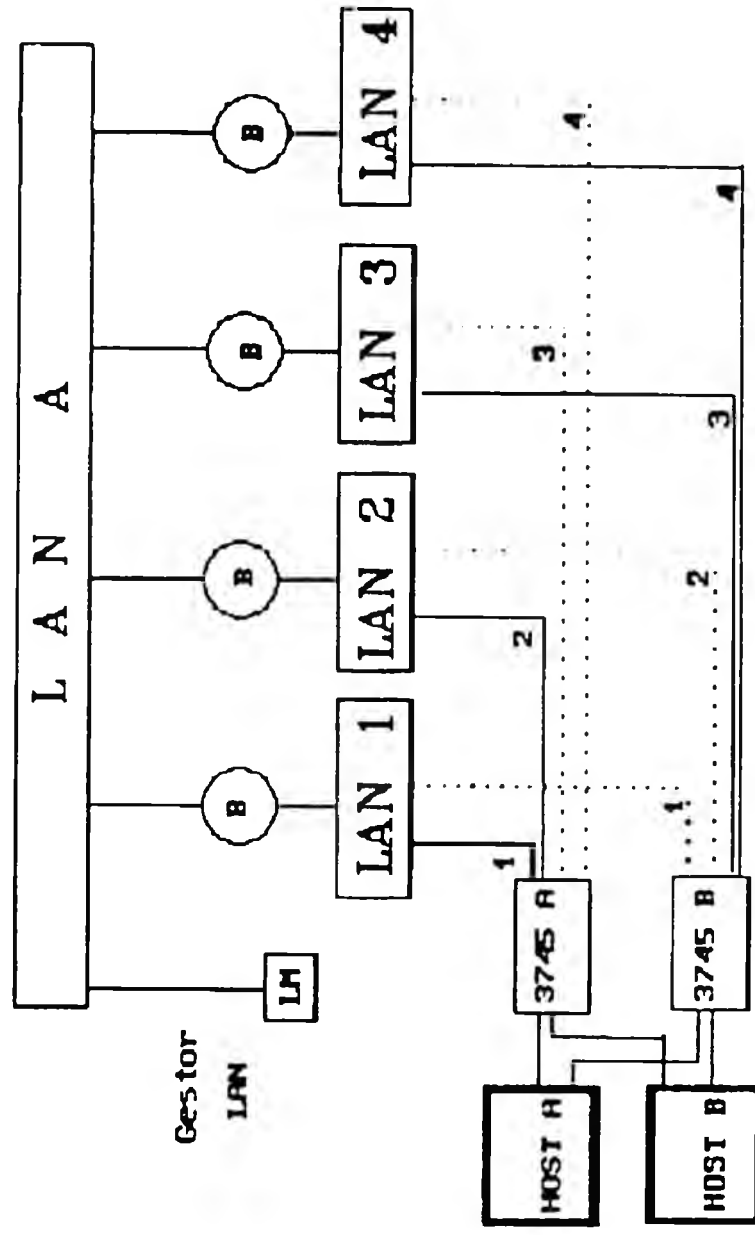


FIGURA 4.20



Las características más destacables de la presente configuración se detallan a continuación :

- El tráfico del host no atraviesa la subred troncal. De este modo, cualquier error tanto en un bridge como en un segmento troncal, no influiría en el tráfico de datos del host.

- Es posible realizar una recuperación automática, ante posibles errores en un dispositivo 3174.

- La subred troncal se utiliza tan sólo para comunicaciones entre subredes de usuarios.

- Los parámetros de los bridges pueden ser activados, en este caso, con los siguientes valores por defecto :

---- La estructura de transmisión de ruta única automática no es útil, ya que existe en esta configuración en particular, un camino "natural" de transmisión de ruta única.

---- El valor límite del contador del número de hops, podrá activarse con el valor : (2,1), siendo 2 el valor límite de la conexión con el segmento troncal.

- El tiempo de respuesta de la red se minimiza en el caso de aplicaciones orientadas a host, puesto que no existen ni bridges, ni segmentos intermedios, que deban atravesarse para acceder al host.

- Suponiendo que la mayor parte del tráfico de datos está orientado al host, la subred troncal difícilmente puede convertirse en un "cuello de botella" y por tanto no es preciso en la práctica duplicarla. Así mismo, el gestor de la LAN global podrá conectarse a dicha subred, para llevar a

cabo el control sobre todas las estaciones del sistema global de comunicaciones.

- Esta solución de diseño implica un gran número de TIC's, cuando es elevado el número de subredes de usuario.

IV.3 OPTIMIZACION DE DISEÑOS TOPOLOGICOS MULTI-RED.

El creciente desarrollo e instalación de redes locales de computadores, utilizadas para la transmisión de datos en distancias cortas, comienza a vislumbrar la necesidad de estudiar los problemas de interconexión de tales redes, para distancias medias y en particular la elección más adecuada de la topología de la red global así construída.

Siguiendo las directrices de la metodología propia de diseño de estructuras LAN extendidas, presentada como aportación en los apartados previos de este capítulo, a continuación, se propone además, un modelo de red global construído a partir de redes locales interconectadas. Este modelo permite obtener analíticamente el tiempo medio de respuesta de un mensaje en la red global, que podrá utilizarse como un criterio válido de optimización en una amplia variedad de problemas de diseño topológico, un ejemplo del cual se ha analizado.

Supondremos que las redes a interconectar se basan en tecnología digital y acceso aleatorio, empleando difusión

sobre un único canal compartido (por ejemplo Ethernet). Las LAN's estarán formadas por varias estaciones, cada una de ellas constituida alrededor de un microprocesador de 16/32 bits, a las que podrán asociarse varias aplicaciones. El mecanismo de conexión con el medio de transmisión realizará por medio de una unidad de conexión física, la gestión del protocolo de acceso. Podrán implementarse diferentes protocolos, pero en cualquier caso la estructura lógica de una estación cualquiera se describe en la figura 4.21, en la que la línea de puntos se corresponderá con los mensajes intercambiados entre estaciones de la LAN extendida.

Si suponemos que varias redes locales, como la descrita, se conectan por medio de enlaces físicos y dispositivos inter-LAN (bridges, routers, gateways, etc...), será posible hablar de varias implementaciones diferentes entre si. La opción elegida en nuestro caso, por flexibilidad, consiste en agrupar para cada red local, los diferentes gateways en una estación especial adicional, con la misma estructura que las otras estaciones, excepto que los canales de transmisión se utilizan a través de las líneas inter-red, en lugar de utilizar las líneas de comunicación local.

Esta solución tiene la ventaja de no modificar la organización que existe entre las estaciones, mientras que añade tan sólo una unidad de conexión física en cada segmento

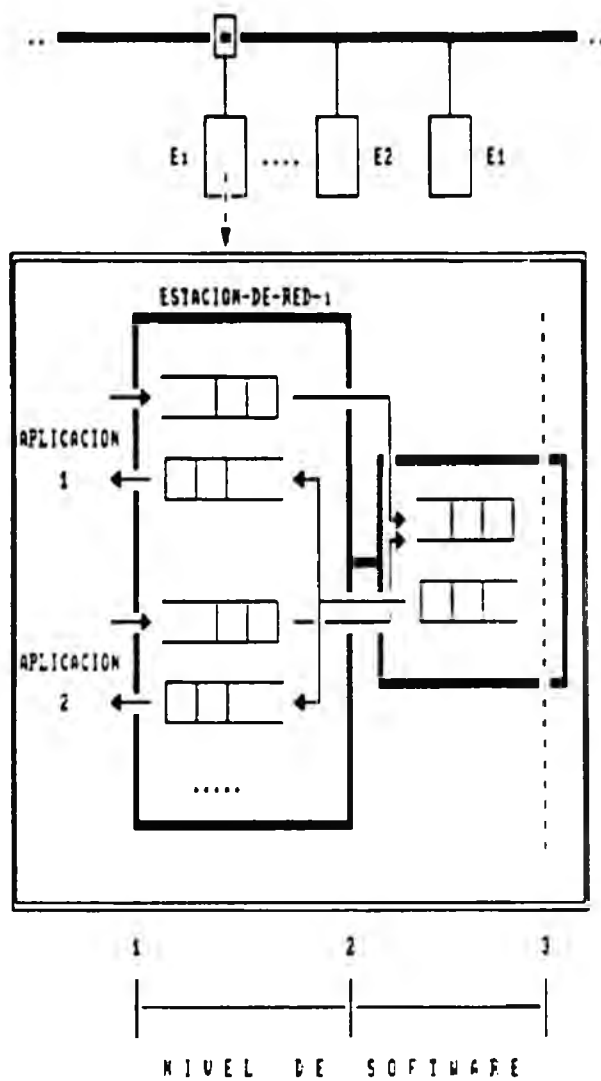


FIGURA 4.21

de la red local. Estas estaciones de interconexión pueden utilizarse, igualmente, para controlar el correcto funcionamiento de la red global multi-segmento. La figura 4.22 muestra dicha estructura de LAN extendida.

IV.3.1 HIPOTESIS DEL MODELO. ESPECIFICACION ANALITICA.

Para caracterizar el rendimiento en LAN's extendidas, debe plantearse un modelo para los recursos que puedan consumirse. En una LAN extendida los recursos que afectan al rendimiento son principalmente:

- Los enlaces de datos.
- Las capacidades de los buffers de entrada y salida en todo el sistema.
- Las capacidades de proceso de los elementos inter-red.

Los recursos concretos, dentro de las estaciones de trabajo que afectan al rendimiento son básicamente:

- Los anchos de banda del bus interno.
- La velocidad de proceso de la CPU.
- La velocidad de acceso de las unidades de almacenamiento.
- La capacidad de los buffers de entrada y salida.

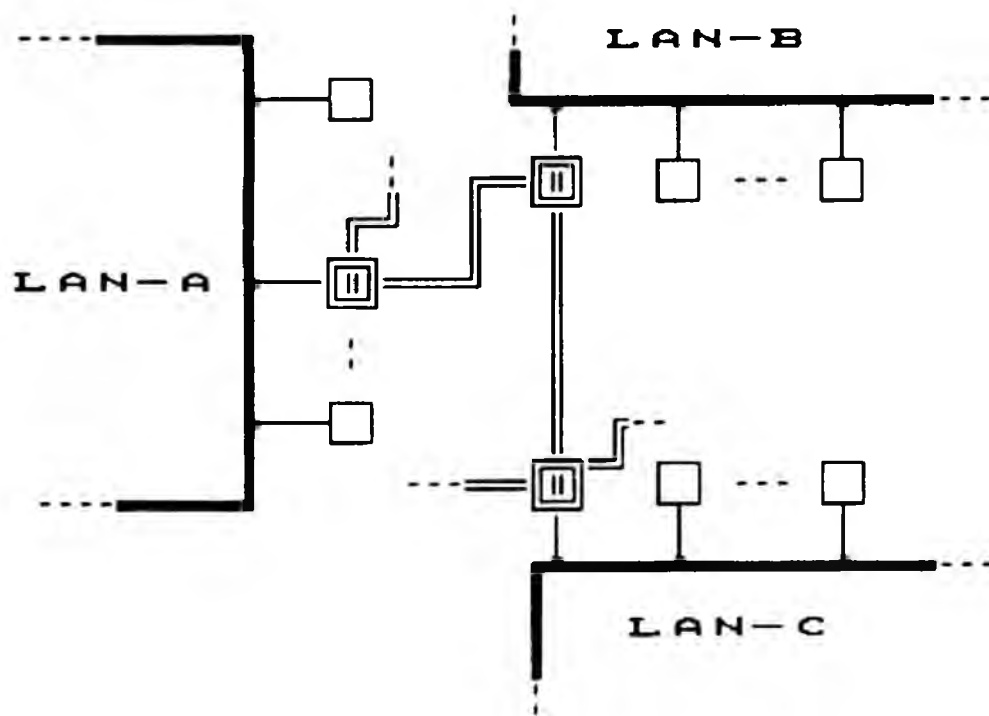


FIGURA 4.22

En realidad una LAN individual o extendida opera como un sistema de colas cerrado. Esto significa que la carga llevada por la LAN en cualquier instante no puede ser separada del rendimiento de los demás recursos. Por ejemplo, una capacidad de buffer limitada en una estación de red de bajo coste, puede dar como resultado una gran cantidad de tramas perdidas, cuando se recibe tráfico desde un servidor de alto rendimiento. Las retransmisiones resultantes incrementan la carga efectiva en los canales de la LAN y de cualquier bridge que pudiera estar presente (sin mencionar las CPU's). Para tener en cuenta estos efectos, todos los recursos deben ser modelizados.

Es por ello, por lo que a continuación, construimos un modelo analítico, del entorno de comunicaciones multi-LAN descrito, basado en una serie de premisas y notación matemática, que se describe a continuación :

(1) Por cada red local :

(a) Los mensajes (o tramas) enviadas por cada aplicación tendrán una longitud aleatoria en función de una distribución fija.

(b) Cuando una aplicación intente transmitir algún tipo de mensaje, adoptará un estado de bloqueo, en el que permanecerá hasta que la transmisión tenga éxito, o hasta que se reciba un reconocimiento (o ACK) remitido por la

aplicación destino. En ese momento, la aplicación emisora esperará durante un tiempo denominado "retardo de reacción", antes de seguir transmitiendo nuevos mensajes.

Aquellas tramas enviadas a otra aplicación de la misma red local, las denominaremos genericamente : "mensajes locales", en cambio si las tramas se transmiten hacia una aplicación de otra red local, las denominaremos : "mensajes externos".

(c) El tiempo de acceso (hasta que éste tenga éxito), al canal compartido de la red local i puede modelizarse por medio de un bloque funcional con disciplina FIFO y una distribución de servicio de tiempo exponencial, de razón conocida :

$$\mu_i(n_i)$$

donde n_i es el número de mensajes a los que afectará dicho tiempo de acceso al canal. Esta aproximación se ha demostrado, en otros estudios que es válida para protocolos de acceso aleatorio.

(d) El "retardo de reacción" de una aplicación estará distribuído exponencialmente con una razón dada: μ'

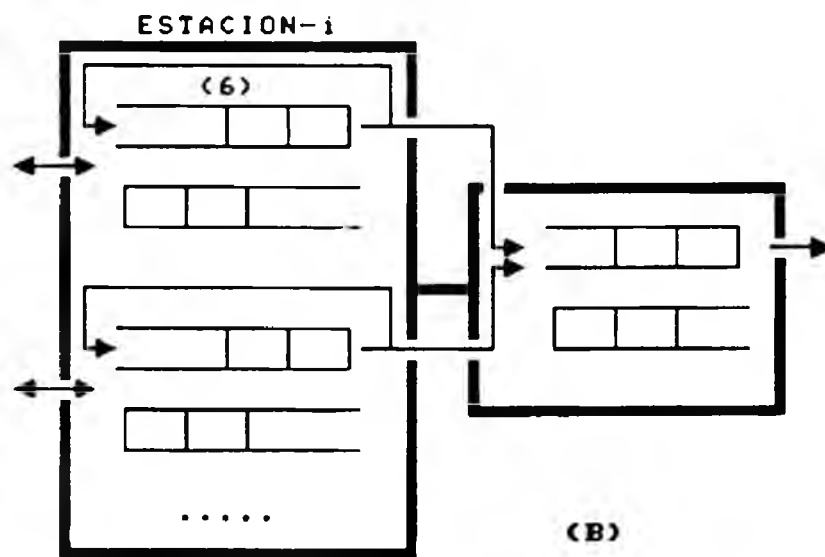
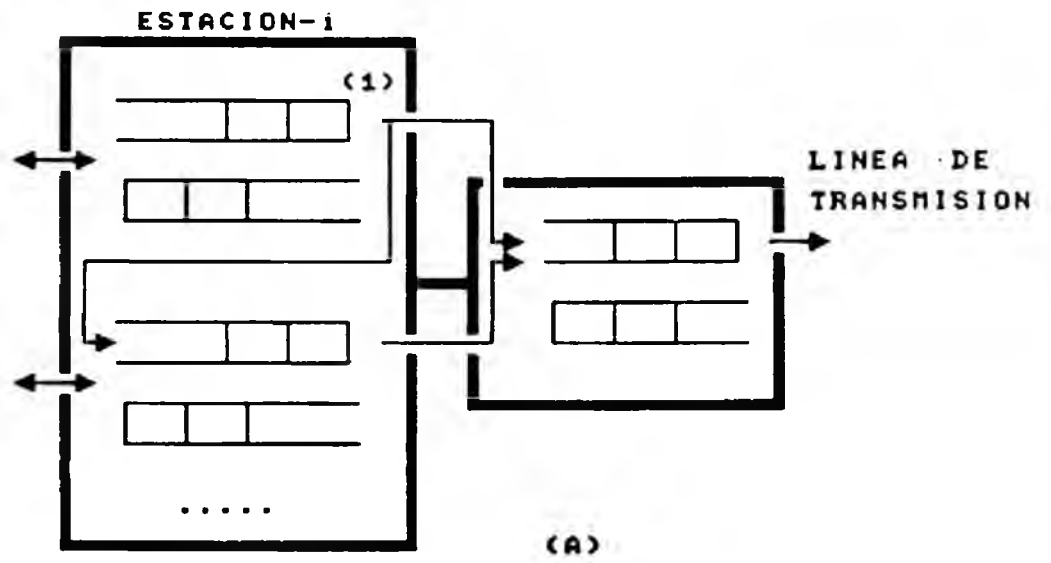
Los retardos de ejecución del software de los niveles 1 y 2 (ver figura 4.21) serán mucho menores que el "retardo de reacción medio". Así podremos considerar que el tiempo de

respuesta de un mensaje entre dos aplicaciones de la misma estación, se compone sólo de "retardo de reacción" (ver figura 4.23).

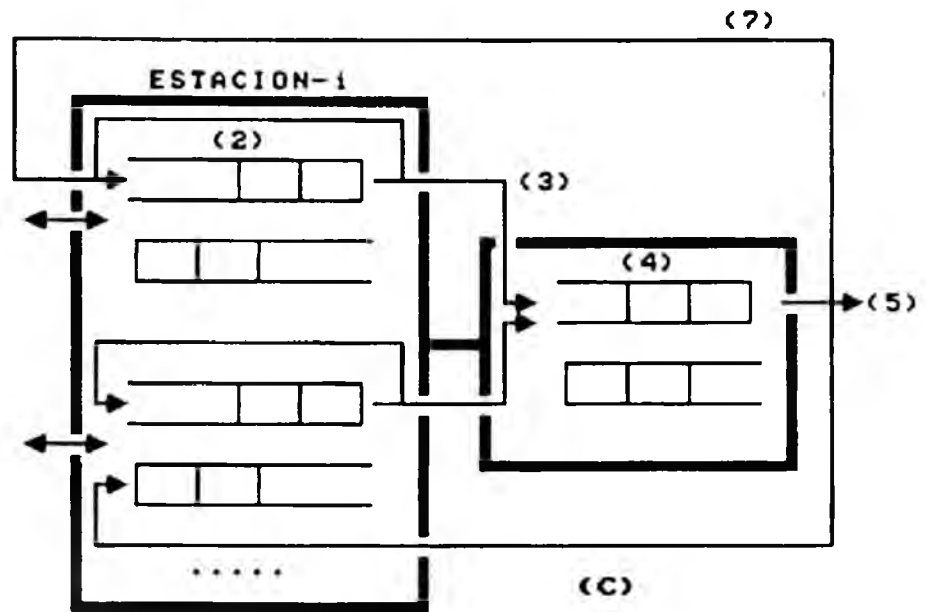
Como en principio, el interés de este modelo se centra en los tiempos de respuesta medios, puede representarse el flujo de mensajes que entra en el buffer de acceso al canal de una estación dada, como una parte del flujo que sale de un bloque funcional FIFO, con un tiempo de servicio exponencial, cuya razón de servicio es igual al producto de μ por el número de aplicaciones de la estación que tienen un mensaje listo para transmitir (figura 4.24). Este mismo argumento permite representar el flujo de mensajes que salen de las estaciones de una red local hacia el canal compartido, como una parte del flujo que sale de un bloque funcional FIFO, con tiempo de servicio exponencial cuya razón de servicio es proporcional al número de aplicaciones de la LAN, que tienen un mensaje listo para transmitir (figura 4.25).

(2) Para la red global :

(e) Un enlace entre dos LAN's i y j , si existe, será del tipo bidireccional simultáneo (full-duplex). El retardo de transmisión de dicho enlace (i,j) estará



FIGURAS 4.23 y 4.24



- (1) μ^M
- (2) n^M_I
- (3) $\mu^M_I = n^M_I \mu^M$
- (4) n_I
- (5) $\mu_I(n_I)$
- (6) Mensajes intra-estaciones
- (7) Mensajes inter-estaciones

FIGURA 4.25

distribuído exponencialmente con una razón conocida: $\mu_{1,j}$,

siendo su disciplina de acceso del tipo FIFO.

(f) El encaminamiento en una red extendida será fijo (por ejemplo, el camino más corto entre dos LAN's implica un número mínimo de nodos intermedios para una red homogénea).

(g) Todos los retardos de propagación serán despreciables respecto a los retardos de transmisión.

(h) Existirá una única clase de mensajes ya que los mensajes de ACK, seguirán la misma ruta que los originales y tendrán su misma distribución de longitud.

Con estas hipótesis, el modelo de red global se convierte en una red de cola cerrada, según se muestra en la figura 4.26. Su resolución analítica podrá obtenerse si conocemos las probabilidades de transición entre colas.

1) Notación que utilizaremos :

M ---> Número de redes locales.

A_j^i ---> Número de aplicaciones en la estación j de
la LAN i .

E_i ---> Número de estaciones de la red local i .

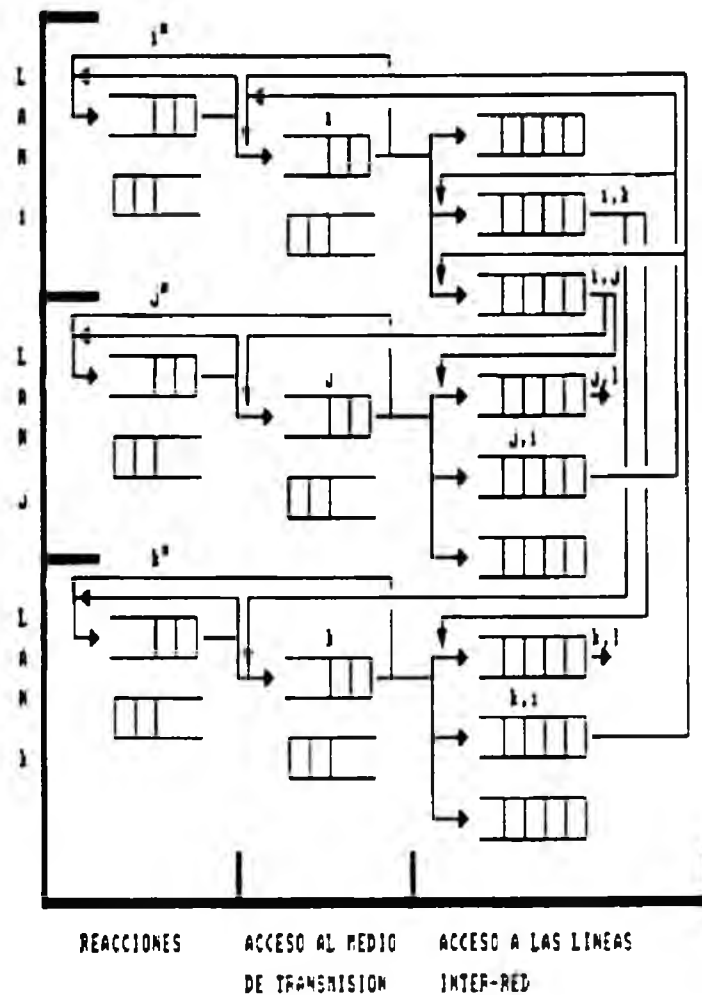


FIGURA 4.26

A_i ----> Número de aplicaciones de la red local i .

$$A_i = \sum_{j=1}^{E_i} A_i^j$$

A ----> Número total de aplicaciones de la red global o lo que es lo mismo, el número de mensajes en la red.

$$A = \sum_{i=1}^N A_i$$

$m_{i,k,j}$ ----> Proporción de mensajes emitidos por la estación k de la red local i , para la estación l de la red local j .

$f_{i,j}$ ----> Proporción de mensajes emitidos por la red local i , para la red local j .

$f_{i,j}^L$ ----> Proporción de mensajes de ámbito local dentro de una estación de la LAN i .

$f_{i,j}^E$ ----> Proporción de mensajes inter-estaciones en la red local i .

- e_i ----> Flujo total de mensajes que entran en el canal de la LAN i .
- e_i^L ----> Flujo de mensajes que entran en el canal de la LAN i y han sido emitidos por alguna aplicación de esa LAN.
- e_i^E ----> Flujo de mensajes que entran en el canal de la LAN i y han sido emitidos por alguna aplicación de otra LAN.
- $e_{i,j}$ ----> Flujo de mensajes en una línea que conecta las redes locales i y j .
- p_i^m ----> Probabilidad de transición de la cola l a la cola m .
- $C_{i,j}$ ----> $(i, C_{i,j}^1, \dots, C_{i,j}^k, j)$, conjunto ordenado de redes locales sucesivas, que han atravesado los mensajes enviados por una red local i hacia otra j .
- S ----> Número de centros de servicio en el sistema de red basado en colas.
- R_s ----> Retardo medio experimentado por un mensaje

en un centro de servicio s (retardo de espera en la cola y retardo de servicio), siendo $s = 1, \dots, S$.

Las proporciones de mensajes dentro de una red o entre redes, puede facilmente obtenerse a partir del valor de la proporción de los mensajes locales o intra-red :

$$f_{i,i}^L = \sum_{k=1}^{E_i} A_i^k m_{i_k, i_k} / A_i; \quad i=1, M$$

$$f_{i,i}^E = \sum_{k=1}^{E_i} A_i^k m_{i_k, i_l} / A_i; \quad \begin{matrix} k, l=1, E_i \\ i=1, M \end{matrix}$$

$$f_{i,i} = f_{i,i}^L + f_{i,i}^E$$

$$f_{i,j} = \sum_{l=1}^{E_j} \sum_{k=1}^{E_i} A_i^k m_{i_k, j_l} / A_i; \quad \begin{matrix} i, j=1, M \\ i \neq j \end{matrix}$$

En estado de equilibrio, el flujo de mensajes emitidos por una red local i hacia otras debe ser igual al flujo de mensajes enviados por otras redes hacia la LAN i . Se tiene por tanto un sistema lineal :

$$e_i^L (1 - f_{i,i}) = \sum_{j \neq i} e_j^L f_{j,i}; \quad i, j=1, M \quad (1)$$

La resolución de este sistema está en función de una constante multiplicativa arbitraria, que puede establecerse en $e_0^L=1$. Según esto, pueden obtenerse los flujos totales e_i por medio de las relaciones :

$$e_i^E = e_i^L(1 - f_{i,i}); \quad i=1, M$$

$$e_i = e_i^L + e_i^E = e_i^L(2 - f_{i,i}); \quad i=1, M$$

Del mismo modo que los flujos de las líneas inter-red :

$$e_{i,j} = \sum_{(k,l: (i,j) \in c_{k,l})} e_k^L f_{k,l}; \quad \begin{matrix} i, j=1, M \\ i \neq j \end{matrix}$$

A continuación se determinarán las probabilidades de transición entre colas :

$$p_i^{i'} = \sum_{j=1}^M e_j^L f_{j,i} / e_i; \quad i=1, M$$

$$p_i^{i'} = e_i^L f_{i,i}^L / e_i p_i^{i'}; \quad i=1, M$$

$$p_i^j = 1 - p_i^{i'}; \quad i=1, M$$

$$p_i^{i',l} = \sum_{(j: c_{i',j}^l)} e_j^L f_{i',j} / e_i; \quad \begin{matrix} i, j, l=1, M \\ l \neq i' \end{matrix}$$

$$p_{i,j}^j = \sum_{(k: c_{j,i}^k)} e_k^L f_{k,j} / e_{i,j}; \quad \begin{matrix} i, j, l=1, M \\ j \neq i \end{matrix}$$

$$p_{i,j}^{j,m} = \sum_{(k,l: (i,j,m) \in c_{k,l})} e_k^L f_{k,l} / e_{i,j}; \quad \begin{matrix} i, j, l, m=1, M \\ i \neq j; j \neq m \\ i \neq m \end{matrix}$$

Todas las demás probabilidades de transición son iguales a 0.

La distribución de probabilidad en equilibrio del número de mensajes del sistema puede expresarse según la fórmula siguiente :

$$p(n) = G^{-1}(A) \prod_{s=1}^S \prod_{j=1}^{n_s} \pi_s / \mu_s(j)$$

siendo :

S ----> El número de centros de servicio de la red global.

n_s ----> El número de mensajes esperando un servicio o que están siendo atendidos por el centro de servicio s .

n ----> Es el vector :

$$(n_1, \dots, n_s, \dots, n_S)$$

π ----> Es el vector de probabilidad:

$$(\pi_1, \dots, \pi_s, \dots, \pi_S)$$

solución única de $\pi P = \pi$ siendo P la matriz de transición y $G(A)$ una constante de normalización.

De esta manera, pueden obtenerse las probabilidades marginales $p_s(j)$ derivadas de tener j mensajes en el centro de servicio s .

El retardo de espera R_s vendrá dado por la formula de Little :

$$R_s = \sum_{j=1}^A j p_s(j) / \sum_{j=1}^A \mu_s(j) p_s(j); \quad s=1, S$$

Se definirá el tiempo de respuesta de un mensaje como el retardo medio entre dos transmisiones sucesivas de mensajes originales por una misma aplicación. Cada tipo de mensaje tendrá asociado un tiempo de respuesta diferente :

- Mensaje local intra-estación en la red i :

$$TR_j^L = R_{j,i}; \quad i=1, M$$

- Mensaje local inter-estación en la red i :

$$TR_i^E = R_i + R_{i,i}; \quad i=1, M$$

- Mensaje de la red i a la red j :

$$TR_{i,j} = R_i + R_{i,c_{i,j}} + \dots + R_{c_{i,j},j} + R_j + R_{j,c_{j,i}} + \dots + R_{c_{j,i},i} + R_i + R_{i,i}; \quad \begin{matrix} i, j=1 \\ j=1 \end{matrix}$$

De ésto se deduce que el tiempo medio de respuesta de cualquier mensaje, que constituye una medida del rendimiento de la red global, es :

$$TR = \left[\sum_{i=1}^N A_i (f_{i,i}^L TR_i^L + f_{i,i}^E TR_i^E + \sum_{j \neq i} A_j f_{i,j} TR_{i,j}) \right] / A$$

Puede ser posible pasar por alto la premisa (h) si pueden distinguirse dos clases de mensajes (originales y ACK's), cuyos tiempos de servicio y retardos de reacción sean diferentes y los cuales, así mismo pueden seguir rutas distintas a través de dos enlaces diferentes, que conecten subredes de usuario. El sistema (1) se dividirá entonces en dos subsistemas (uno de cada clase), obtenidos cuando se igualan los flujos de entrada de mensajes de una clase y los flujos de mensajes de salida de la restante. Los cambios de clase tienen lugar cuando los mensajes llegan a su destino. Para obtener una solución analítica de todo este proceso, sin embargo, deberá asumirse la compartición del procesador o un continuo pre-vaciado LIFO de los centros de servicio, que suponen tiempos de servicio distintos para ambas clases de mensajes.

IV.3.2 OPTIMIZACION DE LA TOPOLOGIA DE RED EXTENDIDA.

Utilizando los resultados obtenidos en el apartado anterior, es posible analizar muchos problemas de

optimización de la topología, de grán interés práctico, en una red global, ya que el tiempo de respuesta medio es una buena medida de la eficiencia de la topología de una red extendida.

En nuestro caso, dadas S estaciones que incluyen A aplicaciones en total, así como, la matriz d de porcentajes del tráfico inter-estaciones y las razones de servicio de varios tipos de servidores (retardo de reacción, canal, enlaces), el objetivo consistirá en minimizar el tiempo de respuesta medio de un mensaje, teniendo como variable de diseño, la topología de la red global (número de redes locales implicadas y asignación de las estaciones).

Se considerarán las restricciones :

- Cada estación pertenece a una red local que podrá estar formada solamente por dicha estación y por la estación de comunicación inter-red.
- La red global estará completamente interconectada, ya que cada par de redes locales estará enlazada directamente.

Estas hipótesis se ajustarán plenamente a la realidad práctica, cuanto más cercanas estén las estaciones LAN, lo cual puede ser por ejemplo, el caso concreto de un campús universitario.

IV.3.3 PARTICULARIZACION DEL MODELO.

Se considerarán varias redes inter-conectadas para las cuales habrá varias soluciones de interconexión según se muestra en la figura 4.27.

La solución (a) no será recomendable siempre que las estaciones 1 y 2, por ejemplo, intercambien gran cantidad de información. Así mismo, la solución (b) tampoco lo será si las estaciones 3 y 4 apenas se comunican con las estaciones 1 y 2. En este caso, la topología óptima se encontraría entre ambas configuraciones extremas.

Esta problemática tiene cierta analogía con la localización óptima de ficheros en un sistema de computación múltiple, estudiado por (CHU 69), quién lo formuló, en términos de un problema de programación 0-1 no lineal y obtuvo una solución óptima. Sin embargo, en este caso las velocidades de llegada de los mensajes en varios centros de servicio dependen de la topología de la red y por lo tanto no se conocen a priori.

Ante tal incertidumbre, en esta tesis se propone un método alternativo de naturaleza heurística, cuya idea principal es la siguiente : el punto de partida se corresponderá con la configuración más descentralizada (una estación de usuario y la estación inter-red en cada red

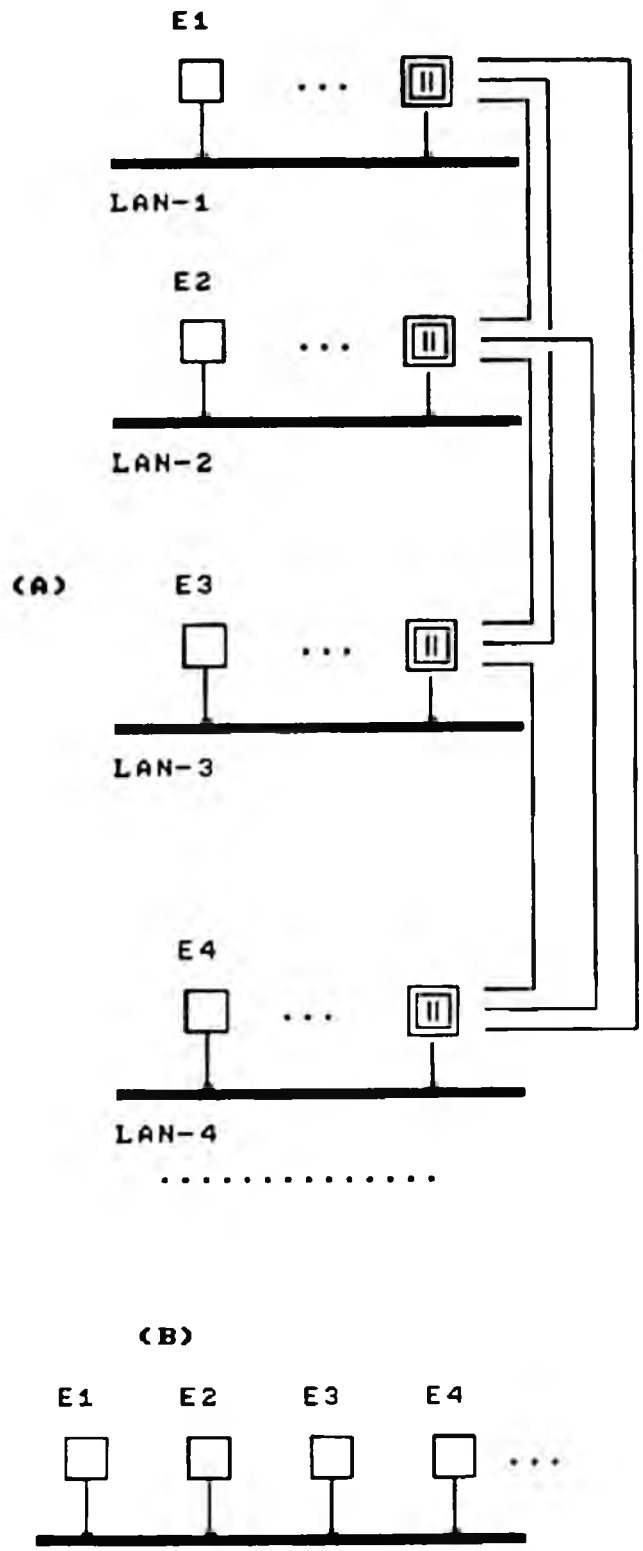
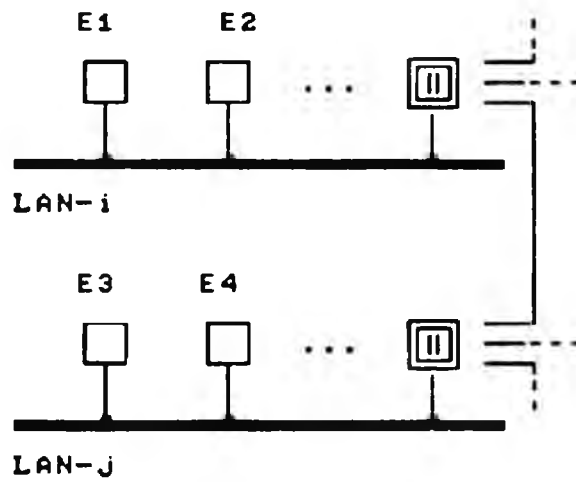


FIGURA 4.27

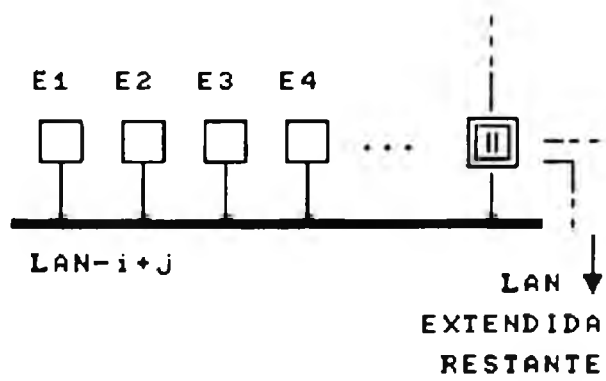
local) y a partir de ahí, las dos LAN's i y j cuya $f_{i,j}$ sea máxima se fundirán en una única red local. Este proceso se repetirá mientras el tiempo de respuesta (TR) vea decrementado su valor, (ver figura 4.28).

Para evaluar dichos decrementos de TR, sin tener que calcular su valor exactamente por cada configuración nueva, supondremos :

- Que el número total de mensajes en las redes locales i y j antes de la fusión es igual al número total de mensajes en la red local : $i+j$, después de la unión.
- Que el número medio de mensajes esperando un servicio, o que están siendo atendidos por los enlaces entre la red local $i+j$ y el resto de la red global, después de la fusión, es la suma del número medio de mensajes que estaban esperando un servicio, o que eran atendidos por los enlaces existentes entre las redes i y j y el resto de la red global, antes de la fusión. Lo mismo se cumple para el número medio de mensajes en los retardos de reacción, ya que el número medio de mensajes que esperan un servicio o están siendo atendidos en el canal de la LAN $i+j$, es la suma del número medio de mensajes que esperan un servicio o están siendo atendidos por el mismo, antes de la fusión en los canales de las redes locales i y j y en los enlaces i hacia j y j hacia i .



(A)



(B)

FIGURA 4.28

- Que los tiempos de espera de las colas de la LAN $i+j$ son proporcionales al número de mensajes en espera de un servicio, o que están siendo atendidos en dichas colas, con la excepción de los retardos de reacción que son los mismos.

Como puede verse, la suposición primera expresa el hecho de que la fusión de dos LAN's, tiene repercusión a nivel local y no afecta al funcionamiento del resto de la red global.

IV.3.3.1 ESPECIFICACION DE LA HEURISTICA.

La heurística empleada en detalle puede expresarse de la siguiente manera :

- S --> M

- Calcular las matrices : $F=(f_{i,j})$ y $P=(p_i^j)$

- Calcular los tiempos de espera R y los tamaños medios de las colas.

- Calcular el tiempo de respuesta medio : TR_0 de la configuración inicial.

- $TR_0 \rightarrow TR^*$

- Seleccionar las LAN's i y j tales que $f_{i,j}$ sea máximo.

- Calcular $R_{i,j}$, $R_{i,j}^*$ y para $k=1, M (k \neq i, j)$ calcular

$R_{i,j,k}$ y $R_{k,i+j}$. Por ejemplo :

$$R_{i+j} = R_i (n_i + n_j + n_{i,j} + n_{j,i}) / n_j$$

- Calcular $f_{i+j,i+j}^L$, $f_{i+j,i+j}^E$ y para $k=1, M$ ($k \neq i, j$) calcular $f_{i+j,k}$ y $f_{k,i+j}$ siendo su valor :

$$f_{i+j,i+j}^L = (A_i f_{i,i}^L + A_j f_{j,j}^L) / (A_i + A_j)$$

$$f_{i+j,i+j}^E = (A_i f_{i,i}^E + A_j f_{j,j}^E + A_i f_{i,j} + A_j f_{j,i}) / (A_i + A_j)$$

$$f_{i+j,k} = (A_i f_{i,k} + A_j f_{j,k}) / (A_i + A_j)$$

$$f_{k,i+j} = f_{k,i} + f_{k,j}$$

- Calcular TR_{i+j}^L , TR_{i+j}^E y para $k=1, M$ ($k \neq i, j$) y calcular $TR_{i+j,k}$ y $TR_{k,i+j}$
- Calcular las variaciones ΔTR^* de TR^*
- Si $\Delta TR^* \geq 0$ terminar el proceso. En caso contrario reemplazar la red local i por la LAN $i+j$, actualizando las cantidades correspondientes, eliminar la red j , establecer $M=M-1$, $TR^* = TR^* + \Delta TR^*$ e ir al punto (b).

La validación de las suposiciones adicionales que hace posible el cálculo de TR^* puede hacerse cuando se compara el valor aproximado de TR^* , obtenido en la configuración final con el valor exacto de TR calculado directamente en esta configuración.

IV.3.3.2 EJEMPLOS DE LA UTILIZACION DE LA HEURISTICA.

Los valores numéricos siguientes corresponden a transferencias de ficheros entre estaciones LAN, con una velocidad de canal de 10Mbits/s y una velocidad del enlace inter-red de 100Kbits/s. El retardo de reacción μ_i^* es aquel necesario para procesar aproximadamente cien instrucciones (10^{-4} segundos) . El tamaño medio de una trama es de 1Kbyte. Por tanto, las tasas de servicio serán las siguientes :

$$\mu_i^* = 10^4 \quad \forall i \text{ (retardo de reacción)}$$

$$\mu_{i,j} = 12,5$$

$$\mu_i = \begin{cases} 1250(1-1/n_i)^{n_i}, & n_i > 1 \\ 1250, & n_i = 1 \end{cases} \quad \forall i \text{ (canales)}$$

Ejemplo 1

Número de estaciones = 6

Número de aplicaciones por estación = 1

Proporciones de mensajes inter-estación (matriz F) :

(Tabla 4.1)

En este caso donde las estaciones se dividen en dos subredes con un tráfico de mensajes inter-red reducido, la configuración obtenida por la heurística será presumiblemente óptima.

En este ejemplo puede apreciarse como el método heurístico obtiene tiempos de respuesta aproximados, cercanos a los exactos y por tanto puede considerarse que las suposiciones previas son perfectamente válidas.

$$\begin{bmatrix}
 0,2 & 0,3 & 0,5 & 0,0 & 0,0 & 0,0 \\
 0,4 & 0,3 & 0,2 & 0,1 & 0,0 & 0,0 \\
 0,3 & 0,3 & 0,3 & 0,0 & 0,1 & 0,0 \\
 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,2 & 0,7 & 0,1 \\
 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,1 & 0,3 & 0,6 \\
 0,1 & 0,0 & 0,0 & 0,5 & 0,2 & 0,2
 \end{bmatrix}$$

AGRUPACIONES OBTENIDAS =====	TR*	TR =====
[1] [3] [2] [4] [5] [6] ----->	0,1653	0,1653
[1] [3] [2] [4-5] [6] ----->	0,1446	0,1427
[1] [3] [2] [4-5-6] ----->	0,1025	0,0998
[1-3] [2] [4-5-6] ----->	0,0415	0,0400
[1-2-3] [4-5-6] ----->	0,0275	0,0264

TABLA 4.1
=====

CAPITULO V

Diseño de Algoritmos de
Estructuración para el Trazado
de Trayectorias Arborescentes,
que Minimicen la Obtención de
Rutas en una Estructura Multi-red.

En el diseño de subsistemas de encaminamiento para redes de comunicación extendidas, a menudo se eligen una serie de limitaciones o restricciones en las rutas de transmisión, para de esta manera, simplificar el establecimiento, funcionamiento y recuperación ante fallos del sistema de red global.

Para comprender la problemática del encaminamiento dentro de una red, es muy útil contemplar el sistema de comunicaciones como un grafo de nodos y enlaces, para los cuales es posible aplicar todo tipo de algoritmos estandar sobre grafos. Según esto, todo nodo de dicha representación gráfica será un punto final en las rutas de transferencia de datos y podrá estar constituido por un simple ordenador, agrupaciones de ordenadores, o incluso LAN's, dependiendo de las circunstancias concretas de cada instalación de LAN multi-red.

De entre las restricciones más destacadas, aplicadas al encaminamiento en una LAN extendida, destacan :

- a) Unicidad.
- b) Reversibilidad.

a) La condición de unicidad establece que el camino entre dos nodos de comunicación cualesquiera debe ser único, sin

tener en cuenta la topología y conectividad de la red. Es decir, que ninguna pareja de nodos dispondrá más que de una sólo ruta a elegir durante su comunicación.

La unicidad se considerará en sentido estricto, de manera que el conjunto de caminos posibles para un nodo cualesquiera pueda especificarse en forma de un "árbol", cuya raíz sea el propio nodo. Específicamente se elimina de esta definición la posibilidad de que algún nodo intermedio utilice el camino entre dos nodos en comunicación, para enviar sus propios mensajes.

Al tipo de encaminamiento que se basa en la condición anterior indicada, se le conoce también, como "Encaminamiento Explícito Independiente del Origen y sin Intercambio Dinámico".

b) La condición de reversibilidad tiene gran importancia desde el punto de vista del análisis y recuperación de los errores, ya que simplifica ambos procesos en gran medida. Según esto, si el camino lógico desde un nodo a otro se define como una secuencia de nodos ó enlaces, la especificación de la ruta desde el segundo nodo hasta el primero deberá coincidir con el camino inverso.

Aquellos sistemas que incorporan ambas características descritas de unicidad y reversibilidad se les

conoce con la denominación genérica de Sistemas de Encaminamiento Reversible Arborescente (ERA). Un caso particular del encaminamiento ERA, lo constituye el encaminamiento denominado : Arbol de Expansión. En este último caso, se emplea para todos los árboles de encaminamiento un único árbol de expansión, en el que los enlaces no incluidos permanecerán inactivos. Su mayor ventaja, consiste en la sencillez en la que el árbol de encaminamiento puede calcularse y controlarse incluso en entornos distribuidos.

En el encaminamiento basado en el árbol de expansión, sin embargo, ciertos enlaces pueden resultar sobrecargados mientras que otras alternativas de encaminamiento disponibles dentro de la red apenas se utilicen.

Los sistemas de encaminamiento reversible arborescente poseen la ventaja destacable de su simplicidad de proceso pero el inconveniente de su relativamente complejo proceso de definición, de los caminos de transmisión dentro de la red global, labor no siempre intuitiva ni simple. En esta línea, han aparecido programas que realizan la generación automática de las rutas de comunicación entre nodos, tal es el caso del RTG aplicable en redes de arquitectura SNA.

En algunos ámbitos de red extendida, sin embargo, los programas de generación automática de caminos de transmisión pueden no ser recomendables. Para el caso de redes de tamaño reducido, por ejemplo, el costo en el aprendizaje del modo de operación de este tipo de programas puede superar la dificultad asociada al número de nodos de la red real. Al mismo tiempo, ha de considerarse la dificultad creciente, que se presenta ya en redes de cinco a nueve nodos de red, a la hora de definir manualmente y correctamente todas las rutas de envío de información dentro de una red global.

El trabajo de investigación, desarrollado en el presente capítulo ha estado motivado en parte debido a tal situación : es necesario un procedimiento muy sencillo para definición de caminos de transmisión de información, que permita la toma de decisiones a la hora de escoger entre rutas alternativas equivalentes ó realice la selección expresa de caminos mientras se mantiene la consistencia y validez de las rutas.

Las operaciones de encaminamiento en sistemas de enrutamiento reversible arborescente pueden modelizarse utilizando grafos dirigidos. Aunque se ha escrito mucho acerca de problemas en estructuras de comunicación en forma de árbol dirigido y de grafos no dirigidos, no puede decirse lo mismo sobre algoritmos aplicables a grafos dirigidos, quizás

entre otras cosas, debido a la imposibilidad de resolver linealmente problemáticas asociadas a los mismos. Es por todas estas razones, entre otras, por lo que los algoritmos, de creación propia, presentados más adelante para la automatización del comportamiento de los sistemas ERA pueden considerarse innovadores. Poco se ha escrito, en general, sobre las propiedades, características y comportamiento del encaminamiento de este tipo de sistemas, es por ello que el presente trabajo de investigación puede considerarse una de las primeras aportaciones en este aún poco estudiado campo de las comunicaciones en sistemas de transmisión multi-red.

El presente capítulo se encuentra organizado, para una mayor claridad, en cinco subapartados, cuyo contenido se resume a continuación :

1) En este subapartado se describen las limitaciones o restricciones aplicadas al sistema, con gran detalle.

Al mismo tiempo que se analizan en este punto algunas de las propiedades más importantes de los sistemas ERA, incidiendo en sus repercusiones más destacables en el área del rendimiento y operatividad en los mismos.

2) Como segundo subapartado se presentan algunos ejemplos explicativos sobre la problemática y dificultades, que rodean a la definición de los caminos de transmisión en redes LAN extendidas.

3) Ante lo expuesto en el apartado anterior, se proponen soluciones y aportaciones a dicho proceso de definición, especificando una serie de algoritmos de diseño propio, asociados a esta problemática.

4) Por último se analiza y describe un programa de ayuda interactiva al encaminamiento de datos, basado en la definición previa (subapartado 3) de camino de transferencia de datos entre nodos de red.

V.1 IDENTIFICACION DE CONDICIONES DE BASE PARA SIMPLIFICAR EL PROCESO DE ENCAMINAMIENTO.

El término nodo, utilizado en este contexto, hace referencia en sentido genérico a todos aquellos dispositivos capaces de constituir un extremo del camino dentro de una comunicación de datos.

En una red de computadores, los nodos podrán ser los ordenadores. En un sistema de LAN's conectadas por medio de gateways, en cambio, podrán ser las propias LAN's las representadas como nodos, con los dispositivos gateways como enlaces, ya que el encaminamiento implica atravesar varios gateways hasta alcanzar la LAN destino.

Por otra parte, el término enlace, en este contexto, hace referencia a la ruta de comunicación entre nodos, con la particularidad de que los enlaces tan sólo

podrán tener dos extremos (como ocurre en el caso de los gateways entre dos LAN's ó en un enlace punto a punto). Los enlaces multipunto y los gateways que conectan varias LAN's serán modelizados como un conjunto de enlaces con dos extremos.

No siempre ocurre que todos los enlaces disponibles son necesarios dentro del conjunto de rutas simples, en estos casos podrán dejarse varios enlaces inactivos, para el caso de errores en estos elementos durante una transmisión, para labores de mantenimiento, o de cara a futuras expansiones de la red global.

El subconjunto de elementos (nodos, enlaces,...) que se utilizan en un momento determinado se denomina : topología activa, de manera que cada uno de los enlaces de dicha topología pertenezca, al menos, a una ruta de transmisión de datos.

Cada ruta, considerada en el presente trabajo como unidireccional, se define como una secuencia de enlaces desde el nodo fuente hasta el nodo destino. En los sistemas ERA también puede definirse una ruta de datos como una sucesión de nodos atravesados durante una transmisión. Por ello, a partir de este momento para simplificar, entre otras razones, la notación a utilizar, se describen los caminos como una secuencia de nombres de nodos a atravesar.

Como ejemplo, si suponemos una red cuyos nodos están etiquetados con las letras A - Z. Según la condición de unicidad en sentido estricto, si existe un camino de transmisión de datos entre los nodos M y Z y la ruta desde el nodo A hasta el Z pasa por el nodo M, la parte final de la ruta A-Z deberá ser exactamente la comprendida entre M y Z.

De esta manera, el conjunto de caminos a un nodo destino cualquiera, puede representarse gráficamente como un árbol cuya raíz sea el propio nodo destino. La agrupación de todas las rutas posibles puede representarse, por tanto, como un conjunto de arboles, uno por nodo.

Si se tiene en cuenta la característica comentada de reversibilidad, el camino de transmisión desde un nodo destino hasta un nodo fuente estará definido por una secuencia inversa a la que especifica la ruta desde el nodo origen al destino. En general, no sólo en el presente trabajo, deberá definirse por completo el encaminamiento de todos los nodos entre si, aunque esto suponga definir caminos innecesarios y no deseables.

Por último, se adoptará el convenio de considerar los árboles de rutas desde el nodo fuente, en vez de hacia el nodo destino, obteniéndose de nuevo una considerable simplificación del problema y su resolución. En cualquier

caso, ambos convenios son equivalentes, ya que los caminos de transmisión son por definición reversibles.

V.2 PROPIEDADES DE LOS SISTEMAS DE ENCAMINAMIENTO ARBORESCENTES PROPUESTOS.

En este subapartado se describen las propiedades más destacables de los caminos de transmisión de datos reversibles con estructura arborescente. Entre ellas destacan la definición obligatoria de subcaminos, imposibilidad de que exista redundancia y la compactación de las tablas de encaminamiento.

Propiedad (a)

Una ruta ERA desde un nodo fuente hasta un nodo destino, determina explícitamente, a su vez, los caminos :

- Desde todos los nodos intermedios, hasta el nodo destino.
- Desde todos los nodos intermedios, hasta el nodo fuente.
- Desde todos los nodos intermedios entre sí.

La especificación de un camino que atravesase $(m-1)$ nodos intermedios, determinará un total de (m^2+m) rutas unidireccionales.

Demostración :

- Si hubiera una ruta alternativa desde algún nodo intermedio hacia el nodo destino, existirían dos rutas desde dicho nodo y el nodo destino, incumpliendo la restricción de unicidad, impuesta en sentido estricto.
- Debido a la característica de reversibilidad, el camino desde el nodo fuente hacia cualquier nodo intermedio determina la ruta desde el nodo intermedio hacia el nodo fuente.
- Si existiera alguna ruta alternativa desde cualquier nodo intermedio hacia otro, de nuevo, se estaría incumpliendo la característica de unicidad.

Esta propiedad es la responsable de los resultados intuitivos, obtenidos más adelante. Por ejemplo, estando definido el camino entre dos nodos B y E, de la siguiente manera : B-C-D-E ; también lo estarán los caminos : B-C, B-C-D, C-D, C-D-E, D-E y sus correspondientes rutas inversas: C-B, D-C-B, D-C, E-D-C y E-D. Además, deberá tenerse en cuenta que toda ruta, por ejemplo C-D, se definiría incluso aunque no exista ningún tráfico de datos dirigido entre estos nodos, o incluso aunque se deseara utilizar otra ruta diferente para la transmisión de datos C-D.

Propiedad (b)

Dentro de la llamada topología activa, todo enlace entre nodos vecinos deberá usarse para el tráfico de datos entre dichos nodos, o no utilizarse para ninguna transmisión, con lo que debería ser eliminado de la topología activa.

Demostración :

Si consideramos el caso particular de dos nodos contiguos P y Q, conectados por medio del enlace E y permitimos que dicho enlace sea utilizado por cualquier camino de transmisión, entonces la ruta P-Q sobre E estará definida por dicho camino (por la propiedad anterior de inclusión de ruta).

Debido a la característica de unicidad en sentido estricto, no podrá existir ningún otro camino desde P hasta Q. Por lo tanto, si el enlace se utiliza definitivamente, deberá ser empleado como ruta de transmisión entre sus nodos vecinos. Esta propiedad que puede parecer evidente, reduce los grados de libertad disponibles a la hora de definir las rutas de transmisión. En particular, esta propiedad implica que los enlaces redundantes no podrán ser fácilmente añadidos a la red, con el objetivo de reducir la carga.

Propiedad (c)

Si existe más de un enlace entre un par de nodos de la topología física, sólo uno podrá ser utilizado en la topología activa, los demás enlaces deberán ser eliminados de dicha topología activa.

Demostración :

Se deriva directamente de la propia definición de la característica de unicidad en sentido estricto, aplicada a los sistemas de encaminamiento ERA.

Según esta propiedad, no se admiten enlaces múltiples entre nodos adyacentes. Aquellos enlaces que puedan provocar bucles muy amplios dentro de la topología, estarán permitidos y serán útiles, ya que proporcionan múltiples árboles de alcance en la red, que pueden utilizarse concurrentemente. Existe una manera, de que un enlace redundante pueda ser añadido entre nodos adyacentes. Si uno cualquiera de dichos nodos se trata como si fueran dos nodos, con dos agrupaciones de tablas de encaminamiento y dos puntos de acceso al servicio de red, (usando la terminología OSI), de manera que cada recurso en un pseudo-nodo pueda ser accedido por otro pseudo-nodo. En este caso, podrán existir dos enlaces que proporcionen un camino separado para cada pseudo-nodo. Desde

el punto de vista del encaminamiento, los nodos estarán en realidad separados manteniéndose la validez de las propiedades : (a), (b), (c).

La decisión que deberá mantenerse en una arquitectura concreta de red consistirá, en suma, en aplicar las condiciones de unicidad y reversibilidad a los caminos de transmisión de datos. A la hora de llevar a cabo el diseño de la red deberá tenerse en cuenta que la compartición de carga local puede no acomodarse fácilmente, aunque no ocurra lo mismo con la compartición de carga global. Y lo que es más importante, como un enlace puede ser usado en un número creciente de caminos, su carga eventual puede ser incontrolable.

Por último, el orden en el que se definen los caminos puede llegar a ser un factor importante, ya que ésto obliga la definición de todas las sub-rutas o a la inversa, la existencia de sub-caminos puede evitar la posibilidad de seleccionar una ruta más larga. Pero no todo son inconvenientes ya que como indica la siguiente propiedad, la compactación de las tablas de encaminamiento es una de las ventajas de los sistemas ERA.

Propiedad (d)

Cada una de las rutas unidireccionales ERA desde un nodo puede ser descrita por el par : (Vecino-1º, Destino)

Demostración :

Si consideramos un camino desde el nodo A hasta el nodo Z, a través de un nodo inmediatamente próximo a A: B, puesto que la ruta desde A hasta Z determina y es determinada por la ruta B-Z; la descripción del camino en A no necesita incluir más información que el simple hecho de que la ruta hacia Z es a través de B (el encaminamiento desde B asegurará el resto del camino de transmisión se sigue correctamente).

Una vez que un mensaje se sitúa en la red, se hace inmaterial desde el punto de vista del encaminamiento. Tal encaminamiento se conoce genéricamente en otros estudios con la denominación : Encaminamiento Independiente de la Fuente y se debe a la propiedad de arborescencia.

Finalmente, la quinta y última propiedad garantiza que un conjunto completo de rutas puedan ser definidas para cualquier topología.

Propiedad (e)

Es posible definir un conjunto completo de rutas de transmisión (cada nodo con cualquier otro nodo), teniendo en cuenta las limitaciones impuestas de reversibilidad y arborescencia.

Demostración :

Un árbol de expansión mínima de un gráfico correspondiente al encaminamiento dentro de una red, es un ejemplo de una agrupación de caminos ERA.

Sin embargo, puede no ser el conjunto de rutas deseado por el responsable de la red. En este caso, si la red posee más de un árbol de expansión, pueden seleccionarse de varias maneras dentro del conjunto final de caminos de transmisión de datos.

V.3 PROBLEMAS EN LA DEFINICION DE LAS RUTAS DE COMUNICACION. SOLUCIONES.

En este subapartado, se presentan varios modelos prácticos, que ilustran la naturaleza intuitiva del diseño y definición de las rutas de comunicación, teniendo en cuenta las limitaciones impuestas de reversibilidad y carácter arborescente. Cada una de las topologías ideadas se considera

como topología activa, por lo que cada enlace será utilizado al menos una vez. El primer ejemplo se muestra en la figura 5.1.

Cada rectángulo representa a una entidad o nodo de comunicación, mientras que las líneas entre ellos representan a los enlaces. Cada uno de ellos se utiliza como camino de transmisión entre nodos "vecinos" (según la propiedad (b) antes señalada).

En este ejemplo, existen tres arboles de expansión de la red, todos y cada uno de los cuales serán utilizados para componer la agrupación final de caminos de la red.

Como consecuencia de la restricción de unicidad, N1 no podrá enviar mensajes al N4 a través del nodo N2. Si N1 posee ya un camino obligatorio hacia N3, el utilizar otra ruta a través de N2, supondría admitir el hecho de la existencia de dos caminos de transmisión entre los nodos N1 y N3.

El segundo ejemplo presenta la dificultad de combinar la carga del tráfico de datos a través de varios enlaces (ver figura 5.2).

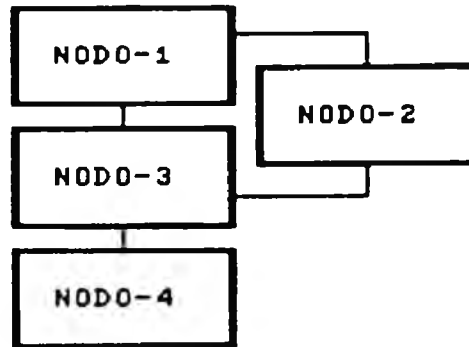


FIGURA 5.1

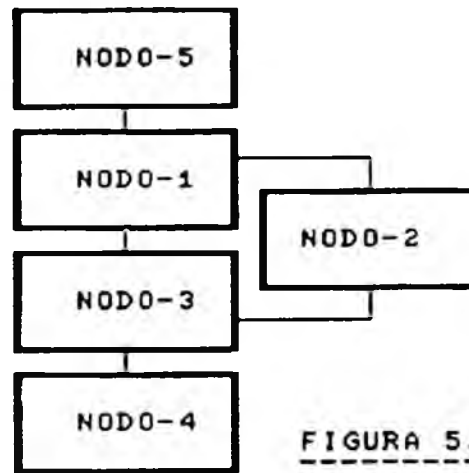


FIGURA 5.2

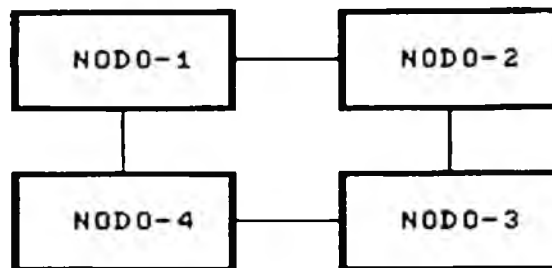


FIGURA 5.3

Según este supuesto, el tráfico potencial de datos desde el nodo N5 hasta el N4 no podrá estar asignado a través del N2 para reducir la carga del enlace N1-N3. Esto es consecuencia del primer ejemplo analizado, en el que la ruta de transmisión de datos desde el nodo N1 hasta el N4 se encaminaba a través del enlace N1-N3. La razón de todo ello debemos encontrarla en la propiedad (a), así como en la propiedad (d), contempladas en el subapartado anterior, según las cuales, el primero de los nodos "vecinos" determina la ruta a seguir por los datos, que en este caso no podrán ser encaminados a través del nodo N2.

Es importante en este momento, subrayar el hecho de que las limitaciones observadas en ambos ejemplos anteriores, no tienen en principio ninguna relación con cuestiones de índole económico: minimización de costes o de la función objetivo; sencillamente son consecuencia directa de las dos restricciones comentadas, impuestas en la presente investigación : unicidad y reversibilidad.

Ya en este punto pueden apreciarse, así mismo, las dificultades encontradas a la hora de encaminar mensajes en redes de 4 y 5 nodos, dificultades que pueden llegar a agudizarse en configuraciones de mayor tamaño.

El tercer modelo presenta una instalación de red que posee como característica dos grados de libertad, ya que

los caminos de transmisión N1-N3 y N2-N4 no tienen influencia directa entre sí.

(Ver figura 5.3)

Si el camino de transmisión de datos desde el nodo N1 al N3, por ejemplo, atraviesa el nodo N4, la ruta desde éste hasta N2 podría recorrer el nodo N1 ó el N3. Es decir, tanto si elegimos el camino N4-N2 como el N4-N3-N2 ó el N4-N1-N2, la selección definitiva no influirá en la selección de la ruta más adecuada entre los nodos N1-N3, bien sea N1-N2-N3 ó N1-N4-N3.

El cuarto y último modelo práctico trata de ilustrar la complejidad del proceso, que muchas veces se presenta, para la elección del encaminamiento más idóneo para los datos, mostrando el desarrollo de "árboles" de rutas desde el nodo etiquetado como N7.

(Ver figuras 5.4 (a)(b)(c))

En primer término aparece la topología activa de una red de siete nodos. En segundo término, se destaca la definición de la ruta de transmisión entre los nodos

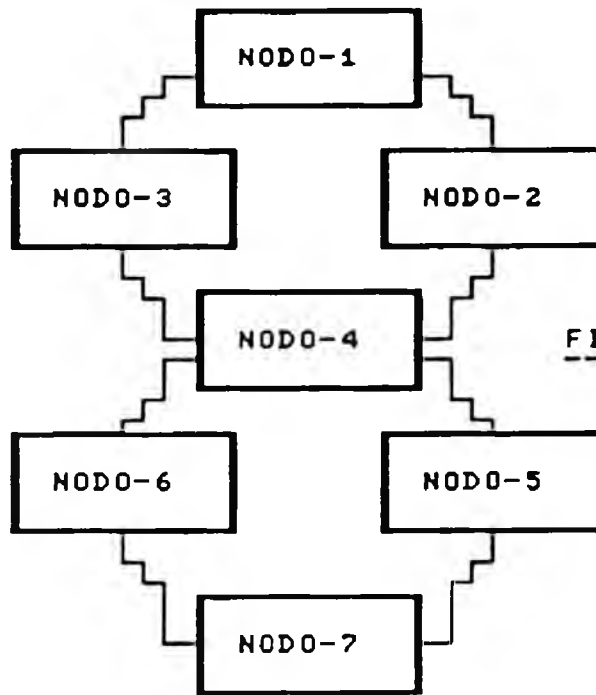


FIGURA 5.4 (a)

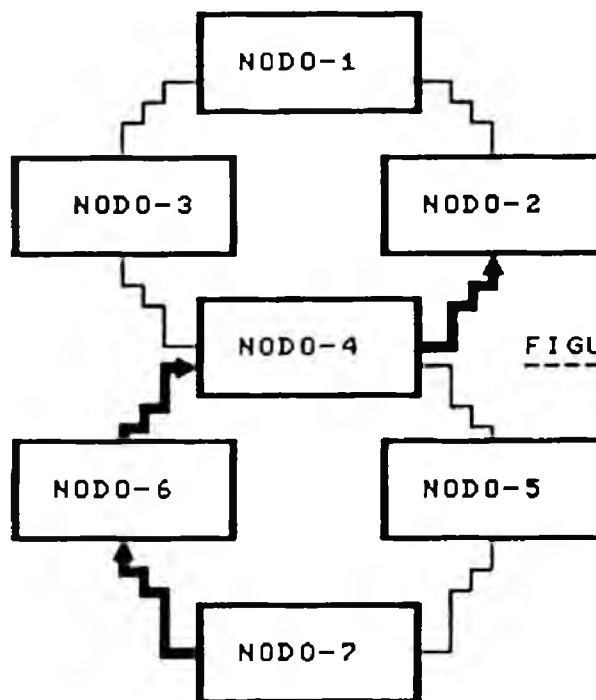


FIGURA 5.4 (b)

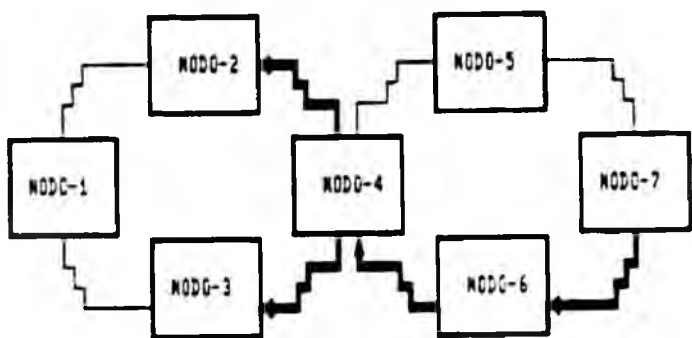


FIGURE 5.4 (c)

N7 y N2, ya que mientras las líneas continuas sin flecha representan enlaces disponibles para el encaminamiento de datos, las líneas continuas dirigidas y las discontinuas indican respectivamente, rutas de transmisión fijadas desde el nodo N7 y rutas de encaminamiento, que no pueden utilizarse desde dicho nodo ya que atentarian contra la restricción preestablecida de unicidad.

En último término, se muestra la definición obligatoria de ruta, desde el nodo N7 hasta el N3, debido a las restricciones impuestas de reversibilidad y unicidad.

El razonamiento seguido es el siguiente :

* Según el principio de unicidad con respecto al nodo N7, pueden existir tan sólo dos caminos hacia el nodo N3 :

-- N7-N6-N4-N2-N1-N3.

-- N7-N6-N4-N3.

* Podría definirse como sub-ruta la N4-N2-N1-N3 (propiedad (a)), pero no cumpliría la restricción en sentido estricto para el caso de la ruta N4-N3 (propiedad (b)). Por tanto, el camino adecuado debería ser : N7-N6-N4-N3.

Puede resultar sorprendente el hecho de que la elección de una ruta hacia el nodo N2, traiga consigo la elección obligatoria de la ruta hacia el nodo N3. De igual manera que los caminos establecidos entre N2 y N3 no estén limitados por ninguna definición previa.

Por último, la red de la figura 5.4 (c), representa también los efectos del orden, en la selección de la ruta dentro del conjunto final de posibles caminos de transmisión. Existen treinta y ocho árboles de expansión diferentes pero no todas las combinaciones de ellos, constituyen conjuntos válidos de rutas ERA. El conjunto de rutas elegido finalmente, utilizando cinco, seis ó siete árboles de expansión diferentes, será calculado por medio de cuatro a doce decisiones en función del orden en que éstas sean adoptadas.

V.4 SINTESIS DE ALGORITMOS PARA EL PROCESO DE DEFINICION DE RUTAS DE TRANSMISION EN UN ENTORNO DE MULTIPLES LAN'S.

Existen dos métodos fundamentales que pueden aplicarse para la búsqueda de conjuntos de rutas de datos, que verifiquen las limitaciones propias de los sistemas ERA:

A) Generación de un conjunto óptimo de rutas utilizando una función estática de coste, sin tener en cuenta las restricciones de los sistemas ERA, modificándolas y combinándolas hasta obtener un conjunto de caminos ERA con idéntico coste.

Este procedimiento puede encontrarse ampliamente analizado en varios estudios de investigación MARU 83 y puede resumirse en los siguientes puntos :

- Utilización de una función estática de coste , es decir, aquella que no se modifique, por ejemplo debido a variaciones en las cargas soportadas por los enlaces que pertenecen a un conjunto de rutas de comunicación, obteniéndose una agrupación óptima de caminos de transmisión.

- Ordenación en sentido creciente de dichos caminos en función del valor de coste asociado a cada uno de ellos.

- Comenzando por la ruta que posea un coste menor, se situarán los caminos adecuados dentro del conjunto definitivo de rutas, de una en una , teniendo en cuenta que si en el conjunto final de caminos de transmisión existe ya una ruta entre dos nodos cualesquiera a lo largo del camino en examen, se sustituirá la ruta inicial, garantizando que tenga menor ó igual coste.

Con este método se verifica la propiedad (a) y la topología de la red no precisa ser consultada. El algoritmo de asociación de rutas se ejecuta en una serie de múltiples pasos y tiende a sobrecargar los enlaces con un coste asociado menor, no teniendo en cuenta la topología de la red global al utilizar una función de coste estática.

B) Crecimiento de los caminos de transmisión, una etapa cada vez, manteniendo en todo momento la consistencia ERA.

En este caso, se consulta la topología de la red en cada etapa para determinar que rutas se definen obligatoriamente y cuáles permanecen aún sin definir.

En esta aportación, tan sólo aquellas rutas que sean un hop más largas que las preexistentes serán seleccionadas en cada momento. Durante la elección de un nuevo camino de transmisión, se analizarán las opciones posibles y se dispondrá de un conjunto de extremos apropiados para el crecimiento de dicha ruta.

En lo que resta de este subapartado, se aborda la problemática de la definición de rutas de transmisión basadas en este último método de "crecimiento" de las rutas de datos. Así mismo, se contribuye con el diseño y especificación de

una serie de algoritmos orientados a dicho crecimiento, que analizan las consecuencias de la ampliación de una ruta cualquiera y realizan la búsqueda automática del conjunto de extremos disponibles más adecuados para dicho crecimiento.

Para facilitar la comprensión de los supuestos manejados, se analiza, a partir de este momento, la terminología utilizada en cada uno de ellos.

Una red se representa como un conjunto de grafos dirigidos, uno por cada nodo. Cada enlace, a su vez, se representa como un arco con dos extremos opuestos. La dirección de un arco cualquiera en un grafo se corresponderá con el sentido en el que los mensajes atraviesan el enlace desde el nodo raíz. Cada grafo dirigido se considerará como una vista del sistema desde la raíz del grafo o desde el nodo fuente.

El objetivo de la definición de caminos de transmisión consistirá, en este caso, en eliminar los arcos dirigidos no deseados, de todo grafo, hasta conseguir que cada uno de ellos constituya una estructura en árbol dirigido, cuyos arcos tengan sentidos opuestos a la raíz. Debido a la restricción de reversibilidad enunciada, se sabe que árboles dirigidos con dos nodos coincidirán en el camino de transmisión entre ellos (aunque en sentidos opuestos). En

general, por tanto, los árboles de encaminamiento múltiple, no aparecerán en el mismo diagrama.

Se representará la topología de la red por medio de un grafo dirigido sin nodo raíz, denominado : G . Cada enlace de la red se denotará por medio de un par de arcos dirigidos dentro de G , para indicar de este modo que el tráfico de datos puede, en principio, fluir en ambas direcciones, por cada enlace.

Definiremos, también, una visión : G_i , que será un grafo dirigido cuya raíz es al nodo N_i . G_i será, además, un subconjunto de G . Cada G_i será eventualmente transformado a su estado final : un árbol dirigido, teniendo como raíz a N_i . También llamaremos a una ruta cualquiera "Localmente Definida", tan pronto como el nodo siguiente sea determinado, incluso aunque el resto de dicha ruta permanezca aún desconocida.

Este será el momento en el que la información de encaminamiento necesaria : [Destino, Nodo-siguiente], será

colocada dentro de la tabla de encaminamiento del nodo fuente.

Diremos, así mismo, que un camino de transmisión está "Globalmente Definido", cuando se conozca la secuencia de nodos asociada a una ruta de comunicación entre nodos:

$$\langle N_f, N_1, \dots, N_m, N_d \rangle.$$

Al iniciarse el proceso de configuración, cada vista G_f será idéntica al grafo global G . Sin embargo, pueden eliminarse de G_f cada uno de los arcos dirigidos que conducen a N_f , ya que éste no podrá enviarse mensajes a sí mismo utilizando ninguno de los caminos disponibles.

Añadir una ruta desde el nodo fuente N_f hasta el N_d , requerirá la modificación y puesta al día de todas las "vistas" que de alguna manera se vean afectadas por dicha nueva ruta. En la vista G_f , cada arco dirigido a lo largo del

camino, deberá establecerse como obligatorio y cada arco no obligatorio que conduzca a un nodo a lo largo de la ruta deberá ser eliminado.

La interpretación de todo ello, consiste en que ningún mensaje en G_f puede alcanzar el destino N_d , a través de otro camino que no sea el especificado, ni los mensajes enviados podrán desde N_f alcanzar cualquiera de los nodos intermedios, por ningún otro camino más que el especificado. Según la propiedad (a) correspondiente a los sistemas ERA, ya comentada, cada ruta intermedia N_f-N_d deberá, también estar señalizada como obligatoria dentro de la vista G_f .

La parte más compleja del proceso descrito consistirá en detectar aquellas otras rutas que deban, como consecuencia, ser definidas obligatoriamente. En la figura anterior (5.4), se mostraba un modelo práctico, según el cual las rutas $N7-N3$, $N6-N3$ y sus inversas se definían, incluso aunque ninguna de ellas se encontrara entre las subrutas directas (m^2+2) e inversas definidas por la selección de la ruta $N7-N2$.

El contenido restante de este subapartado se dedica a la exposición y explicación de los algoritmos utilizados en el presente Método de Crecimiento de rutas de transmisión entre nodos. Dicha exposición se descompondrá en los siguientes subapartados :

- (1) Estructuras de datos empleadas.
- (2) Notación y funciones utilizadas.
- (3) Algoritmo de "Crecimiento" del árbol de rutas de transmisión de datos.
- (4) Algoritmo para la evaluación de las consecuencias del "Crecimiento" del árbol de caminos.

- (1) Estructuras de datos empleadas.

Se utilizan dos estructuras de datos para mantener el estado de un sistema con N nodos y A arcos o enlaces. La matriz de encaminamiento usada se denominará:

PRIMER_NODO[Nodo-origen, Nodo-destino],

cuya dimensión será $N \times N$ e identificará al primer nodo en el camino de transmisión entre el nodo origen y el nodo destino,

aunque podrá tener valor "desconocido" si aun no ha sido determinado.

La matriz de "vista" se denominará :

ESTADO_ARCO_EMITOR[Nodo-origen, Nodo-destino]

y será en cambio, de dimensiones $N \times A$, identificando el estado de un arco dirigido desde el punto de vista del nodo origen. Cada entrada podrá tomar uno de tres valores:

- Bireccional - hasta que se elimine uno de los sentidos.
- Inutilizado - si ambos sentidos se han eliminado.
- El nombre del lado emisor - si uno de los sentidos ha sido eliminado.

(2) Notación y funciones utilizadas.

En algunos momentos será necesario examinar todos los arcos vinculados a un nodo concreto. La notación empleada en estos casos será :

$\forall A, e (VINCULADO[N_i]);$

En el desarrollo de los algoritmos de creación propia presentados en este capítulo, se hará necesario encontrar el segundo nodo conectado a un arco cualquiera. Así, de este modo la función :

OTRO_NODO[A, N_i]

devolverá el valor N_j correspondiente al otro de los nodos vinculados a un arco A. Esta función tiene como argumentos un identificativo de nodo y otro de arco, devolviendo así mismo, el identificativo del otro nodo vinculado a dicho arco ó bien un indicativo de error con valor indefinido, en el caso de que N_i no estuviese vinculado al arco A.

Para encontrar el arco o enlace que conecta dos nodos se utilizará la siguiente función :

BUSCAR_ARCO[N_i, N_j],

que devolverá el valor A, identificando al arco que une ambos nodos : N_1 y N_2 , Esta función tiene como argumentos dos identificativos de nodos y devolverá el identificativo de su arco en común ó bien un valor indefinido, en el caso de que no exista ningún arco común a ambos nodos.

Para obtener en ciertos casos, los dos nodos que delimitan un arco ó enlace cualesquiera, se utilizarán las dos funciones siguientes :

LADO1[A], que devolverá el valor N_1 ,

LADO2[A], que devolverá el valor N_2 .

Ambas funciones se emplean para delimitar los dos nodos extremos vinculados a un arco. En este caso tan sólo es significativo conocer que ambos nodos N_1 y N_2 están bien diferenciados.

(3) Algoritmo de "Crecimiento" del árbol de rutas de transmisión de datos.

En este apartado se presentan dos algoritmos (1 y 2), que combinadamente servirán para evaluar, clasificar y seleccionar las posibilidades de crecimiento del árbol de rutas de transmisión de datos paso a paso :

** ALGORITMO 1 - Clasificación de los Nodos y Enlaces para el Crecimiento del Arbol de Encaminamiento.

** ALGORITMO 2 - Selección del Crecimiento Arborescente.

=====
ALGORITMO -1- : CLASIFICACION DE NODOS.
=====

1) Clasificar todos los nodos, tanto los definidos explícitamente, como los implícitamente especificados. Un nodo definido implícitamente es aquel que posee un camino de transmisión desde N_r

$$\forall N_n : CLASE[N_r, N_n] = (a)$$

donde (a) podrá tomar los valores :

Implícito, si :

PRIMER_NODO $[N_f, N_n]$ ≠ Desconocido.

Otro valor, en los demás casos.

2) Clasificar cada arco teniendo en cuenta las siguientes categorías :

- Un arco implícitamente definido es aquel del que arranca cualquier camino conocido hacia N_f

- Un arco conveniente es aquel que conecta un nodo implícitamente definido con otro que no lo sea.

- Un arco no utilizado es aquel no incluido en esa vista.

$$\forall A_n : CLASE[N_f, A_n] = (b)$$

donde (b) podrá tomar los valores :

No utilizado, si ESTADO_ARCO_EMITOR[N_f, A_n] = No usado.

Conveniente, si :

$$CLASE[N_f, LADO1[A_n]] = CLASE[N_f, LADO2[A_n]]$$

Implícito, si se verifica la siguiente igualdad :

$$\begin{aligned} \text{PRIMER_NODO}[\text{OTRO_NODO}[A_n, \text{ESTADO_ARCO_EMISOR}[N_f, A_n]], N_f] = \\ = \text{ESTADO_ARCO_EMISOR}[N_f, A_n] \end{aligned}$$

Otro valor, para todos los demás casos (por ejemplo : que el valor de $\text{ESTADO_ARCO_EMISOR}[N_f, A_n] = \text{Bidireccional}$).

3) Clasificar los nodos no implícitamente definidos partiendo de los arcos denominados convenientes, como si éstos fueran también convenientes :

$$\begin{aligned} \forall A_n \in (\text{CLASE}[N_f, A_n] = \text{Conveniente}) : \\ \text{CLASE}[N_f, N_n] = \text{Conveniente}, \end{aligned}$$

si se cumple que :

$$N_n = \text{OTRO_NODO}[\text{ESTADO_ARCO_EMISOR}[N_f, A_n]].$$

=====

El presente algoritmo clasifica los nodos y enlaces de ciertas vistas G_i . En dicho algoritmo se definen los siguientes términos : implícitamente definido, conveniente, no utilizado u otros, en relación a las estructuras de datos disponibles.

Un nodo cualquiera en la vista G_i , se denomina implícitamente definido, si pertenece a alguna ruta conocida que tenga como origen al nodo N_i . Mientras que si dicho nodo no está implícitamente definido, pero alguno de sus nodos "vecinos" si lo está, se denominará al primero, nodo conveniente. En todos los demás casos, el nodo se catalogará como : otro.

En el caso de los arcos ó enlaces, éstos se considerarán convenientes cuando conecten dos nodos, uno de ellos implícitamente definido y el otro conveniente. Se denominarán : no utilizados, cuando se hayan eliminado del mismo sus dos direcciones, siendo por último, implícitamente definidos, cuando pertenezcan a rutas local ó globalmente concretadas, hacia el nodo N_i , en alguna otra vista del grafo. La ventaja de esta definición frente a la más evidente de : "cuando pertenezcan a una ruta definida desde N_i ", radica en el hecho de que los enlaces que componen conjuntos

restringidos de la vista G_i , se identifican inmediatamente como implícitamente definidos. La diferencia comentada es particularmente visible cuando se analizan detalladamente los grafos generados.

=====

ALGORITMO -2- : CRECIMIENTO DE LAS RUTAS DE TRANSMISION.

=====

1) Deberá ejecutarse siempre que se verifiquen alguna de las condiciones previas siguientes :

- N_{nuevo} esté vinculado a A_{nuevo} .
- No exista ninguna ruta desde el nodo N_i hasta un nodo N_{nuevo} , ó viceversa.
- Exista un camino desde el nodo N_i hacia otro nodo (N_{medio}), vinculado al arco A_{nuevo} :

$$N_{medio} = \text{OTRO_NODO}[A_{nuevo}, N_{nuevo}]$$

En resumen, se ejecutará sólo si :

- $N_{medio} \neq$ Indefinido
- $PRIMER_NODO [N_f, N_{medio}] \neq$ Desconocido
- $PRIMER_NODO [N_f, N_{nuevo}] =$ Desconocido
- $PRIMER_NODO [N_{nuevo}, N_f] =$ Desconocido

2) En la vista G_1 , por cada nodo N_i de la ruta desde el nodo N_f hasta el N_{medio} (incluyendo el propio N_f), se tratarán todos los arcos en contacto con los nodos N_i y N_{nuevo} :

$N_f \rightarrow N_i$;

hasta que $N_i = N_{medio}$,

repetir $N_{siguiente} \rightarrow N_i$

haciendo:

a) Establecer los valores de los sucesores $N_{siguiente}$ y $A_{siguiente}$,

según :

$$N_{siguiente} =$$

$= \{ PRIMER_NODO [N_i, N_{medio}], \text{ si } N_i \neq N_{medio}.$

$= \{ N_{nuevo}, \text{ en los demás casos.}$

$A_{siguiente} =$
 $= \{ \text{BUSCAR_ARCO}[N_1, N_{siguiente}], \text{ si } N_1 \neq N_{medio}.$
 $= \{ A_{nuevo}, \text{ en los demás casos.}$

b) En la vista G_1 asegurarse de que ningún otro arco más que A_{nuevo} se relaciona con el nodo N_{nuevo} :

$\forall A_j \in \{ \text{VINCULADO}[N_{nuevo}] \} :$

$\text{ESTADO_ARCO_EMISOR}[N_1, A_j] = (c)$

donde (c) podrá tomar los valores :

N_{medio} , si $A_j = A_{nuevo}$

N_{nuevo} , si $\text{ESTADO_ARCO_EMISOR}[N_1, A_j] = N_{nuevo}$.

N_{nuevo} , si $\text{ESTADO_ARCO_EMISOR}[N_1, A_j] = \text{Bidireccional}$

No usado, en los demás casos.

c) Realizar el mismo proceso en la vista G_{nueva} , de manera que esté asegurada la no existencia de arcos que se relacionen

con N_1 , a excepción del arco inverso de $A_{siguiente}$, que se extiende desde el nodo N_{nuevo} hasta N_1 :

$\forall A_j \in (VINCULADO[N_1]) :$

$ESTADO_ARCO_EMISOR[N_{nuevo}, A_j] = (d)$

donde (d) podrá tomar los valores :

$N_{siguiente}$, si $A_j = A_{siguiente}$

N_1 , si $ESTADO_ARCO_EMISOR[N_{nuevo}, A_j] = N_1$.

N_1 , si $ESTADO_ARCO_EMISOR[N_{nuevo}, A_j] = Bidireccional$.

No usado, en los demás casos.

d) Definir los caminos entre N_1 y N_{nuevo} en ambas vistas :

$PRIMER_NODO[N_1, N_{nuevo}] = N_{siguiente}$

$PRIMER_NODO[N_{nuevo}, N_1] = N_{medio}$

=====

El algoritmo 2 describe el marcado de todas las subrutinas que pueden llegar a definirse debido al crecimiento del árbol de encaminamiento en cada paso.

Como punto de partida, contamos con un nodo fuente N_f , el arco A_{nuevo} (que debería ser un enlace conveniente) y el nodo N_{nuevo} hacia el cual está dirigido el nuevo enlace. El final de conexión del árbol de encaminamiento se denominará N_{medio} .

El paso 1) de este algoritmo, puede considerarse una comprobación de la precondición, cuya finalidad es verificar que el crecimiento requerido es posible y adecuado. El resto de los pasos del algoritmo, hacen cumplir las restricciones de unicidad y reversibilidad.

Cada vista G_i , que corresponde a los nodos N_i , a lo largo de la ruta desde el nodo N_f hasta el denominado N_{nuevo} , es examinada, así mismo, en sentido inverso, asegurando de este modo que no exista ninguna ruta alternativa hacia N_{nuevo} dentro de G_i . Esto es posible, eliminando en G_i todos los arcos dirigidos que llegan al nodo N_{nuevo} . El mismo proceso se lleva a cabo para las rutas inversas : ningún arco podrá llegar a N_i en G_{nuevo} , más que dentro de la ruta de transmisión desde el nodo N_{nuevo} hasta el N_i .

Si se analiza el paso central 2)b), podrá apreciarse como todos los arcos dirigidos hacia N_{nuevo} en G , son eliminados. En este algoritmo ideado y presentado, dicha operación se realiza ajustando los valores contenidos en la matriz de : ESTADO_ARCO_EMITOR. Aquellas entradas de valores que aun no hayan sido modificadas, permanecerán aún marcadas como bidireccionales (ésto es, ninguno de los dos arcos dirigidos que representan al enlace se habrá eliminado).

Con el borrado de los arcos dirigidos hacia N_{nuevo} , el único arco restante será el arco que ya ha sido definido para el nodo N_{nuevo} . Las entradas que existan ya marcadas para el nodo N_{nuevo} permanecerán sin modificaciones. En cambio, aquellas entradas que además sean unidireccionales pasarán a ser : no utilizadas, lo cual significa que no se emplearán para el tráfico de mensajes desde ó hacia el nodo N_i . Esta última situación descrita aparece reflejada en la figura anterior (5.4 (b)). En ese caso, la ruta N7-N4 estaba extendida por el enlace N4-N2 hacia el nodo N2. Como una de las consecuencias de este hecho, el enlace N5-N2 pasaría de ser unidireccional a no utilizado.

(4) Algoritmo para la evaluación de las consecuencias del "Crecimiento" del árbol de caminos.

=====

ALGORITMO -3- : CONSECUENCIAS DEL CRECIMIENTO ARBORESCENTE.

=====

1) Revisar cada uno de los nodos, comenzando por aquellos incluidos en la Cola de Revisión, hasta que no quede ningún nodo más afectado y dicha cola esté vacía :

Hacer $\forall N_i \in \langle \text{Cola de Revisión} \rangle : \text{Revisar}[N_i]$;

$\forall N_i : \text{Revisar}[N_i]$;

} hasta que $\langle \text{Cola de Revisión} \rangle = \langle \rangle$;

Procedure Revisar[N_i]

(1) Por cada arco A_i vinculado a N_i :

$\forall A_i \in \{ \text{VINCULADO}[N_i] \}$:

(a) Llevar a cabo un análisis en profundidad de la región de G_i , bajo el enlace A_i . Por cada nodo N_n , se determinará si existe una, más de una ó ninguna ruta en G_i hacia N_n a través de A_i :

$\{ N_{f,A_f} \}$, denotará el conjunto de nodos no alcanzables en G_f a través de A_f .

$\{ M_{f,A_f} \}$, denotará el conjunto de nodos con múltiples rutas posibles en G_f a través de A_f .

$\langle N_{f,A_f} \rangle$, denotará el conjunto de nodos ordenados DA con un único camino de transmisión en G_f a través de A_f .

(b) En la vista G_n correspondiente a cada nodo N_n que no tenga rutas posibles a través de A_f , se borrará el sentido de A_f que se dirige al nodo N_f . Los arcos dirigidos a eliminar no serán utilizables en la vista G_n , según la restricción de reversibilidad :

$$\forall N_n \in \{N_f, A_f\} :$$

$$\text{ESTADO_ARCO_EMISOR}[N_n, A_f] = (-)$$

donde (-) podrá tomar los siguientes valores :

$$\# N_f, \text{ si } \text{ESTADO_ARCO_EMISOR}[N_n, A_f] = N_f.$$

N_f , si ESTADO_ARCO_EMITOR[N_n, A_f] = Bidireccional.

No usado, en los demás casos.

2) Construcción y procesamiento del conjunto de nodos que tienen definidos localmente rutas desde N_f . Este conjunto denominado $\{ RL_f \}$, será la diferencia simétrica de todos los conjuntos de rutas múltiples $\{ M_{f,A} \}$, construidos en el paso 1); ésto es un nodo pertenecerá a $\{ RL_f \}$ si y sólo si está exactamente en uno de los conjuntos $\{ M_{f,A} \}$, creados en el punto 1) anterior :

$$\forall N_n \in (RL_f \equiv \cup_j \{M_{f,A_j}\}) :$$

(a) Marcar en la matriz PRIMER_NODO el primer nodo de la ruta desde N_f hasta N_n :

$$(N_n \in \{M_{f,A_f}\}) \rightarrow (\text{PRIMER_NODO}[N_f, N_n] = \text{OTRO_NODO}[A_f, N_f])$$

(b) Asegurarse de que en la vista G_f , el enlace A_f que define la ruta desde N_f hasta N_n , es el único arco dirigido hacia N_f :

$$(N_n \in \{M_{f,A_f}\}) - \forall A_j \in \{VINCULADO[N_f]\} :$$

ESTADO_ARCO_EMISOR[N_n, A_j] = (-)

donde (-) podrá tomar los siguientes valores :

N_f , si $A_j \neq A_f$ y ESTADO_ARCO_EMISOR[N_n, A_j] = Bidireccional.

N_f , si $A_j \neq A_f$ y ESTADO_ARCO_EMISOR[N_n, A_j] = N_f .

OTRO_NODO[A_f, N_f], si $A_j = A_f$.

No usado, en los demás casos.

3) Construcción y proceso del conjunto de nodos ordenados DA que posean una única ruta desde N_f . Este conjunto ($\langle N_f \rangle$) será la diferencia simétrica de todos los conjuntos $\langle N_{f,A} \rangle$ creados en el punto primero :

$$\forall N_n \in \langle N_f \oplus \langle N_{f,A_j} \rangle \rangle :$$

(a) Se efectuará un crecimiento del árbol de encaminamiento existente desde el nodo N_f para incluir N_n . Dicho crecimiento utiliza el último arco A_n dentro de la ruta calculada hacia N_n :

(A_n =ULTIMO_EXTREMO_EN_RUTA[N_f, N_n])

-->CRECIMIENTO[N_f, A_n, N_n]

(b) Añadir N_n a la Cola de Revisión si no está ya en ella:

(N_n NO e <Cola de Revisión>)

--> (<Cola de Revisión>=<Cola de Revisión> !! N_n).

=====

Este último algoritmo, se basa en la necesidad de examinar cada vista del grafo, para determinar las consecuencias del crecimiento de un árbol de encaminamiento en cada paso, así como, el borrado de un extremo direccional en una vista puede afectar significativamente al encaminamiento en otra vista.

Este tercer y último algoritmo intenta encontrar las rutas local ó globalmente definidas, entre cada par de nodos cualesquiera. Cada nueva ruta encontrada, restringirá el conjunto total de caminos de transmisión, posiblemente convirtiendo una ruta indefinida en una bien definida.

El algoritmo generado, examina todas las vistas, ya que existen rutas nuevas definidas que afectan a la situación global del sistema. Cada vista G_i correspondiente a un nodo N_i dentro de una ruta nueva se verá afectado, con lo que, cada nodo N_i , se situará en una "cola de examen", en el

mismo orden en el que sea localizado. Las vistas G_i serán por lo tanto, examinadas en ese orden. Por cada nueva ruta descubierta en G_i , todos los nodos intermedios que no estén presentes en dicha cola, serán añadidos a la misma.

Cuando dicha cola esté vacía, se realizará un examen final de todas las vistas, para comprobar qué otras rutas han sido definidas. Si se encuentra un nuevo camino, se reiniciará el proceso. Este tiene garantizada su terminación, ya que sólo existirán N^2 rutas a localizar. La cola de examen podrá rellenarse hasta $O(N^2)$ veces, ya que cada examen realizado, puede llegar a revelar restricciones para la vista previamente analizada. Aunque no se ha encontrado, ningún valor límite máximo para el algoritmo referido, la cola se rellenará sólo $O(1)$ veces.

El procedimiento de búsqueda del algoritmo 3, hace uso de la característica de que todos los nodos intermedios precederán al nodo destino en la cola de examen, por lo que cuando llegue el momento de examinar el último nodo, todas las precondiciones definidas para el crecimiento de una ruta de transmisión, deberán aplicarse para dicho nodo.

El mantenimiento de la cola analizada, lo denominaremos genéricamente : Orden de Dependencia Arborescente u Orden DA. Este se describirá de la siguiente manera :

Se definirá $\langle N_{l,A} \rangle$ como un conjunto ordenado de nodos con la propiedad de que tan sólo exista una posible ruta en la vista G_l que utilice el enlace A para alcanzar cualquier nodo N_n en $\langle N_{l,A} \rangle$. Si $S_{l,A,n}$ es la secuencia de nodos que componen la ruta desde N_l hasta N_n a través del enlace A, se verificará que todos los nodos en $S_{l,A,n}$ deberán preceder a N_n en $\langle N_{l,A} \rangle$ para que éste sea DA. Formalmente:

$$\forall N_n \in \langle N_{l,A} \rangle : \\ (N_i \in S_{l,A,n}) \rightarrow ((N_i \in \langle N_{l,A} \rangle) \text{ y } (i < n)).$$

El algoritmo 3 presentado y descrito opera con una complejidad computacional de $O(NA^3)$, que puede reducirse hasta $O(NA^2)$ con diferentes estructuras de datos. El primer paso más interno del grafo no dirigido, tiene un coste básico de $O(A^2)$ y se repite una vez por cada nodo, por lo que una comprobación completa de la llamada Cola de Revisión, tendrá un costo asociado de $O(NA^2)$. En el presente trabajo sólo se utilizan las estructuras de datos más simples, por lo que la obtención de un extremo tendrá un costo de $O(A)$ en lugar del valor posible $O(1)$. Este se multiplicará por el número de veces que la cola de examen se rellene, cuyo valor resulta $O(1)$, para un coste total de $O(NA^3)$. Este coste es al menos razonable para redes de ordenadores de tamaño medio, incluso

cuando sean precisos tiempos de respuesta que permitan la ejecución de tareas de naturaleza interactiva.

CAPITULO VI

Conclusiones. Aportaciones
Mas Importantes.

VI.1 CONCLUSIONES Y APORTACIONES.

La presente memoria se encuentra dividida en cinco capítulos. En el capítulo I se estudian exhaustivamente las arquitecturas de los dispositivos inter-red y se efectúa un análisis comparativo, en el marco de los diferentes desarrollos actuales y normalizaciones más modernamente establecidas, determinando como conclusión de este capítulo, la calidad de servicio de dichos elementos, en base a la identificación previa de los parámetros fundamentales.

En el capítulo II se presenta, en primer término, un estudio detallado acerca de las cuestiones clave, para la interoperatividad de las dos soluciones de encaminamiento, que tienden a una mayor generalización e implantación, para entornos de redes de área local interconectadas.

Así mismo, siguiendo esta línea, se ha presentado como aportación propia, el diseño y especificación lógica de un módulo híbrido, de interconexión transparente, de bajo coste, para redes locales IEEE 802, capaz de comunicar dos o más redes de este tipo, optimizando recursos locales y globales de la red extendida resultante. El dispositivo diseñado es capaz de determinar el camino de transmisión más corto entre dos estaciones finales, que puedan pertenecer a grandes redes, formadas por múltiples topologías arbitrarias.

El principal objetivo en este caso, ha sido llevar a cabo un mejor uso de los recursos de la red global, ya que la selección dinámica de las rutas de transmisión diseñada, se basa en la distribución de la carga dentro de la red, sin necesidad de que exista un protocolo de diálogo específico, entre dispositivos especiales de interconexión. El presente diseño origina una entidad flexible, que no necesita de un proceso complejo de parametrización en su instalación y cuya implantación puede hacerse en base a componentes hardware comunes y a una lógica software, ampliamente descrita.

Se incluye su arquitectura y su modelización en bloques funcionales, aportándose así mismo, una serie de técnicas específicas, para la determinación y prevención de aquellas categorías de errores más significativas, desde el punto de vista de su operatividad:

- Errores de arranque y reinicialización.
- Errores debidos a la recepción simultánea de unidades de protocolo, iniciales, aún no registradas.
- Errores provocados por la generación de bucles indefinidos de mensajes, de tipo simple y doble.

A continuación, en el capítulo III se han desarrollado una serie de algoritmos de creación propia, para la mejora del encaminamiento en dispositivos de interconexión multi-red. Con ello, se pretende que este tipo de elementos

puedan trabajar de manera eficiente, en redes, en las que debido a su topología, de hecho existan o puedan existir bucles indefinidos de tramas.

Los algoritmos aportados en este capítulo, se han basado en un primer procedimiento referencial de encaminamiento adaptivo, siendo posible aplicar técnicas complejas de enrutamiento de la información, basadas en dispositivos inter-red, para el diseño de redes de área local, capaces de intercomunicarse y colaborar entre si.

Algunos de los objetivos logrados en este caso, que han sido ampliamente documentados, se basan en un alto grado de capacidad y fiabilidad de la red global, obteniendo importantes reducciones del tráfico de difusión, en base a una adecuada prevención y resolución de posibles situaciones de saturación. Todo ello, considerando la ventaja implícita, que supone la agrupación geográfica de ciertos colectivos de estaciones de red. Así mismo, se ha abordado la problemática de las comunicaciones simultáneas, entre más de dos estaciones de red. Esto permite dinámicamente al sistema de comunicaciones, adaptarse ante incorporaciones o abandonos, por parte de las estaciones involucradas en un diálogo multidestino. Como conclusión de dichos algoritmos, puede señalarse que son capaces de mejorar márgenes de velocidad establecidos por las diferentes tecnologías de transmisión, en base a reducciones muy significativas del tráfico global,

soportado por un sistema multi-red, al menos en lo concerniente a mensajes de establecimiento de conexiones extremo a extremo, mensajes multidestino, etc...

Por último hay que destacar de este capítulo, su naturaleza doblemente interesante e innovadora, ya que añade un nuevo componente a los sistemas de transmisión multi-red convencionales, como es la capacidad de adaptarse automáticamente, bajo ciertas restricciones, igualmente descritas, ante posibles cambios en la localización física de sus estaciones. Esto aporta un aspecto muy interesante de flexibilidad, fiabilidad, con bajo coste como factor crítico, en las tan comunes reestructuraciones de organizaciones, departamentos o edificios, todos ellos intercomunicados por medio de redes multisegmento.

Así mismo, en la última parte del capítulo III, se ha descrito el desarrollo y creación de un esquema jerárquico analítico, para el desarrollo de procedimientos, que optimicen el encaminamiento del tráfico en grandes redes de transmisión de datos. Con ello se obtiene un medio para manejar funciones con objetivos múltiples, tales como mejorar el nivel del tráfico, además de minimizar los retardos de transmisión de mensajes en la red. La importancia de tal procedimiento integrado, en el que los diseños de encaminamiento incorporan ciertos elementos esenciales del

control de flujo, alcanza una mayor dimensión en el contexto de las grandes redes multi-LAN.

Teniendo en cuenta los recientes avances de la investigación y desarrollo de elementos hardware de alta integración capaces de desarrollar, entre otros muchos, los algoritmos descritos en este capítulo, cada vez más la interconexión, intercomunicación e interoperatividad de redes locales individuales, es una alternativa aún más viable y deseable para las futuras redes de transmisión de datos.

En el capítulo IV, tras analizar las más recientes estrategias para el diseño de entornos de comunicación en redes de área local, se aborda como aportación un modelo de actuación detallado, que permita al diseñador de estructuras multi-red, seleccionar la mejor solución, que se adapte a las necesidades de una determinada instalación. En este sentido, se especifican los parámetros, características fundamentales y criterios de diseño, debidamente justificados, que deben considerarse para poder realizar eficientemente la toma de decisiones más adecuada, respecto al diseño e implantación de estructuras de redes locales extendidas.

Los objetivos alcanzados en este caso, han sido establecer una normativa en el entorno de la técnica del diseño de redes locales interconectadas, así como hacer posible el estudio de una determinada instalación de red,

tomando como punto de partida una serie de criterios fundamentales, que convenientemente considerados permitan construir soluciones y diseños satisfactorios, para cualquier aspecto particular del problema, así como para el problema considerado en su totalidad. La razón de todo ello, puesto que normalmente el planificador, de este tipo de estructuras de comunicación global, se desenvuelve en el terreno de lo abstracto, ha sido aportar bases sólidas que permitan, distintas combinaciones de recursos, que proporcionen soluciones idénticas al problema del diseño, pudiendo seleccionar la más adecuada, según criterios tales como tiempo de proceso necesario, facilidad de mantenimiento, costes asociados, etc ... Con ello se consigue una toma de decisiones estructurada, analítica, completa y flexible, en la que cada etapa constituye un paso adelante en la constitución de diseños robustos y eficaces.

Siguiendo con las directrices de diseño de estructuras multi-red, aportadas en este capítulo, se propone además, un modelo de red global que permite obtener analíticamente el tiempo medio de respuesta de un mensaje en la red, que podrá utilizarse como un criterio válido de optimización, en una amplia variedad de problemas de diseño topológico, un ejemplo del cual se ha analizado.

La ventaja más importante que presenta dicha modelización, según la cual la red global se convierte en una

red de colas cerrada, consiste en no modificar la organización que existe entre las estaciones, mientras que añade tan sólo, una unidad inter-red por cada segmento de red local interconectado.

Los sistemas de encaminamiento en entornos multi-red, basados en restricciones tales como unicidad y reversibilidad de la rutas de transmisión, como se ha analizado dentro del capítulo V, poseen en general la ventaja destacable de su simplicidad de proceso, pero el inconveniente de su relativamente complejo método de definición de los caminos de transmisión, dentro de una red global, labor ésta, que como se demuestra en la presente tesis, no es siempre intuitiva ni simple.

En este sentido, aunque han aparecido programas que realizan la generación automática de las rutas de comunicación entre nodos, en algunos ámbitos de red extendida, como es el caso de redes con arquitectura SNA, este tipo de herramientas software pueden no ser recomendables. Para el caso de redes de tamaño medio, el coste en el aprendizaje del modo de operación de este tipo de programas, puede superar con creces la dificultad asociada al número de nodos de la red real.

Motivado en parte por dicha situación, a lo largo del capítulo V, se ha definido y especificado un

procedimiento, basado en un conjunto de algoritmos, que aportan sencillez en la tarea de la definición de caminos de transmisión de información y permiten la toma de decisiones a la hora de escoger entre rutas alternativas equivalentes, o realizar la selección expresa de caminos, mientras se mantiene la consistencia y validez de las rutas.

Como conclusión a las aportaciones presentadas en el capítulo V, puede señalarse que aunque actualmente, se está trabajando intensamente a cerca de problemas en estructuras de comunicación en forma de árbol dirigido y de grafos no dirigidos, no puede decirse lo mismo sobre algoritmos aplicables a grafos dirigidos, quizás entre otras razones, debido a la imposibilidad de resolver linealmente problemáticas asociadas a los mismos. Es por ello por lo que los algoritmos de creación propia, descritos para la automatización del comportamiento de los sistemas ERA, pueden considerarse innovadores, en éste aún poco estudiado campo, de las comunicaciones en sistemas de transmisión multi-red.

A continuación, se recogen referencias y anotaciones bibliográficas, que además de haberse consultado en la elaboración de esta tesis, podrán utilizarse en futuras investigaciones ulteriores en este campo, como por ejemplo :

- El desarrollo de aplicaciones que impliquen relaciones

entre múltiples procesos a través de una conexión inter-red.

- La localización óptima de recursos en un entorno multi-distribuido.
- La evolución de la metodología de transferencia en redes de área local.

Los avances presentes y futuros en materia de tecnología hardware harán aumentar el rendimiento y prestaciones de los sistemas de interconexión de redes desarrollados, sin modificar su organización. Con tales incorporaciones se conseguirá reducir considerablemente los tiempos de respuesta, lo que conducirá a incrementar el espectro de futuras aplicaciones.

B I B L I O G R A F I A



- (ABRA 76) ABRAMS, M.D y otros : Measurement of Computer Communications Networks. NBS Tech. Note 908. Julio, 1976.
- (ABRA 73) ABRAMSOM, N. y KUO, F.: Computer-Communication Networks. Prentice-Hall, Englewood Cliffs, N.J., 1973.
- (AHO 74) AHO, A.V. y otros : The Design and Analysis of Computer Algorithms. Reading Mass.: Addison Wesley, 1974.
- (AHUJ 80) AHUJA, V.: "Determining deadlock exposure for a class of store and forward communication networks". IBM Research and Development. Vol. 24, Nº1. Enero, 1980, págs: 48-56.
- (ANCI 83) ANCILOTTI, P. y otros : "Lenguaje features for access control". IEEE Transaction on Software Engineering. Vol. SE-9. Enero, 1983, págs: 25-30.
- (BAKE 89) BAKER, J.: "Communications in turbo C : the transfer". Micro Syst. Nº102. Noviembre, 1989, págs: 201-204.
- (BALL 76) BALL, J.E. y otros : "RIG, Rochesteros intelligent gateway : system overview". IEEE Transaction on Software Engineering. Vol. SE-2. Diciembre, 1976, págs: 321-328.
- (BERN 88) BERNSTEIN, L. y otros : "Expert systems in network operations and management". IEEE Network Magazine. Vol.2, Nº5. Septiembre, 1988, págs: 1-5.
- (BERN 89) BERNSTEIN, L. y YUHAS, C.M.: "How technology shapes network management". IEEE Network Magazine. Vol. 3, Nº4. Julio, 1989, págs: 16-21.
- (BHAR 90) BHARDWAJ, V.: "Can fast packet switching give Ethernet new life?". Data Communications. Vol. 19, Nº10. Agosto, 1990, págs: 81-88.
- (BIAZ 81) BIAZEWICK, J. y BOVET, D.P.: Detection and Avoidance in Store and Forward Communication Networks, in Performance'81. Editor : F.J. Kylstra, North-Holland Publishing Company. 1981.

- (BIRK 88) BIRKWOOD, P.N. y otros : "Implementation of a distributed architecture for intelligent network operations". IEEE Journal on Selected Areas in Communications. Vol. 6, N°4. Mayo, 1988, págs: 697-705.
- (BITT 79) BITTMANN, P. y UNTERAUER, K.: "Models and algorithms for deadlock detection", in Operating Systems: Theory and Practice. Editor : D. Lanciaux, North-Holland Publishing Company. 1979, págs: 101-111.
- (BLAI 82) BLAIR, G.S. y SHEPHERD, W.D.: "Performance comparison of Ethernet and the Cambridge digital communication ring". Computer Networks. North-Holland. Vol. 10, N°6. 1982, págs: 105-113.
- (BOAR 85) BOAR, B.H.: Application Prototyping : A Project Management Perspective. American Management Association. New York, 1985.
- (BOGG 80) BOGGS, D. y otros : "PUP : and internetworking architecture". IEEE Transactions on Communications. Vol. COM-28, N°4. Abril, 1980.
- (BRAC 83) BRACKER, W.E.: "Surveying the protocol conversion vendors offerings". Data Communications. Vol.12. Agosto, 1983, págs: 89-101.
- (BROW 90) BROWN, C.: "Bridge uses source routing-transparent standard". Data Communications. Vol. 19, N°9. Julio, 1990, págs: 149-150.
- (BROY 89) BROY, M.: "Functional specification of communicating systems". Information Processing 89. 1989, págs: 851-856.
- (CHAN 79) CHANDY, K.M. y MISRA, J.: "Deadlock absence proofs of networks of communicating processes". Information Processing Letters. Vol. 9, N°4. Noviembre, 1979, págs: 185-189.
- (CHAN 82) CHANDY, K.M. y MISRA, J.: "A distributed algorithm for detecting resource deadlocks in distributed systems". Proc. ACM SIGACT-SIGOPS Symp. Principles of Distributed Computing. Agosto, 1982, págs: 157-164.

- (CHAN 83) CHANDY; K.M. y otros : "Distributed deadlock detection". ACM Transactions on Computer Systems. Vol. 1, N^o2. Mayo, 1983, págs: 144-156.
- (CHAN 85) CHANDY, K.M. y LAMPORT, L.: "Distributed snapshots : determining global states of distributed systems". ACM Transactions on Programming Languages and Systems. Vol. 3, N^o1. Febrero, 1985, págs: 63-75.
- (CHAS 72) CHASE, D.: "A class of algorithms for decoding block codes with channel measurement information". IEEE Transaction on Information Theory. Vol. IT-18. Enero, 1972, págs: 45-51.
- (CHEN 78) CHEN, L. y AVIZIENIS, A.: "N-version programming: a fault-tolerance approach to reliability of software operation", in Proc. 8th Int. Fault-Tolerance Comput. Symp. 1978, págs: 3-9.
- (CHES 83) CHESNAIS, A. y otros : "On the modelling of parallel access to shared data". Communications of the ACM. Vol. 26, N^o3. Marzo, 1983, págs: 196-202.
- (CHOI 85) CHOI, T.Y.: "Formal techniques for the specification, verification and construction of communication protocols". IEEE Communications Magazine. Vol. 23. Marzo, 1985, págs: 46-52.
- (CHU 69) CHU, W.: "Optimal file allocation in a multiple computer system". IEEE Transaction on Computer. Octubre, 1969.
- (CIES 89) CIESLAK, R. y otros : "The programmable network prototyping system". Computer. Vol. 22, N^o5. Mayo, 1989, págs: 67-76.
- (CLAR 78) CLARK, D.D. y otros : "An introduction to local area networks". Proceedings of IEEE. Vol. 66, N^o11. Noviembre, 1978, págs: 1497-1517.
- (COFF 73) COFFMAN, E.G. y DENNING, P.J.: Operating Systems Theory. Prentice-Hall, Englewood Cliffs, N.J., 1973.
- (COHE 86) COHEN, B.W. y otros : The Specification of Complex Systems. Reading, MA. Addison-Wesley. 1986.

- (COMM 88) COMMER, D.: Internetworking with TCP/IP : Principles, Protocols and Architecture. Prentice-Hall. 1988.
- (COUR 77) COURTOIS, P.J.: Decomposability-Queueing and computer systems applications. ACM Monograph Series. New York : Academic. 1977.
- (CUTT 88) CUTTS, G.: Structured System Analysis and Design Methodology. Van Nostrand Reinhold. New York, 1988.
- (CYPS 78) CYPSEY, R.J.: Communications Architecture for Distributed Systems. Addison-Wesley. 1978.
- (DALA 78) DALAL, Y.K.: "Reverse path forwarding of broadcast packets". Communications of the ACM. Vol. 21. Diciembre, 1978, págs: 1040-1047.
- (DAWI 72) DAWIES, D.W.: "The control of congestion in packet-switching networks". IEEE Transactions on Communications. Vol. COM-20, NQ3. Junio, 1972, págs: 546-550.
- (DAY 87) DAY, C. y otros : "Application of self-routing switches to LATA fiber optic networks". Proc. ISS'87. Marzo, 1987, págs: A7.3.1-A7.3.5.
- (DEMA 78) DEMARCO, T.: Strutured Analysis and System Specification. Yourdon Press. New York, 1978.
- (DEO 74) DEO, N.: Graph Theory with Applications to Engineering and Computer Science. Prentice-Hall, Englewood Cliffs, N.J., 1974.
- (DETR 83) DETREVILLE, J.D. y SINCOSKIE, W.D.: "A distributed experimental communications system". IEEE Journal on Selected Areas in Communications. Vol. SAC-1, NQ6. Diciembre, 1983, págs: 1070-1075.
- (DIJK 71) DIJKSTRA, E.W.: "Hierarchical ordering of sequential processes". Acta Informatica. Vol. 1, NQ2. Octubre 1971, págs: 115-138.
- (DIJK 83) DIJKSTRA, E.W. y otros : "Derivation of a termination detection algorithm for distributed computations". Information Processing Letters. Vol. 16, NQ5. Junio, 1983, págs: 217-219.

- (ESTR 87) ESTRIN, D.: "Controls for interorganization networks". IEEE Transactions on Software Engineering. Vol. SE-13, N^o2. 1987, págs: 249-261.
- (FORT 85) FORTIER, P.J.: Design and Analysis of Distributed Real-time Systems. McGraw-Hill. New York, 1985.
- (FRAN 80) FRANCEZ, N.: "Distributed termination". ACM Transactions on Programming Languages and Systems. Vol. 2, N^o1. Enero, 1980, págs: 42-55.
- (GEIS 83) GEISBERGER, J. y REISER, A.: Sperrprotokolle für Transaktionen mit Prioritten. Technische Universität München, interner Bericht, TUM-18304. Febrero, 1983.
- (GELE 82) GELERNTER, D. y BERNSTEIN, A.J.: "Distributed communication via global buffer". Proc. 1st ACM Symp. Principles of Distributed Computing. Agosto, 1982, págs: 10-18.
- (GOUD 81) GOUDA, M.: Distributed State Exploration for Protocol Validation. Tech. Rep. TR-185, Dept. of Computer Sciences, Univ. of Texas, Austin. Texas, 1981.
- (GOUD 84) GOUDA, M.G. y YU, Y.: "Synthesis of communicating finite-state machines with guaranteed progress". IEEE Transactions on Communications. Vol. COM-32, N^o7. Julio, 1984, págs: 779-788.
- (GOUD 85) GOUDA, M.G. y ROSIER, L.E.: "Priority networks of communicating finite state machines". SIAM Journal of Comput. Vol. 14, N^o3. Agosto, 1985, págs: 569-584.
- (GREE 86) GREEN, P.E.: "Protocol conversion". IEEE Transactions on Communications. Vol. COM-34, N^o3. Marzo, 1986, págs: 257-268.
- (HABA 90) HABAN, D. y WYBRANIETZ, D.: "A hybrid monitor for behavior and performance analysis of distributed systems". IEEE Transactions on Software Engineering. Vol. 16, N^o2. Febrero, 1990, págs: 197-211.

- (HART 85) HART, J.H.: "Bridges smooth troubled waters for wide-area networking". Data Communications. Vol. 14, NQ3. Marzo, 1985, págs: 209-220.
- (HAUS 85) HAUSCHILD, D. y VALK, R.: "Safe states in banker like resource allocation problems". Lecture Notes in Computer Science 222, Advances in Petri Nets. 1985, págs: 253-277.
- (HAUZ 86) HAUZEUR, B.M.: "A model for naming addressing and routing". ACM Transactions of Office Information Systems. Vol.4, NQ4. 1986, págs: 293-311.
- (HEAT 88) HEATH, J.R.: "Analysis of gateway congestion in interconnected high speed local networks". IEEE Transactions on Communications. Vol. COM-36, NQ8. Agosto, 1988, págs: 154-162.
- (HIND 82) HINDEN, R. y SHELTZER, A.: The DARPA internet gateway. RFC 823, Bolt Beranek and Newman Inc. Cambridge, Mass. Septiembre, 1982.
- (HIND 83) HINDEN, R. y otros : "The DARPA internet : interconnecting heterogeneous computer networks with gateways". IEEE Computer Magazine. Vol. 16. Septiembre, 1983, págs: 38-48.
- (HIND 90) HINDING, E.M.: "Putting token ring PCs on coax". Data Communications. Vol. 19, NQ5. Abril, 1990, págs: 142-144.
- (HOLZ 82) HOLZMANN, G.J.: "A theory of protocol validation". IEEE Transactions on Computers. Vol. C-13, NQ8. Agosto, 1982, págs: 730-738.
- (HOLZ 84) HOLZMANN, G.J.: "The Pandora system : an interactive system for the design of data communication". Computer Networks. North-Holland. Vol. 8, NQ2. Abril, 1984, págs: 71-79.
- (HOWD 89) HOWDEN, N.: "Local area network management : an unresolved issue". Microcomputers for Information Management. Vol. 6, NQ4. Diciembre, 1989, págs: 281-291.
- (IBBE 89) IBBETSON, A.L. y otros : "Ten years of local area networking in a university context". Information Processing 89. 1989, págs: 461-466.

- (JAIN 86) JAIN R. y ROUTHIER S.A.: "Packet trains-measurements and a new model for computer network traffic". IEEE Journal on Select Areas in Communications. Vol. SAC-4. Septiembre, 1986, págs: 986-995.
- (JANS 87) JANSON, P.A. y COCKBURN, A.: "An internetworking architecture for Netbios LAN's". IEEE Journal on Selected Areas in Communications. Vol. 5, Nº9. 1987, págs: 1471-1479.
- (KARV 86) KARVELAS, D. y LEON-GARCIA, A.: "Performance of integrated packet voice/data token-passing rings". IEEE Journal on Selected Areas in Communications. Vol. SAC-4, Nº6. 1986, págs: 823-832.
- (KEMM 85) KEMMERER, R.A.: "Testing formal specifications to detect design errors". IEEE Transactions on Software Engineering. Vol. SE-11, Nº1. Enero, 1985, págs: 32-43.
- (KLEI 75) KLEINROCK, L.: Queueing Systems v.1. Theory. J. Wiley. New York, 1975.
- (KLEI 76) KLEINROCK, L.: Queueing Systems v.2. Computer Applications. J. Wiley. New York, 1976.
- (KLEI 76) KLEINROCK, L. y KAMOUN, F.: "Data communications through large packet switching network". Proc. ICC. Toronto, 1976.
- (KLEI 77) KLEINROCK, L. y KAMOUN, F.: "Hierarchical routing for large networks. Performance evaluation and optimization". Computer Networks. Vol. 1, Nº3. 1977, págs: 155-174.
- (KLOV 78) KLOVSKI, D. y NIKOLAEV, B.: Sequential Transmission of Digital Information in the Presence of Intersymbol Interference. Mir., Moscow, 1978.
- (KOHL 81) KOHLER, W.H.: "A survey of techniques for synchronization and recovery in decentralized computer systems". Computing Surveys. Vol. 13, Nº2. Junio, 1981, págs: 149-183.
- (KRIS 90) KRISHNAMOORTHY, V. y otros : "Incremental distance and diameter sequences of a graph: new measures of network performance". IEEE Transactions on Computers. Vol. 39, Nº2. Febrero 1990, págs: 230-237.

- (KUNG 89) KUNG, C.H.: "Conceptual modeling in the context of software development". IEEE Transactions on Software Engineering. Vol. 15, Nº10. Octubre, 1989, págs: 1176-1187.
- (LAI 82) LAI, W.S.: "Protocol traps in computer networks. A catalog". IEEE Transactions on Communications. Vol. COM-30, Nº6. Junio, 1982, págs: 1434-1449.
- (LAMP 78) LAMPORT, L.: "Time, clocks, and the ordering of events in a distributed system". Commun. Ass. Comput. Mach. Vol. 21, Nº7. Julio, 1978, págs: 558-565.
- (LAND 86) LANDWEBER, L.H. y otros : "Research computer networks and their interconnection". IEEE Communications Magazine. Vol. 24. Junio, 1986, págs: 5-17.
- (LAYL 90) LAYLAND, R.: "Gridlock alert : source routing". Network World. Vol. 7, Nº46. Noviembre, 1990, págs: 42-49.
- (LAYU 90) LAYUAN, L.: "Formal description and verification of a transport protocol for local networks". Journal of Computer Science & Technology. Vol. 5, Nº1. 1990, págs: 64-70.
- (LIPP 90) LIPIS, N.: "Linking LANs and WANs with T3". Data Communications. Vol. 19, Nº9. Julio, 1990, págs: 37-39.
- (MAIR 89) MAIRE, R.: "New ideas needed for global networking". Data Communications. Vol. 18, Nº16. Diciembre, 1989, págs: 15-17.
- (MALA 90) MALAMUD, C.: "Novell's gateway to nowhere". Data Communications International. Agosto, 1990, págs: 29-30.
- (MAO 80) MAO, T.W. y YEH, R.: "Communication port: A language concept for concurrent programming". IEEE Transaction on Software Engineering. Vol. SE-6. Marzo, 1980, págs: 194-204.
- (MARU 83) MARUYAMA, K.: "Defining routing tables for SNA networks". IBM Systems Journal. Vol. 22, Nº4. 1983, págs: 435-449.
- (MAYN 82) MAYNARD, M.A.: DECNET-Digital Network Architecture (phase IV)-General Description. DEC. Mayo, 1982, AA-N149A-TC.

- (MAZZ 90) MAZZAFERRO, J.F.: "An overview of FDDI". Journal Data & Computer Communications. Vol. 3, Nº1. Verano, 1990, págs: 15-27.
- (McGA 74) MCGARBY, T.P.: Stochastic Systems and State Estimation. J. Wiley. New York, 1974.
- (MEDE 88) MEDELL, M.E.: A Professional's Guide to Systems Analysis. McGraw-Hill. New York, 1988.
- (METC 76) METCALFE, R.M. y BOGGS, D.R.: "Ethernet : distributed packet switching for local computer networks". Communications of the ACM. Vol. 19, Nº7. Julio, 1976, págs: 395-404.
- (MISR 82) MISRA, J. y CHANDY, K.M.: "A distributed graph algorithm: knot detection". ACM Transactions on Programming Languages and Systems. Vol. 4, Nº4. Octubre, 1982, págs: 678-686.
- (NAGL 84) NAGLE, J.: "Congestion control in IP/TCP internetworks". Computer Communications Review. Vol. 14. Octubre, 1984, págs: 11-17.
- (NAJJ 90) NAJJAR, W. y GAUDIOT, H.L.: "Network resilience: a measure of network fault tolerance". IEEE Transactions on Computers. Vol. 39, Nº2. Febrero, 1990, págs: 174-181.
- (NATA 86) NATARAJAN, N.: "A distributed scheme for detecting communication deadlocks". IEEE Transactions on Software Engineering. Vol. SE-12, Nº4. Abril, 1986, págs: 531-537.
- (NILL 71) NILLSON N.J.: Problem solving methods in artificial intelligence. McGraw-Hill. New York, 1971.
- (PAUL 85) PAUL, M. y SIEGERT, H.J.: Distributed Systems: Methods and Tools for Specification. An Advanced Course. Springer Verlag. New York, 1985.
- (PITT 87) PITT, D.A. y WINKLER, J.L.: "Table-free bridging". IEEE Journal on Selected Areas in Communications. Vol. SAC-5. Diciembre, 1987, págs: 1454-1462.
- (POST 80) POSTEL, J.B.: "Internetwork protocol approaches". IEEE Transactions on Communications. Vol. COM-28, Nº4. Abril, 1980, págs: 604-611.

- (POST 89) POSTEL, J.B.: "Computer network interconnection". Information Processing 89. 1989, págs: 659-660.
- (RAMA 90) RAMARAO, K.V.S.: "Efficient fault-tolerant broadcasts". Journal Systems & Software. Vol. 11, NQ2. Febrero, 1990, págs: 131-141.
- (RICA 79) RICART, G. y AGRAWALA, A.K.: Performance of a distributed network mutual exclusion algorithm. Tech. Rept. TR-774, Dept. Comptr. Sci. Univ. of Maryland, College Park, Md. Marzo, 1979.
- (RICE 90) RICE, R.E.: "Computer-mediated communication system network data : theoretical concerns and empirical examples". Int. J. Man-Machine Studies. Vol 32, NQ6. Junio, 1990, págs: 627-647.
- (RÖNN 90) RÖNN, S. y SAIKKONEN, H.: "Distributed termination detection with counters". Information Processing Letters. Vol. 34, NQ5. Mayo, 1990, págs: 223-227.
- (ROSS 86) ROSS, F.E.: "FDDI - a tutorial". IEEE Communications Magazine. Vol. 24, NQ5. 1986, págs: 10-17.
- (RUDI 76) RUDIN, H.: "An introduction to flow control". Proc. ICC. Toronto, 1976.
- (SAGE 72) SAGE, A.P. y MELSA, J.S.: Estimation Theory with Application to Communication and Control. McGraw-Hill. New York, 1972.
- (SAGE 77) SAGE, A.P. y WHITE, C.W.: Optimum System Control. Prentice-Hall. New York, 1977. 2ª ed.
- (SAHI 88) SAHIN, V.: "Telecommunications management network (TMN) architecture and interworking designs". IEEE Transactions on Selected Areas in Communications. Vol. 6, NQ5. Mayo, 1988, págs: 685-696.
- (SAJK 85) SAJKOWSKI, M.: "Protocol verification techniques: status quo and perspectives", in Protocol Specification, Testing and Verification. Editores : Y. Yemini, R. Storm and S. Yemini, North Holland Pub. Comp. 1985, págs: 697-720.

- (SAMO 74) SAMOYLENKO, S.I.: "Man-computer problem solving in computer communications networks". Proc. of the Second International Conference on Computer Communications. Stockholm, 1974.
- (SANT 88) SANTANA, M.J. y otros : "Fast bridge for efficient LAN-LAN coupling". IEEE Proceedings. Vol. 135, Nº5. Septiembre, 1988, págs: 273-277.
- (SCHN 83) SCHNEIDEWIND, N.: "Interconnecting local networks to long-distance networks". IEEE Computer Magazine. Vol. 16. Septiembre, 1983, págs: 15-24.
- (SEDG 84) SEDGEWICK, R.: Algorithms. Addison-Wesley, Reading. MA, 1984.
- (SHEE 88) SHEEHAN, J.R.: "Network operations and management of data networks : the challenge of complexity". Rec. IEEE 1988 Network Operations and Management Symposium. 1988.
- (SHEL 82) SHELTZER, A. y HINDEN, R.: "Connecting different types of network with gateways". Data Communications. Vol. 11, Nº8. Agosto, 1982, págs: 111-121.
- (SHEM 87) SHEMER, I.: "Systems Analysis : a systematic analysis of a conceptual model". Communications of the ACM. Vol. 30, Nº6. Junio, 1987, págs: 506-512.
- (SHEN 83) SHEN, J.P. y SCHUETTE, M.A.: "On-line monitoring using signed instruction streams", in Proc. 13th Int. Test Conf. Octubre, 1983, págs: 275-282.
- (SHEP 82) SHEPHERD, W.D. y otros : "Comparison of an Ethernet-like communication system with the Cambridge ring". IEEE Proceedings. Vol. 129, Nº4. 1982, págs: 147-154.
- (SHER 83) SHERMAN, M. y RUDIN, H.: "Using automated validation techniques to detect lockups in packet-switched networks". IEEE Transactions on Software Engineering. Vol. COM-30, Nº7. Julio, 1983, págs: 1762-1767.

- (SHOC 78) SHOCH, J.F.: "Inter-network naming addressing and routing". Proc. 17th IEEE Computer Society International Conference. Septiembre, 1978, págs: 72-79.
- (SPEC 82) SPECTOR, A.: "Performing remote operations efficiently on a local computer network". Communications of the ACM. Vol. 24. Abril, 1982, págs: 246-259.
- (STAL 84) STALLINGS, W.: "Local networks". Comput. Surveys. Vol. 17, Nº1. 1984, págs: 3-41.
- (SPIE 84) SPIEGELHALTER, B.: "The implementation of a LAN gateway to an X.25 public network". ICCC. 1984, págs: 710-715.
- (STRO 87) STROLE, N.C.: "The IBM token-ring network. A functional overview". IEEE Network Magazine. Vol. 1. Enero, 1987, págs: 23-30.
- (SUNS 77) SUNSHINE, C.A.: "Source routing in computer networks". ACM Computer Communications Review. Vol. 7, Nº1. Enero, 1977, págs: 29-33.
- (SUNS 78) SUNSHINE, C.A.: "Current trends in computer network interconnection" in Proc. EUROCOMP'78. Online Conferences Ltd. Uxbridge, England. 1978, págs: 465-480.
- (SUNS 85) SUNSHINE, C.A. y ENNIS, G.: "Broad-band personal computer LAN's". IEEE Journal on Selected Areas in Communications. Vol. SAC-3. Mayo, 1985, págs: 408-415.
- (SUNS 89) SUNSHINE, C.A.: "Network interconnection and gateways". Information Processing 89. 1989, págs: 651-658.
- (TANE 81) TANENBAUM, A.S.: Computer Networks. Prentice-Hall, Englewood Cliffs, N.J., 1981.
- (TAYL 90) TAYLOR, J.M.: "Cooperative computing and control". IEEE Proceedings. Vol. 137, Nº1. Enero, 1990, págs: 1-16.
- (THIE 90) THIELE, E.: "Source routing addresses token net bridging needs". Network World. Vol. 7, Nº14. Abril, 1990, págs: 1, 32-33, 49-50.

- (TILL 90) TILLMAN, M.A. y YEN, D.: "SNA and OSI: three strategies for interconnection". Communications of the ACM. Vol. 33, Nº2. Febrero, 1990, págs: 214-224.
- (TURN 86) TURNER, J.S.: "New directions in communications (or which way to the information age)". IEEE Communications Magazine. Vol. 24, Nº10. Octubre, 1986, págs: 8-15.
- (VOYD 80) VOYDOCK, V.: Features on Network Interprocess Communication Protocols. BBN Rep. 4489. Septiembre 1980.
- (WAKE 78) WAKERLY, J.: Error Detecting Codes. Self-Checking Circuits and Applications. North-Holland. Amsterdam, The Netherlands, 1978.
- (WALD 72) WALDEN, D.C.: "A system for interprocess communication in a resource sharing computer network". Communications of the ACM. Vol. 15. Abril, 1972, págs: 221-230.
- (WECK 80) WECKER, S.: "DNA: The digital network architecture". IEEE Transactions on Communications. Vol. 28, Nº4. 1980, págs: 510-526.
- (WEIS 90) WEISS, J.: "LAN/WAN internetworking". Telecommunications (North American Edition). Vol. 24, Nº7. Julio, 1990, págs: 57-61.
- (WELZ 89) WELZEL, T. y otros : "Performance comparison of bridges and MAC protocols for high speed backbone networks". Information Processing 89. 1989, págs: 639-644.
- (WEXL 89) WEXLER, J.M.: "Finding a brouter that does it all". Computerworld. Vol. 23, Nº39. Setiembre, 1989, págs: 53.
- (YAU 80) YAU, S.S. y CHEN, F.C.: "An approach to concurrent control flow checking". IEEE Transactions on Software Engineering. Vol. SE-6. Marzo, 1980, págs: 126-137.
- (ZITS 90) ZITSEN, W.: "Metropolitan area networks : taking LANs into the public network". Telecommunications (International Edition). Vol. 24, Nº6. Junio, 1990, págs: 53-60.