

01170

2  
2ej

ENFOQUE INTEGRAL AL ANALISIS DE DISEÑO DE REDES DE  
AREA LOCAL QUE UTILIZAN PROGRAMADO TIPO E-10

JOSE S. CORTES

TESIS

PRESENTADA A LA DIVISION DE ESTUDIOS  
POSGRADO DE LA

FACULTAD DE INGENIERIA  
DE LA

UNIVERSIDAD NACIONAL AUTONOMA DE MEXICO

COMO REQUISITO PARA OBTENER

EL GRADO DE

MAESTRO EN INGENIERIA

( ELECTRICA )

TESIS CON  
FALLA DE ORIGEN

CIUDAD UNIVERSITARIA

MARZO DE 1990



## **UNAM – Dirección General de Bibliotecas Tesis Digitales Restricciones de uso**

### **DERECHOS RESERVADOS © PROHIBIDA SU REPRODUCCIÓN TOTAL O PARCIAL**

Todo el material contenido en esta tesis está protegido por la Ley Federal del Derecho de Autor (LFDA) de los Estados Unidos Mexicanos (México).

El uso de imágenes, fragmentos de videos, y demás material que sea objeto de protección de los derechos de autor, será exclusivamente para fines educativos e informativos y deberá citar la fuente donde la obtuvo mencionando el autor o autores. Cualquier uso distinto como el lucro, reproducción, edición o modificación, será perseguido y sancionado por el respectivo titular de los Derechos de Autor.

## INDICE

|   | Página |
|---|--------|
| ANTECEDENTES  | 4      |
| RESUMEN   | 6      |
| <br>  |        |
| CAPITULO  |        |
| <br>  |        |
| 1. INTRODUCCION   | 7      |
| <br>  |        |
| 2. REDES DE COMPUTADORAS                                      |        |
| <br>  |        |
| 2.1. Conceptos generales. El modelo OSI.<br>El estándar IEEE. | 10     |
| 2.2. Redes de área local ( LAN ).                             | 15     |
| 2.3. La especificación IEEE 802.3: Ethernet.                  | 20     |
| 2.4. Estudio del desempeño.                                   | 30     |
| <br>  |        |
| 3. PRESENTACION DEL PROBLEMA                                  |        |
| <br>  |        |
| 3.1. Las redes reales y los modelos teóricos.                 | 38     |
| 3.2. Sistema operativo de la red.                             | 48     |
| 3.3. La red de Digital Data SA de CV ( RDD ).                 | 53     |
| 3.4. Exposición de un caso real.                              | 58     |
| <br>  |        |
| 4. ANALISIS DE LA RDD SEGUN EL METODO CONVENCIONAL            |        |
| <br>  |        |
| 4.1. Modelo matemático.                                       | 60     |
| 4.2. Estudio de la eficiencia y del retardo.                  | 67     |
| 4.3. Suposiciones respecto al sistema operativo<br>de la RDD. | 72     |
| 4.4. Mediciones en una RDD.                                   | 75     |
| <br>  |        |
| 5. ANALISIS DE LA RDD SEGUN UN MODELO INTEGRAL                |        |
| <br>  |        |
| 5.1. Exposición del modelo integral.                          | 79     |
| 5.2. Justificación de la simulación.                          | 85     |

|  | Página |
|--|--------|
| 5.3. Evaluación, por simulación, del desempeño de<br>la RDD. Gráficas de eficiencia y retardo. | 90     |
| CONCLUSIONES   | 94     |
| APENDICE A   | 101    |
| APENDICE B   | 108    |
| REFERENCIAS BIBLIOGRAFICAS   | 112    |

## ANTECEDENTES

La empresa Digital Data SA de CV, de Ensenada BCN, solicitó al Centro de Tecnología Electrónica e Informática ( CETEI ) un estudio para la realización de un puente de comunicación entre redes de Área local, RDD, fabricadas por dicha empresa.

El CETEI contrató el mencionado estudio al autor de este trabajo de Tesis.

Los citados puentes, o conmutadores, permitirían la interconexión entre varias RDD; se creía que la utilización de estos dispositivos permitiría mejorar el desempeño de cada sub-red, compuesta por 4 ó 5 estaciones de trabajo, y del sistema general -varias sub-redes conectadas entre si-.

La necesidad de los puentes surgió a partir de la existencia de reportes que indican una degradación ( aumento apreciable del retardo ) en el desempeño de la RDD cuando se aumenta el número de PC's - estaciones de trabajo - conectadas en red.

La introducción de los puentes inter-red se planteó como una solución al problema de la degradación del sistema; se suponía que, si se agrupan varias estaciones de trabajo en sub-redes donde el tráfico es intenso y, a través de los puentes a diseñar, se conecta a estas sub-redes con otras hacia y desde donde el tráfico es pequeño, se podría mejorar el desempeño global del sistema.

Durante la realización del trabajo surgieron una serie de aspectos que nos condujeron a cambiar el objeto original del estudio.

Así, se consideró que la utilización del puente no mejoraría el desempeño de la RDD y que su retardo "apreciable" no es motivado por el protocolo empleado, ni por la duplicación del número de estaciones conectadas en red.

El objeto de estudio cambió de tal forma que se consideró pertinente plantearlo como un tema de Tesis de Maestría. Dicho tema es el título del presente trabajo.

Deseo agradecer al CETEI y a la OEPMI de la UNAM el apoyo y las facilidades que me brindaron para la realización de este trabajo.

## RESUMEN

Se presenta un enfoque integral para el estudio de redes de área local ( LAN ) que utilizan protocolos similares al Ethernet, definido por la norma IEEE 802.3.

Se trata de un enfoque integral porque en él se consideran la mayoría de los parámetros asociados al funcionamiento real de una red que utiliza el protocolo CSMA / CD.

En la literatura se considera, casi exclusivamente, el estudio del protocolo. No se ocupan de estudiar el sistema operativo de la red, ni se hacen consideraciones acerca de las características de los equipos conectados entre sí o de la naturaleza de la información que se transmite por la red..

El desempeño de la red, particularmente en lo referente al retardo, se ven afectados de manera muy importante por aquellos factores.

La complejidad del modelo resultante de este enfoque integral nos llevó a utilizar la simulación como la forma para analizar el sistema y obtener así una serie de resultados y conclusiones.

El programa utilizado para la simulación permite la variación de los parámetros que, según nuestro criterio, determinan el desempeño de la red.

INTRODUCCION

El estudio del desempeño de las redes de Area local ( LAN ) ha dado tema a innumerables articulos y libros. En ellos se muestra la relación entre el retardo y el tráfico, referido este último como utilización del canal. Esta característica es la más relevante desde el punto de vista del usuario, no así desde el enfoque del diseñador o del instalador del sistema.

Independientemente del protocolo empleado o de la topología de la red local, se trata de hacer mínimo el retardo en la comunicación entre dos recursos existentes en la red, sean éstos estaciones o impresoras, y de hacer máxima la utilización del canal.

Los estudios referidos se ocupan, casi exclusivamente, del análisis del retardo a nivel de la capa física y de la capa de enlace ( capas 1 y 2 ), del modelo OSI.

Bajo este esquema de análisis se considera al retardo como el tiempo transcurrido entre el momento del arribo del paquete a la red - el flanco de subida del primer bit presente en la red - y el instante en que se produce el flanco de bajada del último bit de la secuencia recibida.

En los referidos estudios se dejan de lado una serie de cuestiones:

1. el paquete es, en general, un archivo;
2. este archivo debe ser movido desde un dispositivo de almacenamiento masivo ( disco ) hasta la memoria de la PC;
3. la información debe ser procesada ( paquetizada ) antes de ser puesta en el medio físico de comunicación utilizado por la red local;
4. una serie de funciones que deberán realizar el emisor y el receptor del archivo.



## RESUMEN

Se presenta un enfoque integral para el estudio de redes de área local ( LAN ) que utilizan protocolos similares al Ethernet, definido por la norma IEEE 802.3.

Se trata de un enfoque integral porque en él se consideran la mayoría de los parámetros asociados al funcionamiento real de una red que utiliza el protocolo CSMA / CD.

En la literatura se considera, casi exclusivamente, el estudio del protocolo. No se ocupan de estudiar el sistema operativo de la red, ni se hacen consideraciones acerca de las características de los equipos conectados entre sí o de la naturaleza de la información que se transmite por la red..

El desempeño de la red, particularmente en lo referente al retardo, se ven afectados de manera muy importante por aquellos factores.

La complejidad del modelo resultante de este enfoque integral nos llevó a utilizar la simulación como la forma para analizar el sistema y obtener así una serie de resultados y conclusiones.

El programa utilizado para la simulación permite la variación de los parámetros que, según nuestro criterio, determinan el desempeño de la red.

## OBJETO

### INTRODUCCION

El estudio del desempeño de las redes de Area local ( LAN ) ha dado tema a innumerables articulos y libros. En ellos se muestra la relación entre el retardo y el tráfico, referido este último como utilización del canal. Esta característica es la más relevante desde el punto de vista del usuario, no así desde el enfoque del diseñador o del instalador del sistema.

Independientemente del protocolo empleado o de la topología de la red local, se trata de hacer mínimo el retardo en la comunicación entre dos recursos existentes en la red, sean éstos estaciones o impresoras, y de hacer máxima la utilización del canal.

Los estudios referidos se ocupan, casi exclusivamente, del análisis del retardo a nivel de la capa física y de la capa de enlace ( capas 1 y 2 ), del modelo OSI.

Bajo este esquema de análisis se considera al retardo como el tiempo transcurrido entre el momento del arribo del paquete a la red - el flanco de subida del primer bit presente en la red - y el instante en que se produce el flanco de bajada del último bit de la secuencia recibida.

En los referidos estudios se dejan de lado una serie de cuestiones:

1. el paquete es, en general, un archivo;
2. este archivo debe ser movido desde un dispositivo de almacenamiento masivo ( disco ) hasta la memoria de la PC;
3. la información debe ser procesada ( paquetizada ) antes de ser puesta en el medio físico de comunicación utilizado por la red local;
4. una serie de funciones que deberán realizar el emisor y el receptor del archivo.

funciones citadas y otras más las realiza el sistema operativo y red.

El valor del retardo "real" al transferir un archivo de una máquina a otra no tiene nada que ver con lo que se encuentra en la literatura. En ésta se citan tiempos que no exceden, inclusive en condiciones de tráfico intenso, los 100 ms.

En la práctica el retardo llega a ser 100, 200, o más veces ese valor.

El planteamiento de un enfoque integral pretende corregir, de alguna manera, esta discrepancia; por un lado la teoría reporta resultados que no serían apreciados por el usuario del sistema; por el otro lado la práctica cotidiana en redes de área local indica que el retardo es un factor que se debe considerar muy seriamente.

La cantidad de parámetros a tomar en cuenta nos obligaron a utilizar la simulación como una herramienta de estudio capaz de darnos elementos de comprensión del desempeño real de una red.

El estudio se centró en redes locales que utilizan el protocolo Ethernet por ser éstas las de mayor aceptación en el mercado, en los sistemas de acceso aleatorio a un canal de comunicación común, y porque la RDD utiliza un protocolo muy similar al Ethernet.

En el capítulo 2 se da un panorama general acerca de las redes de computadoras y de las redes locales. Se estudia la forma en que el modelo OSI se relaciona con estas últimas.

Se describe la operación del protocolo Ethernet, se dan una serie de elementos tales que permiten estudiar el desempeño de redes locales de este tipo.

En particular se analiza el estudio de la eficiencia (en la literatura en inglés referida como "throughput") o utilización del canal y del retardo de los mensajes en la red.

El capítulo 3 se ocupa de comparar los modelos de estudio (algunos de ellos usados en el punto 2.4) y la operación real de

una red. Se da una descripción de los sistemas operativos de la redes locales.

Se expone el funcionamiento de la red Digital Data ( RDD ) en lo referente a su protocolo .

Al final de este capítulo se muestra un ejemplo tomado de la literatura donde se avala parte de lo expuesto en 3.1 y 3.2.

El análisis de la RDD según un cierto modelo matemático tomado de la literatura se desarrolla en el capítulo 4. Se obtienen las curvas de retardo vs. tráfico en el canal y las curvas de eficiencia vs. tráfico en el canal. Se exponen una serie de suposiciones acerca del sistema operativo de la RDD, basadas en la literatura consultada y en el conocimiento parcial del funcionamiento de la RDD.

En la parte final de este capítulo se ofrece el reporte de una serie de mediciones efectuadas en una RDD compuesta por un "server" y dos estaciones de trabajo.

En el capítulo 5 se expone el llamado modelo integral y se ofrece la justificación de la simulación realizada.

Se muestran las gráficas, producto de la simulación: retardo, eficiencia y número de reintentos de transmisión vs. arribos al canal por estación y por segundo. La simulación se realiza variando algunos parámetros del modelo integral planteado.

En el capítulo 6 se dan las conclusiones del trabajo. Se compara el desempeño de la red ( evaluado por simulación ) con diferentes parámetros y alternativas en los sistemas operativos.

Se sugieren criterios para un mejor desempeño de la redes de área local que utilicen protocolos similares al Ethernet.

En el apéndice A se muestran los programas creados para la simulación y el cálculo de las probabilidades  $P(I,J)$ ; se dan los diagramas de bloques y los listados.

En el apéndice B se reproducen una serie de curvas tomadas de la literatura consultada y citada a lo largo del trabajo.

## CAPITULO 2

### RECES DE COMPUTADORAS

#### 2.1. Conceptos generales: el modelo GSI.

##### 2.1.1. La historia reciente.

La aparición y difusión de las microcomputadoras, a principios de la década de los 80, ayudó a resolver una serie de problemas que la operación de las minicomputadoras ( "mainframes" ) planteaba.

Estos problemas eran ( son ):

1. El alto costo de el equipo, su operación y mantenimiento.
2. La relativamente baja capacidad de almacenamiento.
3. La circunscripción del sistema a un área muy reducida ( una o dos oficinas ).

Las "minis" son en general sistemas multiusuarios y a veces multitareas. Cada usuario tiene acceso a los dispositivos de almacenamiento masivo de información y a recursos de impresión y/o graficación.

Las primeras "micros" y las "computadoras personales" se crean como sistemas autónomos, con cierta capacidad de memoria y un costo diez veces menor que el de las minicomputadoras.

La transferencia de archivos y la posibilidad de compartir los onerosos ( aún hoy ) recursos de impresión se limitó, en los comienzos, a máquinas separadas entre sí, uno o dos metros, si se optaba por la transferencia en paralelo ó 100 metros si la comunicación se realizaba utilizando el puerto serie.

Si se trata de archivos de algunas decenas de Kbytes, la comunicación puede durar varios minutos. Durante ese tiempo ninguna de las máquinas involucradas en la transferencia podrá realizar otra tarea.

La imposibilidad de disponer de toda la información en cada estación de trabajo, sea ésta una terminal de una minicomputadora o bien una microcomputadora, planteó la necesidad de conectar entre sí una serie de recursos de cómputo. La localización de los usuarios y de los bancos de información es arbitraria. Se trataba entonces de asegurar una comunicación confiable, rápida y barata entre cualquier tipo de equipo de cómputo ubicado en cualquier parte.

A mediados de los años 70 se difunde y formaliza ( se empiezan a definir estándares ) la conexión de recursos de cómputo tales como CPU's, impresoras, dispositivos de almacenamiento masivo de información, etcétera. Se comienza a hablar de redes de computadoras.

Para Hammond una red de computadoras es "la interconexión de computadoras autónomas capaces de intercambiar información entre sí" [ 3 ].

Una clasificación de las redes de comunicación entre recursos distribuidos de cómputo, de acuerdo a su ubicación geográfica se da en la tabla que sigue [ 19 ]:

| Nombre        | Separación máxima del equipo | Velocidad máx. de transferencia de información |
|---------------|------------------------------|--|
| redes remotas | > 10 Km.                     | < .1 Mbps                                      |
| redes locales | 10- .1 Km                    | .1- 10 Mbps                                    |
| multiproceso  | < .1 Km                      | > 10 Mbps                                      |

Algunos autores incluyen dentro de las redes remotas a las redes de área metropolitana ( MAN-Metropolitan Area Networks ) y a los sistemas de televisión por cable ( CATV ). En ambos se considera una distancia máxima de 100 Km y no se especifica el medio físico de transmisión [ 12 ].

### 2.1.2. El modelo OSI.

Existen una gran cantidad de formas de clasificar una red: por su topología, por el tipo de sistemas que puede interconectar, por su costo, por sus aplicaciones, etcétera.

Dada la cantidad de posibilidades que se plantean se hizo necesaria la creación de una serie de estándares. Los diseñadores y fabricantes de los equipos de interconexión de recursos de cómputo deberían ajustarse a esa normas.

En 1978 la Organización Internacional de Estandarización ( ISO ) produce el modelo OSI ( "Open Systems Interconnections" ) que debería regir, y en alguna medida lo hace, la interconexión de equipo de cómputo [ 8 ].

La arquitectura OSI para redes define el sistema desde el mayor grado de abstracción posible hasta la definición minuciosa de cada subsistema participante en el modelo.

En cada nivel de definición se plantean las restricciones y posibilidades que tiene el diseñador del sistema de interconexión. El modelo OSI define una estructura en siete capas y a cada una de ellas se le asigna un número o nivel.

En cada capa se definieron tareas o servicios ( realizadas por circuitería y/o programación ) y los sistemas de comunicación con las capas adyacentes.

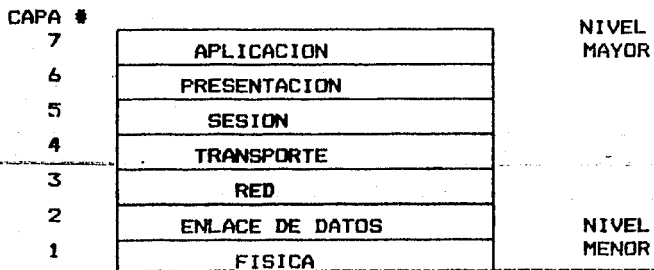


Fig. 2.1.1. Estructura general del modelo OSI.

Se da a continuación una breve explicación de cada capa.

1. Física: definen el medio físico de conexión entre el equipo de cómputo y la red; se incluyen aspectos mecánicos y eléctricos.
2. Enlace de datos ( "data link" ): esta capa define el protocolo que las computadoras deben seguir en su acceso al canal de comunicación, así como el formato para el envío de la información en forma de mensajes; si éste es demasiado largo en esta capa se lo "partirá" en paquetes manejables por el sistema.

En la literatura se refiere a esta operación como el "padding", de las siglas PAD: "packet assembler / disassembler".

3. Red: esta capa define la forma en la cual los paquetes son manejados ( enrutados ) a través de diferentes redes. En esta capa se ubican los servicios que permiten el control de flujo ( el tráfico ) en la red.
4. Transporte: se determina la manera de definir las direcciones de los nodos que constituyen la red y la manera en que se puede efectuar la conexión e interconexión entre ellos.
5. Sesión: provee la interfase conceptual entre la capa de transporte y las de aplicación ( presentación y aplicación ). Son los servicios provistos por esta capa los que permiten designar a un dispositivo por su nombre y no por el número asignado en la capa de transporte.
6. Presentación: realiza las traducciones, en formato y sintaxis, desde la aplicación hacia la red.
7. Aplicación: es la capa de nivel más alto y es la que interacciona con el usuario de la red. Desde el punto de vista de la red define la aplicación que requiere servicios de la ésta: bases de datos, hojas de cálculo, etcétera.

La idea general es que las entidades lógicas, ubicadas en las diferentes capas de la estructura estratificada y las interfases entre-capas, puedan proveer los servicios requeridos al menos por dos usuarios ( nodos ) para comunicarse a través de la red.



### 2.1.3. Arquitectura y protocolo.

En este punto se considera importante introducir un par de definiciones: las de los conceptos protocolo y arquitectura. Ambos conceptos se relacionan con lo expuesto acerca del modelo OSI y se utilizarán a lo largo del presente trabajo.

**Arquitectura:** la forma como se interconectan los componentes lógicos y físicos de la red.

**Protocolo:** es un conjunto de reglas, suficientemente bien establecidas, tales que permiten la comunicación entre los diferentes nodos de la red.

El protocolo se estructura en capas. Así existe correspondencia con la arquitectura.

El protocolo de la capa más baja, la capa física, se encarga de controlar el flujo de información en el canal físico de conexión.

Se mencionó que entre cada par de capas existe una interfase. La función de éstas es interpretar y traducir los formatos de los protocolos usados en cada capa del modelo.

## 2.2. Redes de Área local ( LAN ).

### 2.2.1. Definiciones.

Cuando se habla de redes de Área local, en adelante LAN ( Local Area Network ), se considera la interconexión de terminales, computadoras, estaciones de trabajo, impresoras y otros dispositivos asociados a los sistemas de cómputo, ubicados dentro de un edificio, o en edificios e instalaciones que se encuentren separadas hasta 1 km.

En una LAN la comunicación se realiza mediante el envío y la recepción, a través de algún medio físico, de paquetes ( "packets" ) de información.

Los dispositivos que utilizarán la red deberán contar con la circuitería y la programación suficientes para la creación y reconocimiento de esos paquetes de información.

Según Clark et al. [ 19 ] las características que definen a una LAN, y la hacen diferente de otros esquemas de comunicación son:

1. Medio de transmisión: generalmente se utiliza par trenzado, cable coaxial o fibra óptica.
2. Mecanismo distribuido de control de la transmisión sobre el medio o canal
3. Interfase entre la computadora y la red.
4. Conjunto de protocolos ( programación ) implementados en los sistemas conectados a la LAN.

Junto a los puntos anteriores una LAN se caracteriza por: su bajo costo, la restricción geográfica de la comunicación, la utilización de un canal de gran ancho de banda y por ésto, la posibilidad de utilizar tasas muy altas en la transferencia de la información.

Actualmente el máximo de esta tasa es de 10 Mbps. En la literatura [ 29 ] se empiezan a mencionar tasas de hasta 20 Mbps

como los estándares para los años 90.

### 2.2.2. Tipos de comunicación.

La comunicación se realiza de alguna de las siguientes dos formas:

1. Banda base ( "baseband" ). Se genera una portadora, por ejemplo una señal de 10 Mhz, y sobre ésta se define algún esquema de codificación ( esto se explica en otra parte del trabajo ). En las estaciones conectadas en red los transceptores son los encargados de traducir la señal proveniente del canal de banda base, en información manejable por la computadora.
2. Banda ancha ( "broadband" ). Se utiliza más de una frecuencia en las señales manejadas en la red. En algunos sistemas se transmite en una frecuencia y se recibe en otra. Generalmente se utiliza algún esquema de modulación: AM, FM, FSK, etcétera [ 16 ].

### 2.2.3. Topologías básicas.

Existen tres topologías básicas para la realización de una LAN.

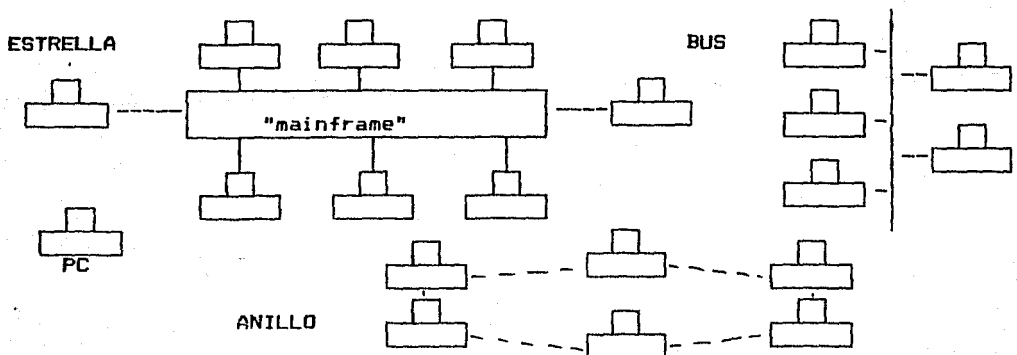


Fig. 2.2.1. Topologías para las LAN

En la topología en estrella se conectan una serie de equipos a través de una máquina que realiza el control, generalmente ésta es más grande que el resto de los equipos constituyentes de la red.

En la configuración en anillo un paquete especial, llamado estafeta ( "token" ), circula en la red; la estación que lo recibe puede enviar un paquete a otra estación conectada al anillo.

Cuando todas las máquinas están conectadas a un bus común, en términos de las LAN, se entiende que todas ellas están escuchando o sensando el canal y que la transmisión puede comenzar al encontrarse libre el canal.

#### 2.2.4. Estándares.

Los estándares más usados actualmente son el CSMA/CD ( acceso múltiple con detección de portadora y de colisiones ) que utiliza un bus para interconectar los diferentes dispositivos que componen la red, y el Token-Ring que utiliza una topología en anillo.

La IEEE fijó una serie de estándares para la implementación de estos protocolos; el IEEE 802.X. El estándar IEEE 802.3 especifica el protocolo CSMA/CD y el estándar IEEE 802.5 define el protocolo Token-Ring.

Estos se basan en un modelo estratificado, propio de la IEEE y similar al modelo OSI en lo tocante a las capas inferiores [ 3 ].

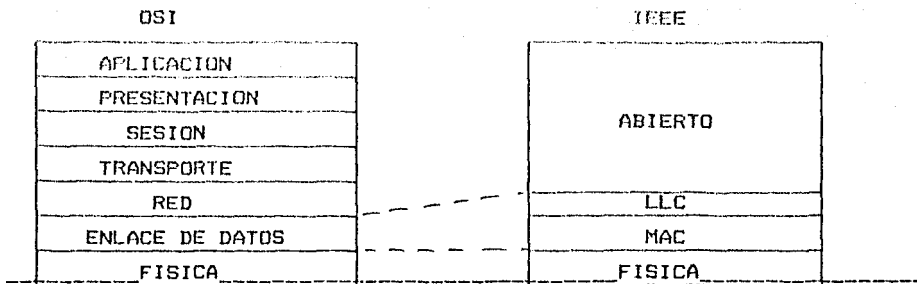


Fig. 2.2.2. Relación entre el modelo OSI y el IEEE 802.X

Para la IEEE la capa 2 del modelo OSI se descompone en dos subcapas: la adyacente a la física es llamada de control de acceso al medio ( MAC ) y a la superior se la nombra como capa del control del enlace lógico ( LLC ).

En la capa MAC se realizan las tareas de detección de errores y de empaquetado y desempaqueo de los paquetes que arriban o salen de la estación.

En la capa LLC se realiza la interfase entre la aplicación y la red; esta capa es la responsable del direccionamiento de los paquetes y del control de los errores.

A las capas de red, transporte y sesión ( 3, 4 y 5 del modelo OSI ) se las refiere, en términos de las LAN, como el nivel de sub-red de una red.

Los protocolos para estos niveles son programas y forman parte del llamado sistema operativo de la red.

Un ejemplo de esto es el NETBIOS que IBM creó para su red Token-Ring. Dentro de los protocolos de alto nivel, o sea los diseñados para manejar las capas superiores de los modelos de la OSI o de la IEEE, tienen particular importancia los protocolos de acceso a archivos, FAP ( "File Access Protocols" ) y los protocolos de transferencia de archivos, FTP ( "File Transfer Protocols" ). Estos programas cumplen la función de hacer transparente al usuario el manejo de la información en la red.

## 2.3. La especificación IEEE 802.3: Ethernet.

### 2.3.1. Descripción general.

La primera aproximación a la especificación del protocolo Ethernet fue publicada en 1976 [ 7 ] y es el resultado del trabajo conjunto de Intel, Digital Equipment y Xerox.

En el documento citado como referencia 17 se dan las características de las capas físicas y de enlace de datos ( capas uno y dos del modelo OSI ) del nuevo protocolo.

Ethernet utiliza un canal de comunicación con una política de control distribuido llamado CSMA/CD ( Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection ), en español: acceso múltiple a un canal de comunicación con detección de portadora ( canal ocupado ) y de colisión entre paquetes, de tipo asíncrono; algunos autores lo refieren como continuo o sin ranurar, "unslotted" en inglés, y no-persistente.

### 2.3.2. Protocolo [ 4 ].

1. Las estaciones conectadas a un bus de comunicación compiten por él cuando tienen un paquete para transmitir.
2. En esa situación la estación sensa el canal para saber si éste se encuentra o no ocupado ( "busy" en la literatura en idioma inglés ).
3. Si el canal se encuentra libre ( "idle" ) se inicia inmediatamente la transmisión y la estación permanece "escuchando" el canal para detectar la posible aparición de una colisión.
4. Se presenta una colisión cuando dos o más estaciones sensan el canal simultáneamente o dentro de un tiempo menor al máximo retardo debido a la propagación de la señal en el medio que se utiliza como bus de transmisión; en la literatura en lengua

inglesa se lo refiere como "end to end propagation delay". Esta ventana de colisión o intervalo de colisión probable depende de la separación mínima entre estaciones y de la naturaleza del bus. Este puede ser par trenzado, cable coaxial o fibra óptica.

5. Al ocurrir la colisión la estación aborta la transmisión en curso y ejecuta el procedimiento de consenso de la existencia de colisión el cual por un tiempo prefijado (especificado en la norma IEEE 802.3 o por el diseñador del sistema operativo de la red) pone en el bus un pulso. En la literatura se nombra "jamming" a esta señal.

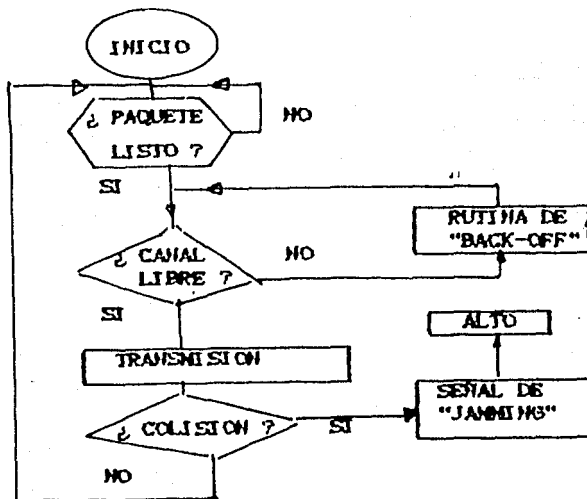


Fig. 2.3.1. Diagrama de bloques del, protocolo Ethernet.

6. Al producirse una colisión, además de generarse la citada señal de " jamming ", se detiene el sistema ( la red ).

7. Si el sensado del canal reporta a la estación que aquel se encuentra ocupado, se ejecuta la rutina de retransmisión o "back-off" definida en el sistema operativo de la red.



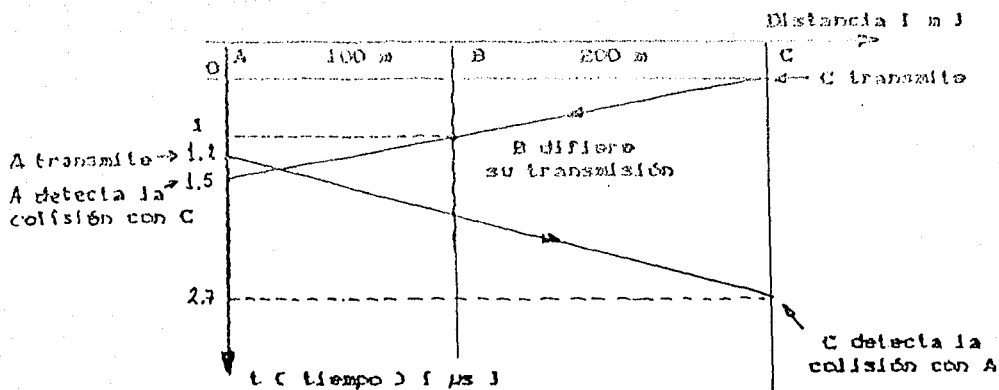


Fig. 2.3.2. Interacción entre tres estaciones bajo el protocolo CSMA/CD.

En la figura 2.3.2 se ilustra la interacción entre tres estaciones bajo un protocolo CSMA/CD.

El retardo por propagación entre B y C es de 1  $\mu s$ , transcurridos 1.2  $\mu s$  desde el momento que la estación C comenzó a transmitir un mensaje, las estaciones A y B tienen un mensaje para transmitir; B desiste en su intento, no así la estación A. Así se produce una colisión. Esta será detectada por la estación C, 2.7  $\mu s$  después de que comenzó a transmitir.

### 2.3.3. Protocolos persistentes, p-persistentes y no-persistentes.

Quando una estación intenta enviar un mensaje puede detectar el canal vacío u ocupado; en este último caso la estación insistirá en transmitir su mensaje; dada esta situación se presentan varias posibilidades:

1. La estación continúa sensando el canal; en cuanto no detecte la presencia de portadora alguna transmitirá su paquete. Es un protocolo persistente (llamado también 1-persistente).

2. La estación continúa escuchando el canal. Al estar éste libre, transmite, con probabilidad  $p$ , su mensaje. Se trata de un protocolo  $p$ -persistente.

3. Si la estación detecta el canal ocupado, se efectúa un cierto algoritmo ( en la literatura en inglés lo refieren como el algoritmo de "back-off" ) tal que hace que el intento de transmitir se retarde un tiempo aleatorio; pasado este periodo la estación sensa nuevamente el canal, etcétera; es el protocolo no-persistente [ 3 ] .

#### 2.3.4. Realización práctica del protocolo Ethernet.

Al considerar la utilización de este protocolo como medio para la comunicación entre un surtidor ( "server" ) y varias estaciones de trabajo, se debe entender la necesidad de contar con un sistema que realice la interfase entre la aplicación, en el caso más simple se podría pensar en compartir una impresora o almacenar un archivo ubicado en el "server" o en la memoria de alguna estación de trabajo, y el equipo de cómputo conectado. Esta interfase consta de un controlador ( circuitería ) y del sistema operativo de la red [ 4 ] .

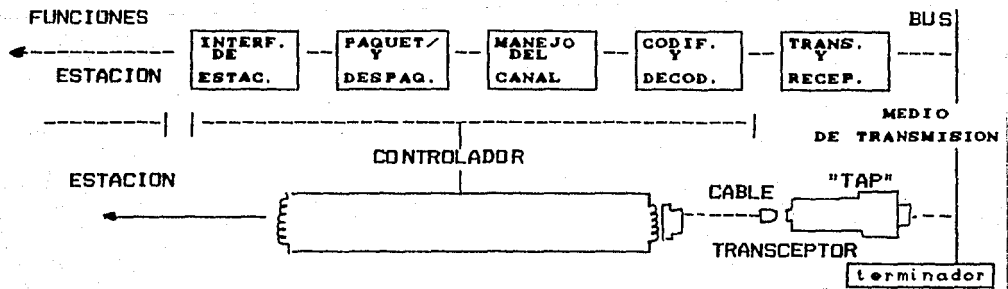


Fig. 2.3.3. Realización práctica general del protocolo Ethernet.

Las diferentes versiones comerciales de Ethernet: Net One, PC-Office, CheapNet, Twisted Pair Ethernet, etc. utilizan variantes de este esquema. En cada bloque indicado hay componentes de circuitería y/o programación.

En general cada estación de trabajo y el "server" son microcomputadoras de las llamadas PC-compatibles. Dentro de cada máquina hay algún tipo de interfase entre el ambiente del sistema operativo de la red, el Controlador de Ethernet y el sistema operativo de la PC ( el DOS ).

Esta interfase es en general un conjunto de rutinas escritas en lenguaje ensamblador.

#### 2.3.5. Funciones del controlador.

El controlador en cada estación debe proveer las funciones y algoritmos necesarios tales que permitan el acceso al canal de comunicación.

Estas funciones y algoritmos deben incluir:

1. Convenciones de señalización y formato.
2. Codificación y decodificación.
3. Conversión serie a paralelo.
4. Reconocimiento de direcciones.
5. Detección de errores.
6. Almacenamiento.
7. El manejo básico del protocolo CSMA/CD.

A continuación se da una breve descripción de las tareas asociadas a cada una:

1. Convenciones de señalización y formato: el transmisor debe poner en el canal de comunicación una secuencia de bits. Se utiliza la codificación Manchester. La figura que sigue muestra este esquema de codificación de señales.

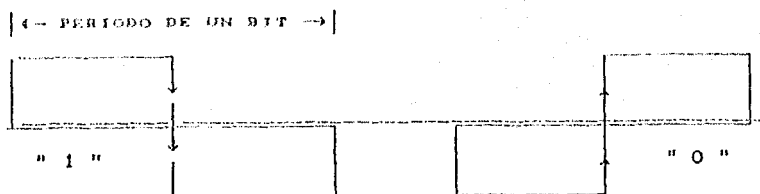


Fig. 2.3.4. Esquema Manchester de codificación.

El formato de cada paquete está definido por la especificación del protocolo Ethernet, publicado por la IEEE [ 17 ].

| BYTES     |     |    |    |        |       |     |     |
|-----------|-----|----|----|--------|-------|-----|-----|
| 7         | 1   | 2  | 2  | 2 - 20 | > 0   |     | 4   |
| PREAMBULO | SFD | DA | SA | LARGO  | DATOS | PAD | FCS |

Fig. 2.3.5. Formato del paquete en Ethernet.

**Preámbulo:** se utiliza para sincronizar el emisor y el receptor.

**SFD ("Starting Frame delimitador"):** secuencia de inicio.

**DA ("Destination Address"):** dirección de destino.

**SA ("Source Address"):** dirección de origen.

**Largo:** indica el número de bytes que constituyen los datos.

**Datos:** bytes de información, mínimo 46 y máximo 1526.

**PAD ("Packet assembler/disassembler"):** indicación de que se realizaron tareas de empaque de archivos en paquetes.

**FCS ("Frame check sequence"):** información de redundancia para la verificación de errores en la transmisión.

2. Codificación y decodificación: el transmisor toma una serie de bits y los codifica de acuerdo al esquema Manchester. El receptor toma estas señales y las convierte en una serie de

receptor toma estas señales y las convierte en una serie de bits. Para esta decodificación se utiliza la llamada decodificación de fase. La secuencia de inicio (el preámbulo) se encarga de estabilizar (sincronizar) el decodificador de fase.

3. Detección de la portadora (Carrier Sense): si bien la transmisión en Ethernet se realiza en banda base ("baseband") se usa esta terminología (tomada de las comunicaciones por radio) para designar la función que define el protocolo; ver la existencia o no de señal en el canal de comunicación. Cuando se usa la codificación Manchester la actividad del canal se presenta como una serie de transiciones. El sensado del canal se utiliza para dos funciones básicas del protocolo:

- a) sensar si el canal está o no libre y,
- b) indicar a la estación receptora el inicio y el final del mensaje recibido.

4. Detección de las colisiones: la posibilidad de detectar una colisión y abortar la transmisión presente permite que el tiempo perdido en el canal sea mínimo. La especificación Ethernet no define la circuitería para su realización y ésta queda, como muchas otras cosas, resuelta en la implementación de cada sistema. La Norma fija el tamaño de la señal de "jamming": 6 bytes; esto varía entre las diferentes realizaciones prácticas de Ethernet [ 17 ].

5. Verificación cíclica de la redundancia (CRC): el transmisor genera una serie de bytes que, añadidos al paquete, permiten detectar errores en los datos recibidos. En esta situación se pueden realizar dos acciones:

- a) descartar el paquete recibido (eventualmente se podrá informar esto al transmisor) o
- b) aceptar el paquete con la indicación, a las capas superiores, de que se recibió cierto error.

capaz de detectar errores generados en la transferencia por DMA o en la memoria de los sistemas que se estén comunicando.

Para evitar esta fuente de problemas sería necesario contar, en los niveles superiores de la aplicación, con algoritmos de verificación y/o corrección de errores. La función del CRC es actualmente realizada por circuitería.

6. Direccionamiento: en el formato del paquete se incluyen la dirección de origen y la de destino. En ambos se incluye el lugar para asignar un código a la red donde se genera y a la red donde se envía el paquete. Esto se hace para permitir la conexión de varias redes entre sí.

7. Manejo del canal con protocolo CSMA/CD: la función principal del controlador es el manejo del transmisor y del receptor de paquetes. Las funciones de ambos ya han sido explicadas.

Dentro del manejo del canal se debe ofrecer al usuario la transparencia de la información. Ethernet podrá transmitir cualquier patrón de bits siempre y cuando se cumpla con las convenciones de señalización ( formato ) y codificación.

El campo de información, dentro del paquete enviado en la red, puede tener un mínimo de 46 y un máximo de 1526 bytes.

Estos valores los fija la norma IEEE 802.3.

En la realización de Ethernet este valor cambia. Desde el punto de vista teórico cuanto mayor es el largo del paquete, comparado con el retardo máximo debido a la propagación en la red, mejor es el desempeño del sistema. En la práctica, si el tamaño de los paquetes tiende a ser demasiado grande, el retardo para los usuarios que deseen enviar un mensaje podrá alcanzar valores inaceptables.

### 2.3.5. Realización práctica.

Las funciones citadas se realizan con circuitería y/o programación; en los últimos años una parte importante de estas funciones son realizadas por circuitería; el desarrollo de circuitos integrados VLSI permite que en cada estación se realicen algunas de las funciones citadas a mayor velocidad y a menor costo.

Varios fabricantes de circuitos integrados ofrecen estos controladores. En general estos circuitos se diseñan para hacerlos compatibles con alguno de los sistemas operativos existentes en el mercado.

La empresa Intel anunció la aparición, en Abril de 1989, del controlador 82592 [ 15 ].

Este es un desarrollo a partir de una serie de circuitos integrados creados para ser usados en Ethernet. Desde el microprocesador 82586 y el "driver" 82501, Intel avanzó con el 80588 y el 82590. Un controlador realizado con esa tecnología ( 1986 ) costaba más de 200 dólares. Un controlador basado en el citado 82592 cuesta menos de 50 dólares. Para realizar una tarjeta controladora de Ethernet se requiere, además de conectores y componentes pasivos, un circuito 82592 y dos circuitos integrados PAL. Estos pueden costar un máximo de 1 dólar cada uno.

El citado circuito, 82592, fue diseñado para ser instalado en la tarjeta madre ( "motherboard" ) de una PC-AT, o en los sistemas personales de IBM, ( PS/2 ) y es totalmente compatible con los controladores de DMA de ambos sistemas. De esta manera es posible realizar transferencias de 16 bits y de bloques de datos.

Todas las tarjetas controladoras de redes de área local transfieren la información hacia y desde la microcomputadora utilizando alguno de los canales de DMA disponibles.

En estos casos la transferencia de datos utilizando DMA, se debe realizar byte por byte. Esta es una limitación (puesta por el sistema operativo de las PC y PC-XT, en todas las versiones del DOS).

La utilización de este controlador y de máquinas del tipo AT permiten una ganancia significativa ( Intel habla de un factor dos, comparado con una interfase que no utilice el 82592 ) en la velocidad de transferencia información entre la red y la microcomputadora. Este controlador realiza las tareas de transmisión y/o retransmisión en el caso de ocupación del canal o la aparición de colisiones en la red, ( incluido el algoritmo de retransmisión ) sin intervención del CPU de la microcomputadora.

El 82592 realiza las transferencias entre la información en serie, proveniente o hacia el canal de comunicación, y un "buffer" de memoria, cuya localización en la memoria RAM de la máquina, define el sistema operativo de la red al inicializar los parámetros del controlador.



## 2.4. Estudio del desempeño.

### 2.4.1. Revisión de definiciones y notación.

Existe concordancia, entre los autores consultados, acerca del estudio cuantitativo del desempeño de una LAN: resulta importante el estudio de la eficiencia ( "throughput" ) y del retardo. Hammond [ 3 ] concuerda con el conjunto de la literatura consultada e introduce un criterio extra en el estudio del desempeño de una red local; plantea dos formas de evaluación:

según este autor hay un criterio desde el punto de vista del usuario ( "user to user level" ) y otro desde el enfoque del diseñador de la red ( "network level" ).

Al usuario le interesa, además del costo y la facilidad de uso y de programación de la red, que la demora - tiempo de respuesta - sea mínima.

Bajo este criterio de evaluación, generalmente se calcula el tiempo promedio de servicio para un número dado de paquetes transmitidos en forma satisfactoria a través de la red.

Los retardos pueden tener gran variabilidad; en ese sentido resulta importante el cálculo de la desviación típica o la fracción de arribos para los cuales la demora excede un valor prefijado. Desde el punto de vista del diseñador de la red resulta importante el estudio de la eficiencia; esta mide el número de bits por segundo, o de paquetes por segundo, transmitidos, en promedio, exitosamente en la red.

A la eficiencia ( "throughput" ) se la nombra, a veces, como utilización del canal [ 9 ]. Para Takine et al. [ 11 ] la eficiencia es una medida de la carga o el tráfico ofrecido en el canal.

Se trata de lograr la máxima utilización del canal a fin de que, a un costo menor de canal, se pueda dar servicio a un tráfico

mayor.

Dada la cantidad de definiciones manejadas en los diferentes artículos consultados creemos importante resumir brevemente aquellas. Eficiencia ( "throughput" ) aparece en la literatura con valores entre 0 y 1.

Para Lam [ 9 ] es la fracción del tiempo del canal utilizada por los paquetes. En condición de equilibrio

$$\rho = \lambda * b_1$$

$\lambda$ : media de los mensajes por segundo ( parámetro de la distribución de Poisson ).

$b_1$ : promedio del tamaño de los paquetes ( mensajes ).

Lam [ 9 ] designa a la eficiencia con  $\rho$  lo que la identifica formalmente y en la fórmula dada más arriba con la definición que da Kleinrock [ 18 ].

Para Hammond [ 3 ] la eficiencia es el promedio de transmisiones exitosas durante el tiempo de transmisión de un paquete; la designa con S.

El tráfico ofrecido, G, es el número promedio de paquetes que se intentan transmitir durante el tiempo de transmisión de un paquete, P. Este tiempo puede ser fijo o variable. Algunos autores designan con T a este parámetro.

Para transmisiones exitosas:

$$S = P * G.$$

Otros autores [ 20 , 22 ] dan el tráfico o carga ofrecida en relación a la capacidad teórica de un canal para transmitir información. Se habla así de % de carga en el sistema. Sobre la capacidad teórica de un canal se tiene, por ejemplo, que si un canal es capaz de transmitir 4 Mbits por segundo, podría manejar en 1 segundo hasta 1000 paquetes de 500 bytes cada uno; 512 bytes

en 1 segundo hasta 1000 paquetes de 500 bytes cada uno; 512 bytes es el tamaño mínimo de archivo utilizado por algunos paquetes de programación de amplia difusión .

A estos 512 bytes de datos le debemos agregar los que definen la dirección de destino ( en algunos protocolos se incluye la de origen ), los bytes de redundancia y los bytes de sincronía.

Si se utilizara el Ethernet, fijado por la norma 802.3 de la IEEE, se enviarían, como mínimo, 19 bytes de control además de los 512 bytes de los datos.

Los paquetes serán de menor tamaño si se transmiten señales de control de la operación de la red.

Estudios realizados en una red Ethernet con 1200 estaciones ( computadoras, terminales, impresoras y dispositivos de almacenamiento ) dan un promedio de 32 bytes para este tipo de información. El promedio general para toda la red, en un día laborable cualquiera es de 122 bytes [ 35 ]. Este promedio incluye los paquetes de datos y los paquetes con información de control de la red.

Otra manera de notar el tráfico ofrecido es con la letra g; se lo define como el tráfico ofrecido, G, durante el tiempo máximo de propagación, D

$$g = a \cdot G$$

"a" es el tiempo normalizado de propagación definido como sigue

$$a = D / P.$$

La duración de un paquete de 500 bytes será:

$$- 1 \text{ byte} = 8 \text{ bits} -,$$

$$500 \cdot 8 = 4000 \text{ bits.}$$

A una tasa de transmisión de 2.5 Mbps cada bit dura 400 ns

La duración de este paquete será: ( 4000  $\cdot$  4 )  $\mu$ s

La  $G$  varía normalmente entre .001 y 1000 . Un valor de  $G=10$  significa que, pensando en un sistema que recibe paquetes de duración fija e igual a 1.6 ms, durante ese tiempo llegan a la red, en promedio, 10 paquetes.

La relación entre  $G$  y el parámetro  $\lambda$  que aparece en la distribución de Poisson, es:

$$G = \alpha + \lambda$$

$\alpha$  es el parámetro de retransmisión ( en un protocolo CSMA o CSMA / CD ) y  $G$  viene dado en [ paquetes / g ] [ 3 ].

#### 2.4.2. Deducción de la expresión de la eficiencia.

Los trabajos de Tobagi [ 14 , 33 ] y Lam [ 9 ] se ocupan del estudio de la eficiencia y del retardo en sistemas donde se parte del supuesto que la población ( número de estaciones ) es infinita.

Los trabajos de Takine et al. [ 11 , 13 ] se centran en sistemas con un número finito de estaciones, el caso real, y se ocupan solamente del estudio del retardo.

La eficiencia para los protocolos CSMA depende casi exclusivamente del valor de la relación

$$a = D / P.$$

Cuando  $a < .01$  es posible obtener eficiencias superiores al 95 % para valores grandes del tráfico en la red. En la gráfica que sigue se muestra esta relación

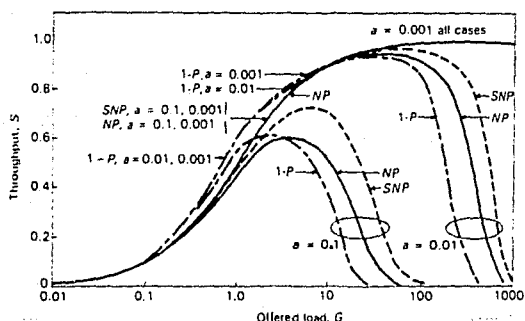


Fig. 2.4.1. Relación entre la eficiencia y la propagación normalizada,  $a$  [ 3 ].

En el libro de Raymond [1] 3.1 se ofrece un estudio de la eficiencia de un sistema como el Ethernet o sea un CSMA/CD no persistente y sin ramurar ( continuo ). El estudio del retardo no se desarrolla. Dentro de este estudio se parte del supuesto de que el número de estaciones es infinito. A continuación se reproduce el referido estudio.

La eficiencia viene dada por la expresión:

$$S = \frac{U}{B + I} \quad (1)$$

U es el tiempo promedio de ocupación del canal con información útil, B es el tiempo promedio de ocupación del canal e I es el tiempo promedio durante el cual el canal está vacío.

Para evaluar B se procede como sigue:

B está compuesto por los períodos de transmisión y de contención ( colisión )

$$B = P_s * ( T + D ) + ( 1 - P_s ) * C \quad (2)$$

$P_s$  es la probabilidad de una transmisión exitosa y C es la duración promedio del período de contención.

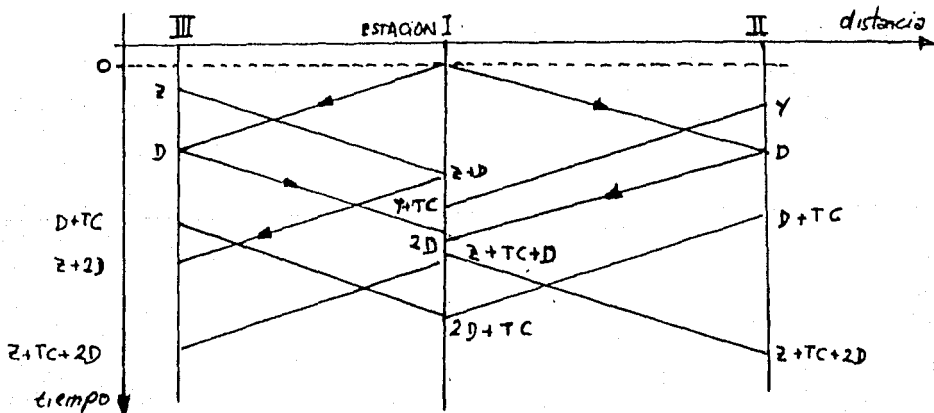


Fig. 2.4.2. Tres transmisiones colisionadas y sus tiempos asociados.

La expresión para C es :

$$C = TC + 2 * D + Z.$$

El promedio de la duración del período de contención es:

$$\bar{C} = TC + 2 * D + \bar{Z}.$$

Se debe encontrar la función de distribución de la variable Z para luego evaluar  $\bar{Z}$ .

En la figura 2.4.2 se muestra un período típico de contención; se inicia con la transmisión de un paquete desde la estación I y finaliza cuando el canal se encuentra nuevamente vacío.

Las estaciones II y III comienzan sus transmisiones dentro del período crítico ( 0 , D ), en los instantes Y y Z.

El primer paquete que colisiona con el que intenta transmitir la estación I es el generado en la estación III.

Es necesario definir la función de distribución  $F_Z(z)$  de la variable aleatoria Z; esta función viene definida por

$$P [ Z \geq z ] \quad \text{con } 0 \leq z \leq D.$$

Se considera a Z como el instante de arribo del primer paquete en el intervalo ( 0 , D ), suponiendo al menos un arribo en este intervalo.

El suponer que hay al menos un arribo en el citado intervalo asegura que se está considerando un período de contención. La función de distribución de probabilidad es:

$$F_Z(z) = P [ Z \leq z ] = 1 - P [ Z > z ] \quad (A)$$

$P [ Z > z ]$  es la probabilidad de que no haya arribos en el intervalo ( 0 , D ), dado que en el intervalo ( 0 , D ) se produjo al menos un arribo. Su expresión es:

$$P [ Z > z ] = \frac{P(\text{no hay arribos en } (0, z) \text{ \& } P(\text{hay un arribo en } (0, D))}{P(\text{hay un arribo en } (0, D))}$$

Como el proceso de arribos a la red es "poissoniano" con parámetro  $G/P$  o  $\lambda$  [ paquetes / segundo ],

$$P [ Z > z ] = \frac{\exp(-G * z / P) * (1 - \exp(-G * (D-z) / P))}{1 - \exp(-G * D / P)} \quad (R)$$

La función de distribución de la variable aleatoria  $Z$  es, usando  $A$  y  $B$ :

$$F_Z(z) = (1 - \exp(-G * z / P)) / (1 - \exp(-G * D / P)).$$

$$\text{Sea } g = \frac{G * D}{P} = \lambda * D.$$

La media vale:

$$\bar{Z} = \left[ \frac{1}{g} - \frac{\exp(-g)}{1 - \exp(-g)} \right].$$

Sea  $P_S$  es la probabilidad de que no haya arribos en el periodo vulnerable del sistema, o sea,  $D$

$$P_S = \exp(-g). \quad (3)$$

Así,

$$B = \exp(-g) * (P+D) + (1 - \exp(-g)) * \left[ TD + D * \left( 2 + 1/g - \frac{\exp(-g)}{1 - \exp(-g)} \right) \right]. \quad (4)$$

El tiempo promedio del canal con mensajes no colisionados es

$$U = P_S * P. \quad (5)$$

Para evaluar el tiempo promedio, en el cual el canal está vacío, o sea  $I$ , se debe recordar que los arribos a la red forman un proceso de Poisson. La distribución de los tiempos entre arribos

es exponencial con media  $1/\lambda$  o  $P/G$ . [segundos]

Esta distribución tiene la propiedad de ser "sin-memoria": en cualquier punto de observación la media del tiempo entre arribos es la misma,  $1/\lambda$ . El período vacío del canal es el intervalo entre la finalización de un período de ocupación y el momento de un nuevo arribo a la red. Se entiende que

$$I = 1 / \lambda. \quad (6)$$

Tomando en consideración las ecuaciones 1, 2, ..., 6 se tiene que:

$$S = \frac{g \cdot \exp(-g)}{g \cdot \exp(-g) + \gamma \cdot a \cdot g \cdot (1 - \exp(-g)) + 2 \cdot a \cdot g \cdot (1 - \exp(-g)) + a \cdot (2 - \exp(-g))} \quad (7)$$

donde  $\gamma = TC / D$ .



## CAPITULO 3

### PRESENTACION DEL PROBLEMA

#### 3.1. Las redes reales y los modelos teóricos.

##### 3.1.1. Criterios para la evaluación de las redes.

Existe concordancia entre los autores que abordan el estudio del desempeño de las redes que utilizan protocolo CSMA/CD: interesa la evaluación teórica y por simulación de la eficiencia ( versión castellana a la palabra inglesa "throughput" [ 29 ] ) y del retardo. Hammond [ 3 ] agrega la confiabilidad y el costo.

Creemos que éstas pueden ser medidas de interés para el comprador de un equipo en particular, pero no para los estudiosos del protocolo. Al considerar el estudio de la eficiencia ( "throughput" ) resultó evidente que éste es un parámetro de gran importancia para el diseñador del sistema.

Los valores que se obtienen, independientemente de la topología o el protocolo en cuestión, definen la capacidad necesaria del canal.

Dado que en los últimos años se ha producido una caída en los precios de la circuitería, resulta que la utilización de un canal de comunicación de 2.5 Mbps. o de 5 Mbps. , y su circuitería asociada, dejó de ser un parámetro fundamental en el diseño del sistema ya que los costos son comparables.

El retardo es un parámetro de primordial importancia para el usuario.

En todas las referencias consultadas se le estudia exclusivamente desde el punto de vista del protocolo: el paquete que se transmite tiene duración fija, los tiempos de detección de colisión, del sensado del canal, de acondicionamiento del paquete para su transmisión, etc. , son cero.

Junto a esto se supone que el sistema se encuentra ocioso y esperando el paquete que se debe transmitir o bien, si es el receptor del mensaje, solamente debe esperar la llegada del paquete a través de la red.

La aceptación de las suposiciones anteriores facilita y/o permite la formulación de modelos matemáticos; a partir de éstos es posible el cálculo del desempeño de la red.

### 3.1.1.1. Evaluación del retardo.

Las PC's conectadas en red, estarán realizando alguna tarea al momento de recibir un paquete. Existen tiempos asociados a la realización de las funciones ( interrupción, redireccionamiento etc. ) que permiten a la microcomputadora atender la recepción de un mensaje proveniente de la interfase de la red.

En el mismo sentido, el envío de un paquete a un disco ubicado en su sistema o en el sistema de otra máquina conectada en la red, la paquetización del archivo a enviar, la interfase con la red ocupan un tiempo que debe ser considerado al tratar el estudio del retardo de la red.

En la literatura se presentan una serie de gráficas que muestran el desempeño de la red; en ellas, en general, se relaciona al retardo con la utilización del canal.

En el apéndice B se muestran algunas de estas curvas. No creemos que resulte necesaria la explicación de cada una de ellas; lo importante es apreciar los valores máximos reportados en todas las gráficas y con valores mayores a .6 o 60% de utilización del canal.

A modo de ejemplo se toma la gráfica 1 ( pag. 338 [ 3 ] ); se ve que el retardo normalizado para un sistema que utiliza el protocolo CSMA/CD ( en el ejemplo es ranurado ) no llega a ser mayor que dos veces el tamaño del paquete para cargas de 60% en

al canal de comunicación.

En todos los casos se ve que los valores de retardo pueden llegar a ser a lo sumo 5 veces el tamaño del paquete transmitido.

Si aceptamos que el tamaño típico de un paquete no excede los 15 ms ( 4096 bytes transmitidos a una velocidad de 2.5 Mbps. ) la demora no excedería los 75 ms.

La persona que haya tenido la oportunidad de utilizar una red sabe que el valor del retardo citado en el párrafo anterior es totalmente irreal.

La diferencia entre la teoría y la práctica se debe a que la serie de suposiciones que hacen los diferentes autores, no se aplican al intentar explicar el funcionamiento de un sistema real.

La circuitería y la programación asociada a cada red consumen tiempos nada despreciables; de hecho estos tiempos tienen mayor peso que los que genera la operación del protocolo.

Un ejemplo interesante de esto lo encontramos al considerar la ejecución de la rutina de retransmisión o de "back-off". Algunos sistemas operativos la realizan por programa ( subrutina que se almacena en la memoria de cada máquina participante de la red ). El diseñador fija el valor del parámetro de retransmisión, R, según algún criterio .

Se sabe [ 13 ] que al aumentar R, el retardo en el sistema, desde la óptica del protocolo, disminuye. Sin embargo no resultaría posible realizar 100 o 200 veces la citada subrutina, porque entonces la microcomputadora solamente se dedicaría a esa actividad.

En los modelos teóricos se considera nulo al tiempo requerido para la ejecución de la citada rutina.

En las conclusiones de este trabajo se vuelve sobre este tema.

### 3.1.1.2. Los nodos "reales" conectados en red.

Cuando se habla de redes de Área local se sobreentiende que las máquinas interconectadas son microcomputadoras PC-compatibles en sus diferentes versiones.

A las máquinas conectadas se les ponen, en general, dos restricciones:

1. la versión de su DOS debe ser mayor que alguna prefijada y
2. se necesita un mínimo de RAM para la instalación del sistema operativo de la red .

Todos estos sistemas ( excepto los modelos recientes llamados estaciones de trabajo o "diskless" ) cuentan con discos flexibles y/o disco duro para el almacenamiento de información.

Los archivos que se desean transferir a otra máquina o a alguna impresora residen en los discos.

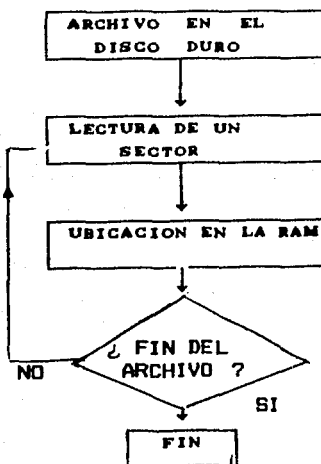


Fig. 3.1.1. Transferencia de la información en la PC.

Los movimientos de información entre el disco y la memoria, y entre ésta y la interfase de la red, ocupan un tiempo considerable.

Es claro que si se hicieran transferencias entre dos discos de su máquina ocuparía tiempos similares, pero si se intenta estudiar el retardo real de la red, los tiempos de transferencia deben ser considerados como un parámetro que provoca un incremento en el retardo que el usuario percibe.

En el sistema operativo DOS las transferencias, desde y hacia los discos, se realizan a través de la interrupción 13H. Según la modalidad del comando usado se ejecutan una serie de rutinas residentes en el BIOS de la máquina.

La ejecución de estas rutinas ocupan un tiempo considerable, éste está en función de la velocidad de procesamiento de la PC (frecuencia del reloj y microprocesador utilizado).

Los discos duros tienen un tiempo de acceso, al sector donde se encuentra la información a ser movida, mucho menor que un disco flexible. Para aquellos un valor aceptable es actualmente menor a 20 ms, mientras que para un disco flexible este tiempo es de 200 ms.

Este sector lo define la versión del DOS y su tamaño máximo es de 1024 bytes [ 30 ].

Si se quiere transferir un archivo de 100 Kbytes desde el disco duro a la memoria que la microcomputadora comparte con la interfase de la red, o sea una parte de la RAM del sistema, se harían 1000 accesos al disco y se invocaría a la interrupción 13 H ese mismo número de veces. La rutina asociada a la INT 13 H utilizará cerca de mil instrucciones del lenguaje ensamblador [ 23 ].

Es razonable aceptar que si la PC tiene un reloj de 8 Mhz y, en

procedio, cada instrucción se ejecuta en 20 ciclos de reloj [ 23 ], la citada rutina se realizaria en 3 ms.

A este tiempo se agregan otros utilizados por el sistema para atender cada interrupción y los tiempos utilizados por la PC para realizar el refresco de su memoria dinámica [ 25 ].

El tiempo total para la transferencia, dentro de la misma máquina, es de 3.57 segundos.

En la páginas 77 y 78 de este trabajo se consignan una serie de mediciones de tiempos involucrados en las transferencias de archivos en una RDD.

### 3.1.2. Los modelos teóricos y la realidad.

En la literatura se exponen una serie de modelos para explicar el funcionamiento de los diferentes tipos de redes; sin importar la topología y el protocolo se hacen una serie de simplificaciones y suposiciones. Estas permiten formular los modelos y traducirlos en formulaciones matemáticas.

Si se tomaran en cuenta los parámetros reales de las redes, el problema resulta intratable desde el punto de vista analítico [ 1 ].

No hay acuerdo entre los autores consultados en lo referente al alcance de sus modelos para el estudio del desempeño de las redes. Algunos definen adecuadamente los límites de su formulación teórica [ 3 , 11 , 14 ] mientras que otros reportan el estudio de redes, sistemas, sub-redes etc. [ 6 , 19 ] de manera indistinta.

#### 3.1.2.1. Tamaño de los paquetes transmitidos en la red.

Se asume que los paquetes que arriban al sistema tienen duración fija. No se hace mención a la magnitud ( dada en alguna unidad que mide el tiempo ) de la duración.

En las redes reales las cosas no suceden así: el tamaño máximo del paquete está limitado por consideraciones prácticas.

En varias redes, disponibles en el mercado, este valor está acotado superiormente por la velocidad máxima de transferencia de información usando el Acceso Directo a la Memoria de la PC ( DMA ). Para la mayor parte de las PC's el paquete más grande que se puede transferir es de 4 Kbytes.

La comunicación entre diversos recursos de cómputo se establece para transferir archivos de tamaño variable. Este tamaño no está limitado a los citados 4 Kbytes.

Si se pretende transferir un archivo de 100 Kbytes parece obvio que el sistema operativo de la red deberá empaquetar ( "packing" en la literatura ) al archivo en una serie de paquetes manejables por el sistema.

Recordando que el protocolo agrega a los datos información de control ( dirección, redundancia, etc. ) resulta razonable aceptar que los 100 Kbytes serán enviados a su destino en 26 paquetes.

Según el sistema de empaquetado y desempaquetado que utilice el sistema operativo de la red ( referido como "padding" en la literatura consultada ), una vez que se envía el primero de los paquetes que constituyen el archivo en cuestión se debe esperar un tiempo ( ¿ fijo ? ) antes de intentar el envío del segundo paquete, etcétera.

El modelo teórico, compartido por todas las fuentes consultadas, supone que el arribo de los paquetes a la red forma un proceso de Poisson; así los tiempos entre arribos se distribuyen exponencialmente.

Proceso de Poisson: la probabilidad de k arribos en un intervalo de duración T viene dada por

$$P(k \text{ arribos en } T) = \frac{(\lambda \cdot T)^k \cdot e^{-\lambda \cdot T}}{k!}$$

$\lambda$  [ arribos/segundo ]: parámetro de la distribución

Distribución exponencial: la función de densidad de probabilidad es:

$$f(t) = \alpha \cdot e^{-\alpha \cdot t}$$

$$E(t) = 1 / \alpha$$

La relación entre el proceso de Poisson y la distribución exponencial [ 31 ] nos indica que: si las llegadas a la red forman un proceso "poissoniano" con parámetro  $\lambda$ , los tiempos entre arribos se distribuyen exponencialmente y su media es  $1 / \lambda$ .

Retomando el ejemplo planteado más arriba, es fácil entender que el primero de los 26 paquetes que se deben enviar arribaría según la teoría lo supone; resulta importante plantearse que ocurre con los otros 25...

Según refiere la literatura [ 12 ] las técnicas de "padding" surgen en la realización del protocolo Token-ring. La transmisión de la estafeta (versión castellana a la palabra inglesa "token" [ 27 ] ) se realiza cada cierto tiempo (prefijado por el sistema operativo de la red) así el paquete, incluyendo su señalización no puede exceder de cierto valor; aquí surge la necesidad de dividir el mensaje original en una serie de mensajes o paquetes manejables por el sistema.

El archivo a transmitir es entonces dividido en N paquetes compatibles con la red; su sistema operativo se encarga de generar un tiempo constante, contado desde el momento en el cual



se terminó de enviar el primer paquete por la red, luego del cual se intenta transmitir el segundo paquete, etcétera.

La suposición de que se genera este tiempo, y de que es fijo se fundamenta en lo siguiente:

1. Luego de enviar el paquete la terminal debe liberar a la red durante un cierto tiempo para permitir a las otras estaciones competir por el canal. Si no hiciera ésto se violaría el protocolo, el cual es del tipo no-persistente [ 3 ].

2. La generación del tiempo de espera, citado en los párrafos anteriores, se realiza por la ejecución de una rutina del sistema operativo de la red. Una rutina para generar un tiempo aleatoria es 40 o 50 veces más grande que una que genere un tiempo fijo.

Para esta tarea se requieren un mínimo de 10 instrucciones y su tiempo de ejecución se realizaría en un tiempo no mayor a los 100  $\mu$ s.

### 3.1.2.2. Naturaleza del tráfico en la red.

De acuerdo a lo anterior nos planteamos ahora si los diferentes paquetes generados a partir de un archivo, forman o no un proceso de Poisson. Según la teoría de la probabilidad y de los procesos estocásticos sabemos que:

Si X y Y son dos variables aleatorias cualesquiera se cumple que:

$$E ( X + Y ) = E ( X ) + E ( Y )$$

Donde E ( ) es el valor esperado de una variable aleatoria.

Si en particular Y es una constante, se tiene que el promedio de los tiempos entre arribo cambia; en otras palabras: cambia la tasa promedio de arribos a la red.

Para el segundo paquete habría que considerar otro proceso, con otro parámetro, para el tercer paquete otro, etcétera.

La afirmación anterior se ve relativizada por el hecho de que si alguno de los paquetes debe ser diferido ( por estar el canal

ocupado o porque se produjo una colisión) tendremos otra clase de distribución.

Suponiendo que el sistema operativo de la red fije un tiempo entre cada paquete perteneciente a un mismo archivo, surge la cuestión de que tan exacta puede resultar esta demora ya que los tiempos de ejecución de las rutinas del sistema operativo de la red, son comparables a la duración de cada paquete y a la demora generada.

De lo dicho hasta ahora se entiende que la formulación de un modelo teórico, que considere las que, según nuestro criterio, son las principales variables involucradas en el funcionamiento real de una red, no es un trabajo sencillo.

Creemos que esa tarea excede los alcances del presente trabajo.

### 3.2. Sistema operativo de la red.

#### 3.2.1. Preliminares.

En la literatura de redes se habla de "servicios" cuando se describen las diferentes tareas que debe realizar el sistema operativo de una red.

Dos servicios fundamentales son: la posibilidad de compartir archivos por cada equipo conectado a la red y la utilización común del ( los ) recurso ( s ) de cómputo.

Estos servicios se prestarán sin interferir con la operación de los demás equipos conectados a la red. Desde el punto de vista del usuario, ( en la literatura se habla del cliente, "client" en inglés ) el recurso demandado, archivo o impresora, deberán aparecer como parte de su propio sistema.

Las primeras redes, con su sistema operativo asociado, requerían de un "server" exclusivo. No se permitían las transferencias entre estaciones de trabajo. La tendencia actual, principalmente en lo que se refiere a programación es que no haya diferencia entre estaciones y "server".

Se utilizan dos esquemas para presentar ante el usuario los recursos remotos:

1. Si un archivo está localizado en un disco duro del "server" de la red, esta unidad aparece ante el usuario como si fuera una unidad manejadora ( drive ) de su mismo sistema.

2. Al utilizar el sistema operativo llamado Sun's Unix Network File System ( NFS ) el directorio del "server" aparece como un subdirectorio dentro del directorio raíz de la máquina del usuario. En la red de Digital Data ( RDD ) se utiliza el primer esquema.

Supongamos que el usuario cuenta con un sistema compuesto de dos manejadores de disco flexible ( "drives" A y B ) y un manejador de disco duro ( "drive" C ). Al configurar la red se designará con D al manejador donde se encuentran los archivos de interés. Este disco duro es el del "server".

Desde el punto de vista del usuario este "drive" D se encuentra dentro de su máquina. Los comandos para el manejo de este disco son los mismos del DOS. Algunas redes proporcionan servicios tales que impiden la lectura y/o la escritura en ciertos archivos y/o subdirectorios.

El hecho de que un recurso remoto aparezca como uno local se debe a la conexión física entre las estaciones y al sistema operativo de la red.

### 3.2.2. Esquema del sistema operativo de una red.

En [ 5 ] se da el esquema de la solicitud de un servicio de un usuario al "server", en una red que utiliza el sistema operativo MS-NET de la empresa MICROSOFT. Varias redes comerciales ( IBM, AT&T, Digital, RDD, etc. ) utilizan este sistema operativo o uno muy similar. En la figura 3.2.2 se reproduce el citado diagrama. Si una aplicación o un comando del DOS hace una solicitud de un cierto archivo, se activa la interrupción por programa 21H ( la H significa que la numeración es hexadecimal ).

Esta interrupción del sistema operativo de la máquina realiza las funciones necesarias para el manejo de archivos.

El redireccionador del sistema operativo de la red "intercepta" esta señal de interrupción antes de que sea tomada por el DOS. Se verifica si la función del DOS invocada involucra o no una transferencia de archivos locales; si éste no es el caso se permite que el DOS maneje la interrupción de manera normal.

SMB: Surtidor de bloques de mensajes

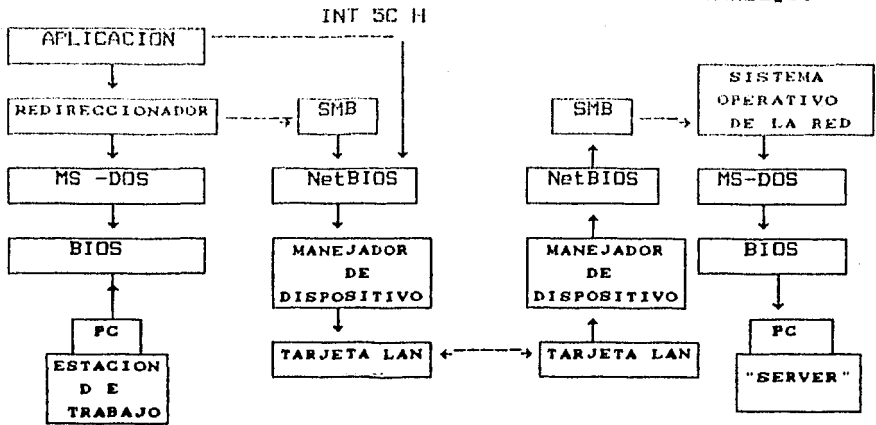


Fig. 3.2.2. Diagrama de funcionamiento de una red de área local.

Si la transferencia se refiere a un archivo ubicado en la red el redireccionador debe cambiar el formato de la solicitud.

El MS-NET se divide en capas. En particular la capa denominada SMB ( del idioma inglés: "Server Message Block" ) se encarga de proporcionar la interfase con el NetBios a través de la interrupción 5C H.

Algunas aplicaciones permiten la interacción directa con el NetBios a través de la misma interrupción 5C H.

La rutina que realiza esta interrupción es puesta en la memoria RAM de la estación de trabajo y del "server" por el sistema operativo de la red.

En el "server" el flujo de las señales de control se realiza en sentido inverso.

En el esquema de la estación de trabajo se dibujan solamente tres

módulos de programación de la red: el redireccionador, el SMB y el NetBios.

En el esquema del "server" se añade un bloque indicado como sistema operativo de la red. En realidad todos estos módulos constituyen el sistema operativo que se superpone al DOS de la microcomputadora; algunos se cargan en las estaciones de trabajo, otros en el "server" y otros en ambos. Esta operación se realiza al instalar la red local.

### 3.2.3. Sistemas operativos de las microcomputadoras y sistemas operativos de las redes locales.

El sistema operativo de la red tiene una arquitectura, valga el término también para la programación, multitarea y multiusuario. En este sentido se parecen más a los sistemas operativos de las minicomputadoras que al DOS que maneja las microcomputadoras PC-compatibles; en éstas se realiza una tarea por vez. dentro del ambiente del DOS no es posible la multiprogramación.

El sistema operativo de los sistemas personales, el OS/2, es capaz de realizar varias tareas a la vez. Esto explica el mejor desempeño de una red dentro de un ambiente OS/2 en comparación al que se logra usando equipo manejado por DOS.

El sistema operativo de la red debe satisfacer las demandas de servicio de varios programas de aplicación, que se están ejecutando al mismo tiempo y satisfacer las demandas con los recursos existentes en la red.

El conjunto de programas, que componen el sistema operativo, que maneja la red deben ser invisibles para los usuarios.

Los diseñadores de redes y/o sistemas operativos intentan fijar los estándares de la industria. La cantidad de productos es tal que esta tarea ya parece imposible.

Dentro de los intentos, la revista PC Magazine ( número del 14 de Junio de 1988 ) presentó un cuadro donde se relacionan una serie de productos, básicamente programación, con el modelo estratificado de la OSI.

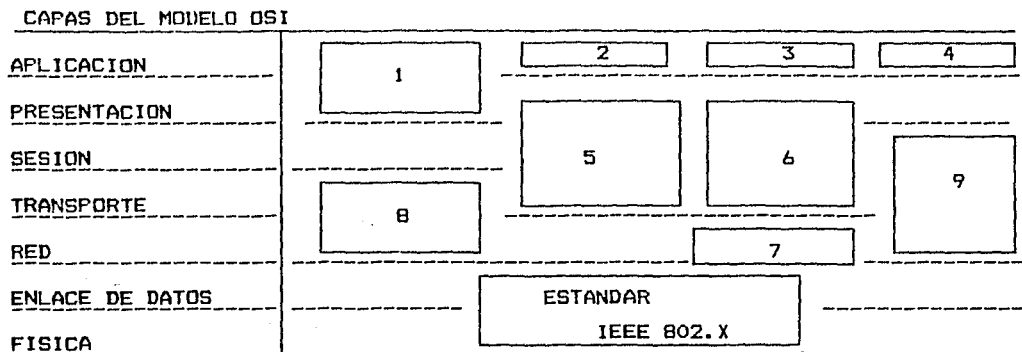


Fig. 3.2.2. Cuadro que relaciona el modelo OSI con partes de sistemas operativos de redes.

1. DOS / redireccionador.
2. Servicios de archivos remotos.
3. Bloque de mensajes del "server".
4. Sistema de archivos de la red.
5. NetBios: sistema básico de entrada y salida de la red.
6. Comunicación avanzada entre programas.
7. Sistema de comunicación de la red.
8. Programa de comunicación entre sistemas con diferentes protocolos.
9. Servicios de red diseñados por Xerox.

En las capas más bajas, la física y la de enlace de datos, se aceptan las normas dadas por la IEEE.

### 3.3. La red de Digital Data SA de CV ( RDD ).

#### 3.3.1. Consideraciones generales.

Se trata de una red de área local que emplea el método de acceso CSMA/CD. El protocolo es muy similar al Ethernet. No se considera necesario describir nuevamente su operación.

Los nodos ( máquinas del tipo PC-compatibles ) de la red se conectan con un par trenzado de cables. En cada nodo o estación de trabajo se puede almacenar solamente un paquete.

Hay dos versiones de la RDD; en una la velocidad de transmisión de la información es de 2.5 Mbits/seg y en la versión más reciente aquella es de 4 Mbps.

Cada paquete transmitido en la red se compone de una secuencia de bytes: la dirección destino y la información.

La dirección se da en un byte. Teóricamente la RDD puede funcionar hasta con 255 estaciones. En la práctica la RDD se torna poco operativa ( el retardo aumenta demasiado ) cuando el número de estaciones es mayor a 5 ó 7. La longitud mínima de un mensaje es de un byte y la máxima está determinada por la velocidad de captura, vía DMA ( Acceso Directo a la Memoria de la microcomputadora ), de información. En la práctica este valor es de 4Kbytes.

La finalización de un mensaje, a nivel de circuitería, se detecta cuando durante un tiempo mínimo de 1.5 microsegundos no hay actividad eléctrica en la red. Esto significa que mientras haya bytes por enviar el nodo transmisor deberá poner ceros lógicos en la red. El bit de inicio de un mensaje es siempre un uno lógico.

La RDD utiliza como bus un par trenzado; se adoptó un esquema balanceado de transmisión con el estándar RS422. En cada tarjeta RDD hay dos conectores DB9; uno de entrada y uno de salida.



Si una estación de trabajo es un nodo terminal se debe poner en el conector de salida de una estación una impedancia de 100 ohms. A este dispositivo se le llama "terminador" en el lenguaje de las redes.

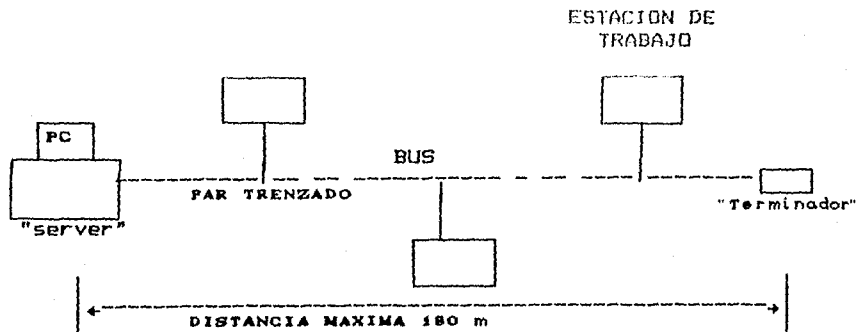


Fig. 3.3.1. Esquema de la RDD.

### 3.3.2. Operación.

La detección de las colisiones se realiza midiendo el ancho de pulso en la red. Si esta duración excede el 60% del ancho nominal del pulso se considera que hay colisión.

| Tasa de transmisión | Ancho nominal del pulso | colisión    |
|---------------------|-------------------------|-------------|
| 2.5 Mbps            | 200 ns                  | si > 325 ns |
| 4.0 Mbps            | 125 ns                  | si > 200 ns |

La justificación de este esquema de detección de la colisión es que al ocurrir ésta las señales de las estaciones colisionadas se sumarán generando pulsos más largos que los normales. Para evitar que las señales estén en fase se cambia ésta al azar al transmitir cada byte.

Al detectar la colisión cada nodo genera una señal de "jamming" que indica a cada integrante de la red que se ha producido una colisión. Esta señal dura 30  $\mu$ s.

La señal de "jamming" se genera en cualquiera de las siguientes condiciones:

- colisión
- error en los datos.

El error se detecta mediante la utilización de bits de paridad en cada byte transmitido. La RDD no cuenta con un mecanismo de reconocimiento del éxito de la transmisión ( "acknowledge signal" ).

Cada tarjeta consta de un circuito integrado PAL ( Arreglo de Lógica Programable ), dos circuitos manejadores o "drivers" del estándar RS422 ( circuitos 26LS31 y 26LS32 ) , uno o dos cristales y algunos circuitos de la serie 74LS.

El precio de venta de cada tarjeta se sitúa entre los 270 y 300 dólares; el paquete de programas junto a la licencia, necesaria para el uso de la red con cuatro nodos, no excede los 1,000 dólares.

### 3.3.3. Consideraciones de diseño.

Como en cualquier red local, una parte de la operación de la RDD se realiza por circuitería y otra por programa.

La tarjeta no tiene memoria ni registros programables. La detección de las colisiones y la generación de la señal de "jamming" se realizan por circuitería.

El algoritmo para la retransmisión ( "backoff" ) es un programa realizado en ensamblador y que se carga en cada estación y en el "server" al momento de inicializar el sistema; forma parte del sistema operativo de la red.

Creemos que es lícito suponer que el tiempo máximo necesario para la ejecución de esta rutina no excede los 100  $\mu$ s, aún en la PC más lenta.

Si bien no conocemos la estructura de este programa, se nos

informes que se cumple con el requisito teórico que asegura el funcionamiento óptimo de la red: el tiempo de retransmisión es la menos 10 veces el tamaño del paquete transmitido.

En la peor condición de operación de la RDD, el paquete más largo es de 4,000 bytes y la velocidad de transmisión es de 2.5 Mbps. En estas condiciones la demora para la retransmisión debe ser mayor a

$$10 \times 4,000 \text{ [bytes]} \times 8 \text{ [bits]} \times 400 \text{ ns} = 128 \text{ ms.}$$

La interacción entre la tarjeta de interfase de la red ( la tarjeta RDD ) y la microcomputadora se realiza mediante el sistema operativo de la red. Este se carga en cada estación y en el "server".

El programa de la red ocupa una parte considerable de la memoria RAM de cada equipo conectado en red. Esta desventaja la comparte la RDD con todas las redes locales.

Cuando se consideró el sistema operativo de la red ( página 48 de este trabajo ) se citaron las funciones que éste debe proveer. Se mencionó que su realización puede ser por programación o por circuitería.

Los diseñadores de la RDD optaron por ahorrar en circuitería; el esfuerzo se puso, entonces, en la elaboración de una serie de algoritmos que realicen las tareas necesarias para el control de la red. Una parte importante de la programación se realizó en el país. De lo dicho surgen dos aspectos importantes:

1. la realización de las tareas por circuitería es mucho más veloz, tal vez en una magnitud de 1000 a 1, que la que se realiza por programación. Si recordamos que las PC son sistemas uni-usuario y en la tarjeta de interfase RDD-PC no hay un microprocesador; se entiende que las diferentes rutinas las debe realizar el CPU de la PC. De lo anterior se entiende que el sistema ( la red ) es particularmente sensible a la velocidad de procesamiento del surtidor y de cada estación de

trabajo y,

2. la inversión en circuitería es mínima. La tarjeta RDD no tiene "buffer" de memoria; se utiliza la memoria del sistema. Entre ésta y la interfase de la red se realiza directamente la transferencia de cada byte del mensaje que se está recibiendo o enviando.

El costo de la programación producida localmente resulta mucho menor respecto a la producida en los EEUU. En México se paga a un programador de 15 a 20 dólares la hora de trabajo; en los EEUU esta cifra se triplica o cuadruplica [ 27 ].

Estas cifras explican en parte el costo tan bajo de la RDD. Una tarjeta de Ethernet cuesta de 1,200 a 1,500 dólares.

#### 3.3.4. Parámetros de la RDD.

Distancia máxima entre estaciones: 500 pies ( 160 metros ).

Medio de transmisión empleado: par trenzado (la velocidad de transmisión de la información es de  $.66 * c$ ,  $c=3 * 10^8$  m/s ).

Retardo máximo por propagación, D: .75  $\mu$ s.

Duración de la señal de "jamming", TC: 30  $\mu$ s.

Tamaño máximo del paquete, T: 4096 bytes.

Velocidad de transmisión: 2.5 Mbps.

### 3.4. Presentación de un caso real.

En este punto creemos que resulta ilustrativo de lo expuesto hasta aquí, el presentar un caso tomado de la sección llamada "Connectivity Clinic" de la revista PC- MAGAZINE de Junio de 1988.

El caso es el siguiente:

un usuario consulta acerca de la manera de mejorar el desempeño de una red compuesta por seis máquinas IBM PC-AT ( con relojes de 10 Mhz ) como estaciones de trabajo y una microcomputadora Compaq Deskpro 386/20 como "server".

La red funciona bajo un sistema operativo llamado "PC Local Area Network Program" de IBM.

El citado usuario ( y el redactor de la sección ) asocia el término eficiencia ("throughput" en el artículo) con el tiempo de ejecución de una tarea ( en el sentido del presente trabajo de tesis, se entiende que el tiempo de ejecución está asociado al retardo de los paquetes manejados en la red ).

El usuario se queja de la lentitud del sistema ( no da tiempos ) cuando las máquinas se utilizan en un ambiente de una base de datos compartida.

El redactor de la sección citada, Frank J. Derfler, le responde que no hay mucho que hacer, para mejorar el desempeño de la red, con el sistema que el consultante expone.

Dicho ésto, le da algunas alternativas, algunas gratis y otras que requieren la compra de "hardware" y "software" adicional, para aumentar la velocidad de transferencia de archivos entre sus máquinas.

Para fundamentar su recomendación, el señor Derfler, realizó una serie de pruebas donde midió el tiempo de ejecución de una cierta tarea en un ambiente donde no hay un "Server" dedicado, tal como lo planteaba el usuario que escribió a la revista.

En la realización de sus mediciones utilizó las diferentes configuraciones que aconsejó al lector de la revista.

En seguida se muestran las mediciones realizadas

| Configuración           | Tiempo de ejecución<br>( segundos ) |
|-------------------------|-------------------------------------|
| a) 10-Net solo          | 1,190                               |
| b) 10-Net + RAMdisk     | 790                                 |
| c) 10-Net + cache       | 1,100                               |
| d) 10-Net + Awesomo I/O | 964                                 |
| e) 10-Net + BatRAM      | 814                                 |

Las configuraciones c ), d ) y e ) son tarjetas y programas adicionales que deben ser adquiridos por el poseedor de la red. En el artículo no se dan los precios de estos productos.

Se ve que la mejor opción es la creación de discos virtuales o RAM-disk en cada máquina. Esta alternativa, si bien no cuesta nada al usuario, está limitada por la cantidad de RAM disponible en cada máquina conectada en red.

En las conclusiones de este trabajo se vuelve sobre este tema.

## CAPITULO 4

### ANÁLISIS DE LA RDD SEGUN EL METODO CONVENCIONAL

#### 4.1. Modelo matemático.

##### 4.1.1. Consideraciones preliminares.

Para el estudio del desempeño de la RDD tomaremos el modelo propuesto por Takine et al. [ 11 ].

Como todos los modelos revisados, este estudio se plantea a nivel del protocolo y se asumen toda la serie de suposiciones citadas a lo largo de este trabajo.

La red se compone de E estaciones estadísticamente iguales y se supone que el proceso de arribo a cada una de ellas es "poissoniano" con parámetro  $\lambda$  [ paquetes/segundo ].

La rutina de retransmisión, igual para todas las estaciones, proporciona tiempos de espera distribuidos exponencialmente con parámetro R. En su artículo Takine et al. consideran a este valor comprendido entre .05 y .2. No se da, en el citado trabajo, una justificación a lo anterior.

Cada estación posee un "buffer" unitario y en un cierto momento, al que llamaremos punto de observación, tendrá o no un paquete para transmitir.

Se puede entender al canal de comunicación como la sucesión de momentos de ocupación y momentos en los cuales el canal se encuentra libre ( canal "busy" o "idle" en la literatura en lengua inglesa ). Los puntos de observación se toman al final de cada período de ocupación del canal; ésta se debe a la transmisión exitosa o no de un mensaje.

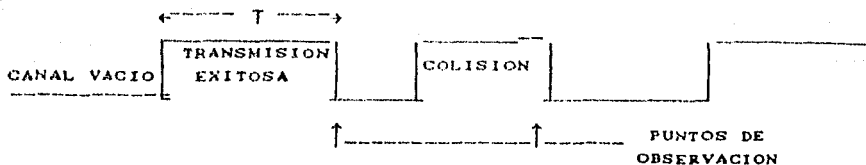


Fig. 4.1.1. Esquema del canal de comunicación

Si la estación tiene un paquete para enviar, sea éste nuevo o un intento de retransmisión, se dice que la estación se encuentra activa. En un cierto momento puede haber 0, 1, 2, 3, 4, etc., estaciones en ese estado.

#### 4.1.2. Definiciones.

Para el estudio del sistema, en lo tocante al retardo, se define un vector de estado  $I$ . Este representa el número de estaciones (el total es  $E$ ) en estado activo (Takine, utiliza las palabras inglesas "thinking" y "backlogged" para definir los estados inactivo o activo de una estación).

De acuerdo a las definiciones dadas hasta ahora se entiende que el vector de estado  $I$  puede tomar cualquier valor entre 0 y  $E$ , en general  $I=0,1,2,\dots,E$ .

Sea  $I$  el estado del sistema en un cierto punto de observación; la función de distribución de probabilidad del período, en el cual el canal se encuentra libre, luego de un período de ocupación, estará en función de: recibir o no un paquete nuevo en las estaciones que están inactivas, y de los intentos de retransmisión de las estaciones que se encuentran en estado activo.

Esta distribución es exponencial con media

$$M_I(I) = 1 / B(I)$$



donde  $B(I) = (E - I) \lambda + (I \neq R)$ .

El canal de comunicación se encontrará sucesivamente libre y ocupado. Algunos autores refieren a estos periodos con las letras B e Id. La ocupación promedio del canal será

$$\frac{B}{B + Id} \quad (1)$$

De esta ocupación interesa solamente la relacionada a la transmisión exitosa de los mensajes en la red.

La expresión (1) es reemplazada por

$$\frac{Ut}{B + Id} \quad (2)$$

Ut es el tiempo promedio de utilización del canal para realizar transmisiones exitosas. A la expresión (2) se la designa como eficiencia o "throughput". En el modelo de Takine se nombra a la expresión (2) como utilización del canal, U. El método de análisis propuesto se basa en el cálculo de las probabilidades de la transición entre estados, para dos puntos de observación consecutivos.

#### 4.1.3. Notación.

Cada mensaje recibido en la red puede ser, en primera instancia, transmitido o no; se presenta un EXITO o un FRACA (so). El mensaje en cuestión puede ser nuevo o viejo (ya estaba en la red y se intenta su retransmisión); N o O.

J es el índice utilizado para designar el estado del sistema en otro punto de observación; así,  $J=0, 1, 2, \dots, E$ . Por supuesto que J puede ser igual a I. Bajo estas convenciones en la notación se tiene que:

EXITON(I,J) es la probabilidad de que un mensaje que arriba a la red entre los puntos de observación consecutivos donde el

estado del sistema es I y J, respectivamente, sea transmitido exitosamente.

EXITOD(I,J) es la probabilidad de que un mensaje existente en alguna estación activa, en el punto de observación donde el estado del sistema es I, sea transmitido exitosamente, siendo J el estado del sistema en el segundo punto de observación.

FRACAN(I,J) indica la probabilidad de que un mensaje nuevo, que arriba a la red entre puntos de observación consecutivos, colisione con uno o más mensajes. Es fácil entender el sentido de FRACAD(I,J).

#### 4.1.4. Cálculo de las probabilidades.

Las ecuaciones 3, 4, 5 y 6 nos dan la definición de EXITON, EXITOD, FRACAN y FRACAD.

$$\text{EXITON}(I,J) = \frac{(E - I) \lambda}{B(I)} \exp\left[-(B(I) - \lambda) * D\right] * B(E - I - 1, J - I, \lambda, T) \quad (3)$$

$$\text{EXITOD}(I,J) = \frac{I * R}{B(I)} \exp\left[-(B(I) - R) * D\right] * B(E - I, J - I - 1, \lambda, T) \quad (4)$$

$$\text{FRACAN}(I,J) = \frac{(E - I) \lambda}{B(I)} \left\{ B(E - I - 1, J - I - 1, \lambda, TC + D) - \exp\left[-(B(I) - \lambda) * D\right] * B(E - I - 1, J - I - 1, \lambda, TC) \right\} \quad (5)$$

$$\text{FRACAD}(I, J) = \frac{I \cdot R}{B(I)} \left[ \frac{B(E-I, J-I, \lambda, TC+D) - \exp\left[-(B(I)-R) \cdot D\right]}{B(E-I, J-I, \lambda, TC)} \right] \quad (6)$$

D es el retardo máximo por propagación entre estaciones, T es el tamaño del paquete y TC es la duración de la señal de "jamming". La B(m,n,λ,T) es la distribución binomial y su expresión general es:

$$B(m, n, \lambda, T) = \begin{cases} \binom{m}{n} \exp\left[-(m-n)\lambda \cdot T\right] \cdot \left[1 - \exp(-\lambda \cdot T)\right]^n & 0 < n < m \\ 0 & \text{en caso contrario} \end{cases}$$

La probabilidad de transición entre estados P(I,J) es:

$$P(I, J) = \text{EXITON}(I, J) + \text{EXITOO}(I, J) + \text{FRACAN}(I, J) + \text{FRACAO}(I, J)$$

Por ejemplo, P(0,0) representa la probabilidad de que el sistema, que no tiene estaciones en estado activo, permanezca en ese estado.

Debido a la definición de puntos de observación el sistema no podrá pasar, por ejemplo, del estado 2 al estado 0, etc., así:

$$P(2,0) = P(3,1) = P(6,4) = \dots = P(5,0) = 0, \text{ etcétera.}$$

En el apéndice A de este trabajo se presenta el listado del programa que permite el cálculo de las P(I,J) para diferentes valores de carga, λ, y para redes: con 5, 10 y 15 estaciones de trabajo.

Se tomaron 10 valores de λ y se consideró fijo el tamaño del paquete, T, así como a los otros parámetros de la red.

T es el valor de referencia:  $T=1$ .

Los otros tiempos involucrados en el modelo se consideran en función de T; la señal de "jamming", IC, que es de 30  $\mu s$  en la RDD, valdrá .03 ( en relación a T ) y el retardo máximo por propagación, D, que tiene un valor de .75  $\mu s$ , valdrá .001 ( en relación a T ).

#### 4.1.5. Cálculo de la utilización del canal y del retardo.

La distribución de la probabilidad estacionaria, Z ( Kleinrock, [ 18 ], la designa con  $\pi$  ) se puede calcular a partir del siguiente sistema de ecuaciones.

$$\left[ Z_i \right] = \left[ Z_i \right] * \left[ P_{i,j} \right] \quad \text{y} \quad \sum_i Z_i = 1$$

P es una matriz cuyos elementos son las P (I,J) y las componentes del vector Z son las probabilidades estacionarias de que el sistema tenga un cierto número de estaciones en estado activo.

Por ejemplo:  $Z_1$  nos da la probabilidad de que el sistema tenga una estación en estado activo. La dimensión del vector Z es ( E + 1 ). La dimensión de la matriz P es ( E + 1 ) \* ( E + 1 ).

Sea S(I) la probabilidad condicional de una transmisión exitosa, cuando el estado del sistema, en un cierto punto de observación, es I

$$S(I) = \sum_j \left[ \text{EXITON}(I,J) + \text{EXITOO}(I,J) \right]$$

Se define un ciclo, como el tiempo transcurrido entre dos puntos de observación consecutivos. La media de la duración de un ciclo es

$$MC = TC + D + \sum_i Z_i * \left[ MI + S(I) * ( T - TC ) \right]. \quad (7)$$

La utilización del canal,  $U$ , viene dada por

$$U = \sum_i Z_i * S(i) * T / MC. \quad (8)$$

Se ve que la utilización del canal es lo que Hammond [ 3 ] llama "throughput" y es simplemente el cociente entre el tiempo promedio en que el canal es ocupado para transmitir información útil y el promedio de un ciclo del canal ( ecuación 7 ).

La  $U$  está acotada entre 0 y 1 y nos da la fracción del tiempo del canal ocupada para la transmisión de información útil ( paquetes no colisionados ). La utilización de cada estación es  $U / E$ .

Si la duración del paquete es  $T$ , el promedio de ocupación del canal por este paquete será

$$E * T / U.$$

Al evaluar la demora que el canal ( el protocolo ) impone a la transmisión del paquete se deberá considerar el instante, dentro del ciclo de trabajo en el cual el paquete arribó a la estación. Para un proceso de Poisson con parámetro  $\lambda$  el tiempo promedio entre arribos será  $1 / \lambda$  segundos.

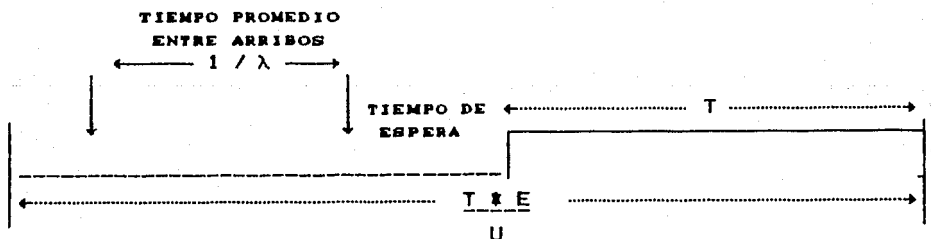


Fig. 4.1.2. Presentación esquemática de la demora en la transmisión de un paquete.

La demora promedio para un paquete es :

$$D = ( E * T / U ) - 1 / \lambda.$$

## 4.2. Evaluación de la eficiencia y del retardo

### 4.2.1. Eficiencia.

Para evaluar la eficiencia ( "throughput" ) se utilizará la fórmula 7 ( página 37 de este trabajo ).

$$S = \frac{g * \exp(-g)}{g * \exp(-g) + \gamma * a * g * (1 - \exp(-g)) + 2 * a * g * (1 - \exp(-g)) + a * (2 - \exp(-g))} \quad (7)$$

Si recordamos que  $g = a * G$

La expresión 7 queda expresada como:

$$S = \frac{G * \exp(-a * G)}{G * \exp(-a * G) + \gamma * a * G * (1 - \exp(-a * G)) + 2 * a * G * (1 - \exp(-a * G)) + (2 - \exp(-a * G))}$$

$$\gamma = TC / D \quad \text{y} \quad a = D / T.$$

En la evaluación de la eficiencia consideraremos paquetes de tamaño fijo, e iguales a 4096 bytes, puestos en un canal de comunicación que transmite a una tasa de 2.5 Mbps.

Cada paquete dura 13.7 ms. En la RDD,

$$D = .00075 \text{ ms.} \quad \text{y} \quad TC = .03 \text{ ms.}$$

Si consideramos al tamaño del paquete,  $T$ , como la medida de referencia tendremos que:

$$\gamma = 40 \quad \text{y} \quad a = .000054$$

Al ser  $T$  el valor de referencia, el tráfico ofrecido  $G$  será expresado en términos de  $T$ ; a la red arribarán  $G / T$  [ paquetes /  $T$  ].

Sea, por ejemplo,  $G = 20$ . Esto significa que llegan a la red, en promedio, 20 paquetes cada 13 ms.

Si consideramos una red local compuesta de 5 estaciones es fácil entender que un tráfico de 20 paquetes / es irreal.

En base a lo anterior consideraremos valores de  $G$  comprendidos entre .01 y 10.

De acuerdo a Coyle & Liu [ 22 ], la eficiencia de un sistema que utiliza un protocolo CSMA/CD y posee una población finita, es decir, un número finito de estaciones, no difiere significativamente de la de un sistema para el cual se supone una población infinita.

La eficiencia, varía entre 0 y 1 ( 0 a 100 % ).

El valor de  $S$  nos indica el porcentaje de paquetes que están siendo transmitidos exitosamente en la red.

La gráfica de  $S$  para un comportamiento ideal del canal es:

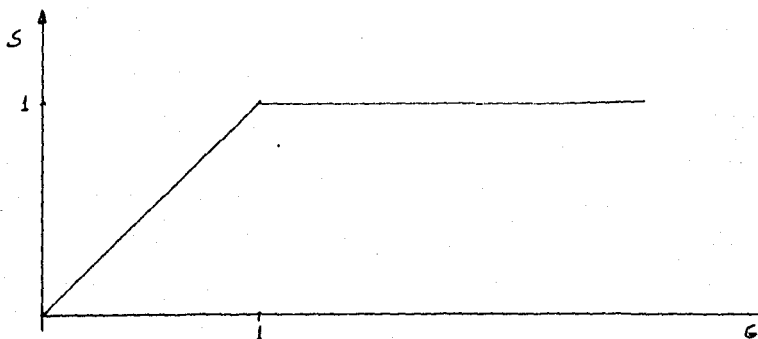


Fig. 4.2.1. Curva idealizada de  $S$  vs.  $G$ .

De acuerdo a lo expresado anteriormente la gráfica de la eficiencia para la RDD, que transmite paquetes de 4096 bytes a una velocidad de 2.5 Mbps es:

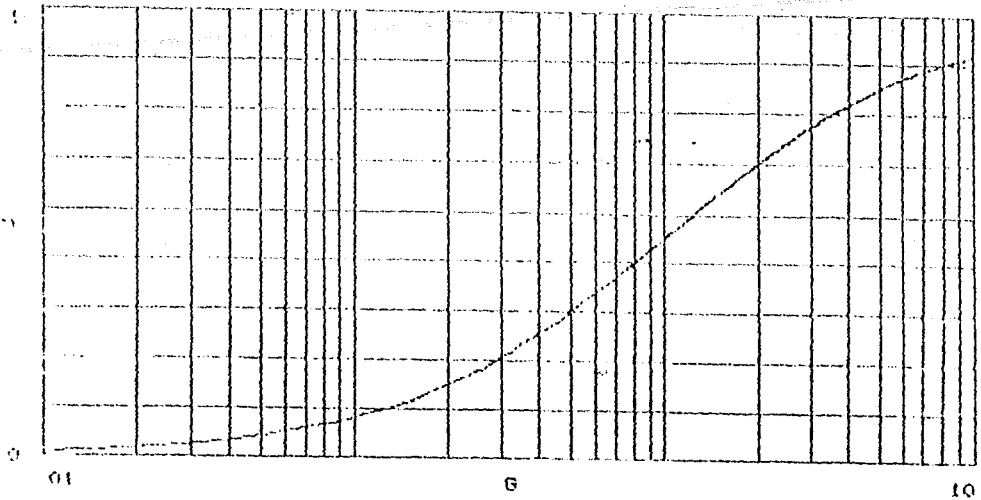


Fig. 4.2.2. Gráfica de la eficiencia para la RDD.

#### 4.2.2. Retardo.

La evaluación del retardo se realizó en base al trabajo de Takine [ 11 ], comentado en la sección 4.1 del presente trabajo. Se optó por utilizar el "análisis exacto" ya que se contó con los programas que permitieron los cálculos y tiempo suficiente en un sistema de cómputo.

La evaluación del retardo se realizó para redes de 5, 10 y 15 estaciones y en diferentes situaciones de carga. Se tomaron 10 valores de  $\lambda$  en cada configuración de red. El listado del programa utilizado en los cálculos se incluye en el apéndice A.

El valor del parámetro de retransmisión, R, se tomó del trabajo de Takine [ 11 ]: para la red de 15 estaciones  $R=.2$ .

Al evaluar el retardo de las redes compuestas de 5 y de 10 estaciones, se utilizaron los siguientes valores de:

| # estaciones | R   |
|--------------|-----|
| 5            | .65 |
| 10           | .3  |

Estos valores se obtuvieron a partir del citado  $R = .2$ , de acuerdo



a los criterios dados por Takine [ 11 ].

El valor máximo del parámetro de arribos,  $\lambda$ , se eligió tal que:

$$\lambda_{\text{máx.}} \cdot E < 1 \quad \text{para paquetes de tamaño } T=1.$$

De esta manera se trata de respetar un criterio de estabilidad del sistema referido por varios autores [ 21 , 14 , 9 ].

La solución de los sistemas de ecuaciones

$$( Z_i ) = ( Z_i ) * ( P_{i,j} ) \quad \text{y} \quad \sum_1 Z_i = 1$$

fue posible con la utilización del paquete EUREKA.

A continuación se muestran las curvas obtenidas.

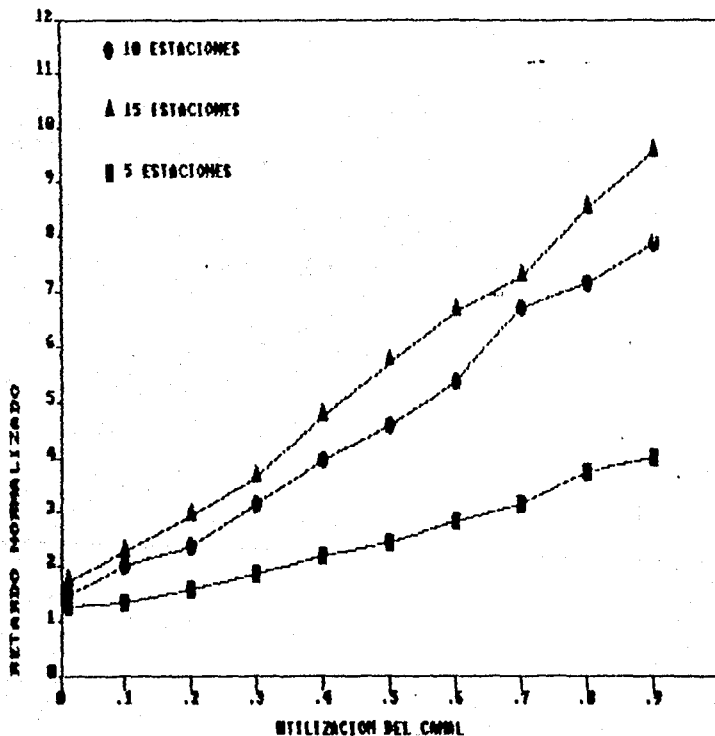


Fig. 4.2.3. Retardo en función de la utilización del canal para tres configuraciones de la RDD.

#### 4.2.1. Discusión.

La evaluación del retardo se realizó para

$$\lambda * E \leq .9$$

Para valores mayores de utilización del canal el modelo de Takine parece no ser el adecuado para el estudio del desempeño de la red.

Se realizaron los cálculos para un  $\lambda * E = .95$  y se obtienen valores de retardo menores que para  $\lambda * E = .9$  ( ? ).

En el mismo sentido, si se incrementa la tasa de arribos a valores muy grandes (  $\lambda > 10$  ) se observa, en este modelo, una disminución del retardo. Veamos esto para la configuración de la red compuesta de 10 estaciones:

| $\lambda$ | retardo normalizado ( D ) |
|-----------|---------------------------|
| .09       | 7.90                      |
| 10        | 14.5                      |
| 100       | 13.2                      |
| 1000      | 12.9                      |

Estos resultados, poco usuales, del comportamiento del desempeño de redes de área local que utilizan el protocolo CSMA/CD, coinciden por los planteados por Chaoming Zeng [ 28 ]: en el modelo de Takine se demuestra que

$$\begin{aligned} \text{límite } D &= E. \\ \lambda &\rightarrow \infty \end{aligned}$$

#### 4.3.1. Consideraciones preliminares.

En otra parte del trabajo se mencionó que la empresa Digital Data no proporcionó información acerca del sistema operativo de la RDD.

El conocimiento de una parte del "hardware" así como la instalación y uso de una RDD - página 76 de este trabajo - nos permitieron tener una idea aproximada de algunas características del sistema operativo.

Desde el punto de vista del estudio del desempeño, creemos que factores como, el tamaño de los paquetes, la paquetización de los archivos, y la tasa de retransmisión resultan determinantes.

#### 4.3.2. Tamaño de los paquetes.

En la norma IEEE 802.3 se especifica que el tamaño máximo de los paquetes que se transmiten por la red es de 1.56 Kbytes; los diseñadores de la RDD fijaron este máximo en 4Kbytes. En la operación normal del sistema se transfieren archivos de diferentes tamaños; no es fácil estimar un promedio.

La utilización de paquetes de programas se ha difundido cada vez más entre los usuarios de las computadoras o sistemas personales. Estos paquetes: LOTUS, DBASE III, MATCAD, ORCAD, SmartWork, WORKS, CHI-Writer, Word, etc. , utilizan y crean archivos. El tamaño de éstos varía a partir de 5 Kbytes hasta los límites que impone la cantidad de memoria RAM existente en la PC.

En el caso de la RDD no se informa acerca del tamaño máximo del archivo que se puede transmitir. En las mediciones realizadas se utilizó un archivo de 100 Kbytes.

#### 4.3.3. Paquetización de archivos.

Para transmitir un archivo de, por ejemplo, 15 Kbytes, será necesario enviar por la red 4 paquetes de 4 Kbytes cada uno.

Las funciones de paquetización y despaquetización de los archivos las realiza el llamado PAD [ 12 ], iniciales de las palabras inglesas "packet assembler disassembler". Estas subrutinas del sistema operativo de la red fraccionan los archivos a transmitir y les añaden los bytes necesarios para crear los paquetes que serán puestos en la capa física de la red. Estos bytes incluyen las direcciones de destino y origen, el preámbulo, etcétera.

En el nodo receptor se produce el proceso inverso y se reconstruye el archivo transmitido.

La manera como el sistema operativo de la red maneja la transmisión - puesta en la red de la serie de paquetes que constituyen un archivo -, no la conocemos en general ni en particular para la RDD. No se encontró ninguna referencia en la literatura consultada acerca de este tópico.

En aquéllos el tiempo entre transmisión de paquetes es fijo ( como lo es el momento de recibir la estafeta para transmitir ); en la RDD es lógico suponer que el intento de transmisión de la serie de paquetes se realiza en tiempos fijos.

Un argumento adicional, a tomar en cuenta, es que una rutina ( en lenguaje ensamblador ) para producir un tiempo fijo es, al menos, cinco veces más pequeña que una que genera tiempos aleatorios o pseudoaleatorios, como es el caso del algoritmo exponencial binario truncado que se utiliza en el protocolo Ethernet para generar los tiempos de retransmisión.

Un esquema de lo expresado se muestra a continuación.

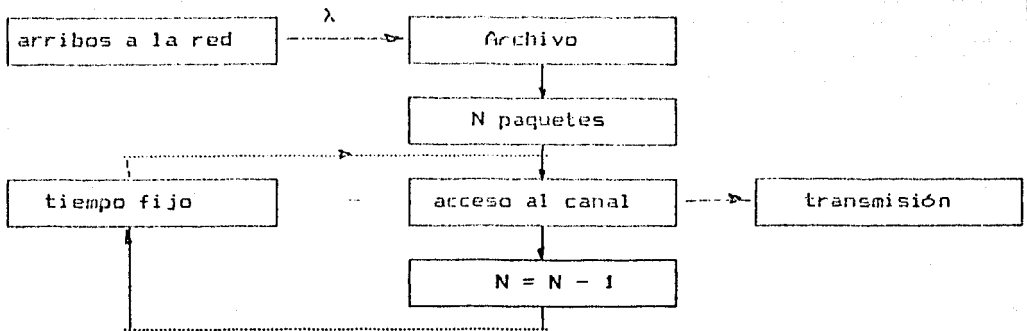


Fig. 4.3.1. Diagrama de bloques de la secuencia de transmisión de un archivo.

#### 4.3.4. Valor de la tasa de retransmisión.

En gran parte de la literatura consultada se asigna al parámetro de retransmisión,  $R$ , un valor comprendido entre .05 y .4. Este intervalo asegura que el retardo no excede valores máximos aceptables a la vez que no aumentan las colisiones.

En otra parte del trabajo se mencionó que un valor aceptable para  $R$  es aquel que asegurara que el tiempo promedio de retransmisión fuera al menos 10 veces mayor que el tamaño promedio de los paquetes transmitidos.

Si se considera que éste es la unidad ( $T=1$ ), la  $R$  óptima sería de .1.

Las afirmaciones anteriores son válidas en general para protocolos CSMA/CD donde el valor de  $D$  (retardo máximo por propagación) es mayor a .01 (tomando como referencia a  $T$ ). En la RDD, que opera a 4 Mbps, este parámetro vale .0000915 (suponiendo paquetes de 4096 bytes).

Es posible afirmar que la probabilidad de ocurrencia de una

colisión, en la RDD, es prácticamente cero. Esta afirmación es válida para valores de R muy superiores a los dados más arriba y diferentes condiciones de tráfico en la red.

El valor máximo de la R estará en función de la cantidad de veces que se pueda ejecutar la rutina de "backoff" en la estación. Esta necesita para su ejecución un cierto tiempo y la CPU (por ejemplo el "server" ) no puede ocuparse solamente de intentar la retransmisión del paquete.

La cantidad máxima de veces que se podrá ejecutar esta rutina deberá ser un parámetro de diseño.

En el análisis de algunos protocolos se dan los valores óptimos para R [ 13 , 14 ]. De esos trabajos es posible inferir que el parámetro de retransmisión deberá variar de acuerdo al número de estaciones conectadas en red.

Este factor se tomó en consideración al realizar las simulaciones de la operación de la RDD.

#### 4.4. Mediciones en una RDD.

Como un elemento más de juicio, dentro de la exposición de la evaluación del desempeño de la RDD, realizamos una serie de mediciones de los tiempos involucrados en la transferencia de archivos de diversos tamaños bajo diferentes condiciones de operación de la red.

La RDD, donde se efectuaron las mediciones consistió de un "server" y dos estaciones de trabajo.

Características del equipo utilizado:

"server": microcomputadora tipo AT con disco duro de 80 Mbytes ( tiempo de acceso < 20 ms ) y reloj de 12 Mhz.

estaciones de trabajo: microcomputadoras tipo XT con disco duro de 20 Mbytes ( tiempo de acceso < 70 ms ) y reloj de 8 Mhz.

Se crearon archivos de 1, 10, 20, 40 y 100 Kbytes y la tarea realizada consistió en transferir cada archivo desde el "server" a una estación de trabajo.

Cada transferencia se realizó 25 veces y los valores apuntados son los promedios de cada serie de mediciones.

Las condiciones  $\lambda = 0$  y  $\lambda > 0$  indican lo siguiente:

$\lambda = 0$  : el único tráfico en la red es el generado por las demandas de transferencias de archivos desde una estación de trabajo.

$\lambda > 0$  : una de las estaciones de trabajo realiza una permanente demanda de transferencias al "server" mientras que la otra es la encargada de transferir los archivos con los cuales se realizan las mediciones referidas.

Al producirse las demandas de transferencias el "server" estaba ocioso o ejecutando un programa ( se optó por ejecutar el paquete Works ); a estas condiciones las referiremos como: "server" ocioso y "server" ocupado.

En las tablas que siguen se consignan las mediciones realizadas; los tiempos están dados en segundos:

| "server" ocioso    |        |                    |        |
|--------------------|--------|--------------------|--------|
| Archivo [ Kbytes ] | tiempo | Archivo [ Kbytes ] | tiempo |
| $\lambda = 0$      |        | $\lambda > 0$      |        |
| 1                  | 1.43   | 1                  | 1.69   |
| 10                 | 1.76   | 10                 | 2.06   |
| 20                 | 2.03   | 20                 | 2.42   |
| 40                 | 2.64   | 40                 | 3.02   |
| 100                | 5.12   | 100                | 5.38   |
| tabla 1            |        | tabla 2            |        |

| "server" ocupado   |        |                    |        |
|--------------------|--------|--------------------|--------|
| Archivo [ Kbytes ] | tiempo | Archivo [ Kbytes ] | tiempo |
| $\lambda = 0$      |        | $\lambda > 0$      |        |
| 1                  | 1.98   | 1                  | 2.25   |
| 10                 | 2.14   | 10                 | 2.75   |
| 20                 | 2.75   | 20                 | 3.94   |
| 40                 | 3.63   | 40                 | 4.61   |
| 100                | 7.36   | 100                | 8.73   |
| tabla 3            |        | tabla 4            |        |

En todos los casos se transfirieron los archivos desde el disco duro del "server" hacia el disco duro de la estación de trabajo.

A continuación se presentan dos tablas: en una se muestran los tiempos necesarios para transferir los mismos archivos dentro de un disco duro ( entre dos subdirectorios ), en una estación de trabajo; en la otra se consignan los tiempos involucrados en la transferencia, de los cinco archivos utilizados en las mediciones, desde el disco duro a un disco virtual, dentro de una estación de



trabajo.

| Disco duro/disco duro |        |
|-----------------------|--------|
| Archivo [Kbytes ]     | tiempo |
| 1                     | 1.72   |
| 10                    | 1.91   |
| 20                    | 2.13   |
| 40                    | 2.47   |
| 100                   | 3.57   |

tabla 5

| disco duro/disco virtual |        |
|--------------------------|--------|
| Archivo [ Kbytes ]       | tiempo |
| 1                        | 1.11   |
| 10                       | 1.35   |
| 20                       | 1.62   |
| 40                       | 1.97   |
| 100                      | 3.01   |

tabla 6

## CAPITULO 5

### ANALISIS DE LA RDD SEGUN UN MODELO INTEGRAL

#### 5.1. Exposición del modelo integral.

##### 5.1.1. Justificación.

El modelo planteado por Takine [ 11 ] es solamente una buena aproximación para el estudio teórico de redes que utilizan un protocolo similar al empleado por la RDD.

Si se analiza la operación de la RDD, y en general de cualquier red, se comprende que el protocolo ( CSMA/CD en este caso ) explica una parte muy pequeña de su operación y comportamiento

Los principales factores que, además del protocolo, determinan el desempeño de una red, desde nuestro punto de vista, son:

1. el significado "real" del parámetro  $\lambda$  o del tráfico ofrecido a la red
2. el tamaño de los paquetes
3. la tasa de retransmisión
4. las rutinas de paquetización / despaquetización de los archivos
5. la velocidad de procesamiento del "server" y de cada estación de trabajo y el tiempo de acceso al disco duro instalado en cada equipo.

A lo largo del trabajo se han explicado suficientemente los factores anteriores. Consideramos que solamente el número 1 requiere una explicación adicional; en el párrafo 5.1.2 se desarrolla ésta.

La formulación de un modelo integral, tal que permita una adecuada aproximación al estudio del desempeño real de una red, deberá tomar en cuenta, al menos, el protocolo y los cinco factores citados anteriormente.

### 5.1.2. Naturaleza del tráfico en la red.

El tráfico en la red ( el tráfico ofrecido en la red ) se compone de los archivos que arriban y de los intentos de retransmisión de los paquetes colisionados o de los ya existentes en el sistema y que, por estar el canal ocupado al momento de su arribo, debieron diferir sus intentos de transmisión.

En los estudios teóricos de los protocolos se asume que los arribos forman un proceso de Poisson con parámetro  $\lambda$  y que los intentos de retransmisión se realizan por subrutinas capaces de generar tiempos aleatorios o pseudoaleatorios con media R.

Un valor de  $\lambda_{RED}$  igual a .1 significa que llegan a la red, en promedio, un paquete cada 10 unidades de tiempo; ésta en general es el segundo, pero la definición de la tasa de arribos se puede dar, como es el caso del presente trabajo, referida a una unidad arbitraria de tiempo. En el análisis matemático y en la simulación se tomó a la longitud del paquete transmitido, T, como unidad de tiempo.

Si se considera el mismo valor de  $\lambda$  para cada estación y la red tiene E estaciones, entonces llegan a la red  $\lambda * E$  paquetes por unidad de tiempo.

Veamos ahora el significado de un cierto valor de  $\lambda$  .

Sea

$\lambda = .3$  paquetes/T      la tasa de arribos a la red ;

y

T=.01 s ,

si la red tiene 10 estaciones, podrían llegar a la red, como máximo, 3 paquetes por segundo.

Los archivos que se deben transmitir tienen una longitud mayor o menor al tamaño máximo de los paquetes, y como las estaciones conectadas a través de la RDD, solamente pueden almacenar el

archivo por transmitir, los arribos que se produzcan durante el tiempo en el cual la estación está intentando transmitir el archivo, se pierden.

El diseñador del sistema debe definir la tasa máxima de archivos perdidos permisible. La pérdida de mensajes implica la aparición de una probabilidad de bloqueo del sistema.

Es posible dar una expresión para el cálculo de esta probabilidad a partir de algunas definiciones dadas por Takine [ 11 ].

Supongamos una red compuesta por E estaciones y sea  $Z_i$  la probabilidad estacionaria de que el sistema se encuentre en el estado i; que la red tenga i estaciones en estado activo. La probabilidad de bloqueo viene dada por

$$P_{\text{Bloqueo}} = \sum_i P_{\text{Bloqueo} / i} * Z_i$$

La  $P_{\text{Bloqueo} / i}$  es la probabilidad de que un mensaje que arriba a la red encuentre i estaciones activas.

Si E estaciones se encuentran activas la  $P_{\text{Bloqueo} / i}$  es 1.

Veamos un ejemplo:

Sea  $E = 5$  y  $\lambda = .1$   
se tiene que

$$Z_0 = .406$$

$$Z_1 = .362$$

$$Z_2 = .18$$

$$Z_3 = .045$$

$$Z_4 = .0056$$

$$Z_5 = .00033$$

La probabilidad de bloqueo es:

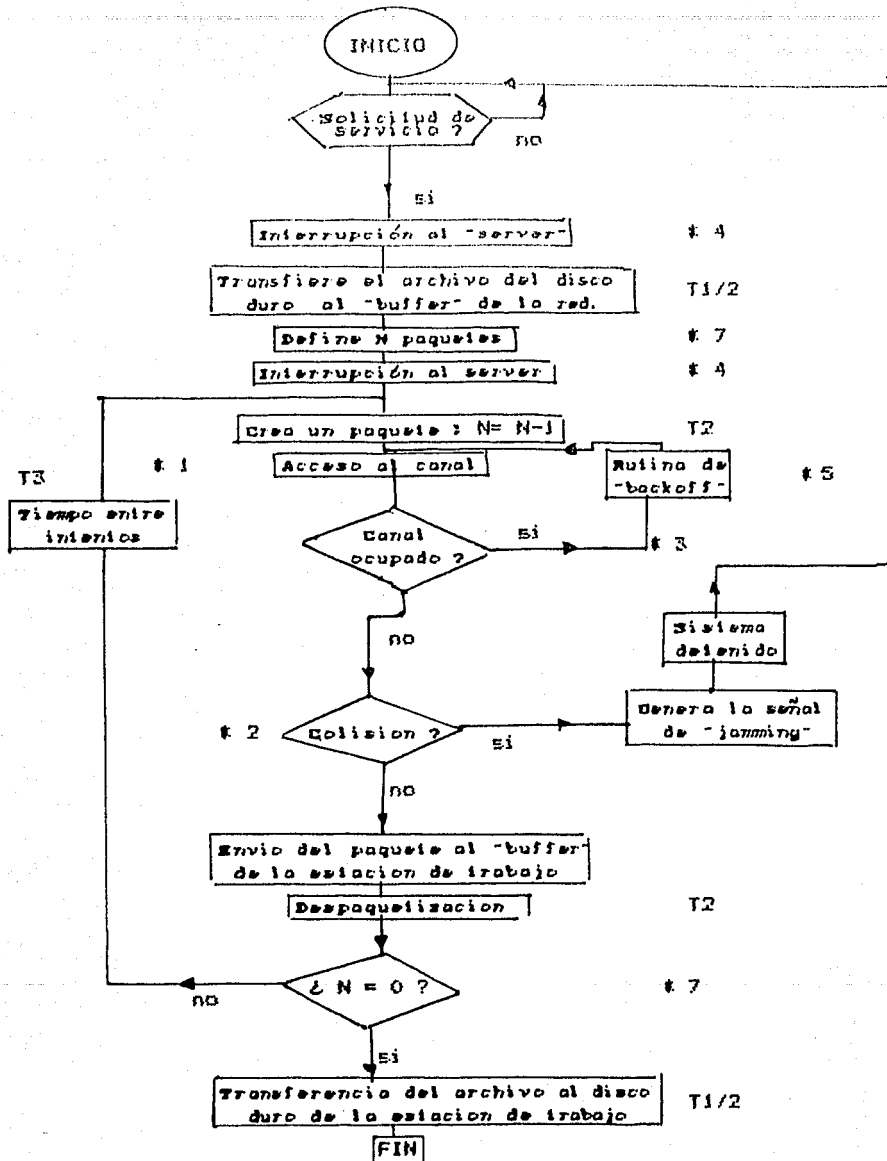
$$P_{\text{Bloqueo}} = 0 * Z_0 + .2 * Z_1 + .4 * Z_2 + .6 * Z_3 + .8 * Z_4 + 1 * Z_5 = .175$$

Los valores de  $Z_1$  están en función de la tasa de retransmisión y del mismo parámetro de arribos,  $\lambda$ .

El diseñador del sistema deberá fijar, en base a la probabilidad de bloqueo admisible, el valor máximo de  $\lambda$  y el valor de  $R$ .

### 5.1.3. Esquema del modelo integral.

En el esquema que sigue se indican las variables que deberán ser tomadas en cuenta por un modelo integral así como su interrelación.



$\# 1 + \# 2 + \dots + \# 7 = T4$

Fig. 5.1.1. Esquema del modelo integral (solicitud al "server" de transferir un archivo)

En el esquema anterior T1, T2, T3 y T4 indican los tiempos necesarios para la ejecución de las tareas indicadas en cada bloque. Estos tiempos son comentados en detalle en la sección 5.1.5 de este capítulo.

Tal como se indica el esquema muestra la operación consistente en transferir un archivo almacenado en el disco duro del "server" hasta el disco duro de una estación de trabajo.

Algunas tareas deberán repetirse tantas veces como paquetes haya que transferir ( un archivo se compone de N paquetes ) mientras que otras se repetirán tantas veces como intentos, de acceder al canal de comunicación, se realicen.

Al producirse una colisión el sistema se detiene y se espera hasta que se genere otra solicitud de servicio al "server".

La simulación se realizó de acuerdo a este esquema. Esto se estableció porque las mediciones realizadas en la RDD consistieron, precisamente, en la operación citada.

De esta manera es posible comparar los resultados de la simulación con una medida real; a pesar de la condición de tráfico cero ( explicada en la sección 4.4 de este trabajo ).

## 5.2. Justificación de la simulación.

La cantidad de variables involucradas en la operación de una red de área local y la complejidad de su interacción reafirman lo expresado, en la sección 3.1 de este trabajo, en el sentido de que la formulación de un modelo teórico que explique integralmente el desempeño de la RDD, excede los alcances de este trabajo.

En este orden de ideas, creemos que la utilización de la simulación, emerge como nuestra única posibilidad de obtener una buena aproximación al estudio del comportamiento de la red.

En la literatura hay numerosos artículos [ 9 , 13 , 14 , 11 ] donde se utiliza la simulación; en todos los casos se reporta que los resultados obtenidos se aproximan suficientemente al comportamiento real de cada red considerada.

Para realizar la simulación hubo necesidad de estimar una serie de tiempos involucrados en la transferencia de los archivos.

En algunos casos las estimaciones se realizaron a partir de mediciones; cuando ésto no fue posible, como en el caso de los tiempos de ejecución de las rutinas de paquetización y despaquetización, se les asignó un valor, digamos, razonable.

### 5.2.1. Tiempos involucrados en la transferencia de archivos.

#### 1. Tiempo de transferencia hacia / desde el disco duro ( T<sub>1</sub> ).

Se realizaron mediciones utilizando un disco duro marca Seagate, modelo ST-238, de 80 Mbytes de capacidad, instalado en una máquina que utiliza un microprocesador 80286 y un reloj de 12 Mhz. El fabricante reporta un tiempo de acceso menor a .04 s.

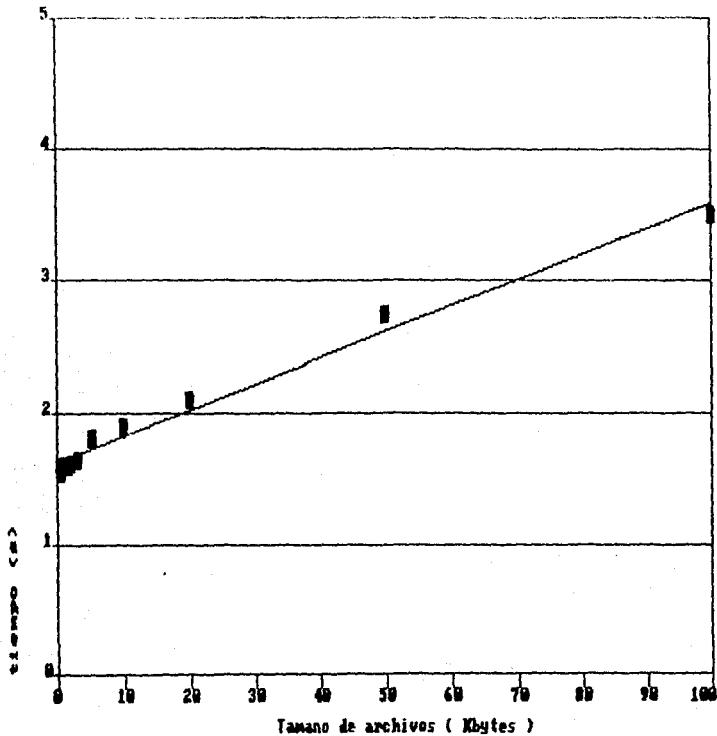
Se transfirieron archivos de diferente tamaño ubicados en diferentes subdirectorios del mismo disco duro. En cada operación



se realizó una lectura y una escritura del archivo.

En la gráfica que sigue se muestra la recta de regresión obtenida junto a su expresión matemática.

Tiempos para transferencia de archivos en un disco



THE REGRESSION POLYNOMIAL OF LINE 1 -

$$( 1.627E+00) + ( 1.959E-02)*X$$

Fig. 5.1.2. Tiempos de transferencia de archivos en un disco ( T1 )

En la simulación se supuso la transferencia de un archivo desde un disco duro del "server" hasta el disco duro de una estación de trabajo. En este sentido hay que admitir que los tiempos reportados en la gráfica de la figura 5.1.2 deberán ser

divididos entre dos cuando se haga referencia a una operación de lectura ( en el "server" ) o a una operación de escritura ( en la estación de trabajo ).

2. Tiempo empleado por la rutina de paquetización ( despaquetización ) ( T2 ).

Si bien no fue posible conseguir información acerca de la estructura de estas rutinas, se cree que es válido suponer que la operación de dar formato a una parte de un archivo ( agregar, o en su caso quitar, los bytes de redundancia, de dirección, etc. ) requiere de 100 instrucciones en lenguaje ensamblador; su ejecución demandará cerca de 2 ms. Esta operación se realizará en cada paquete que se envíe que se reciba.

3. Tiempo entre cada intento de envío de los paquetes de un archivo ( T3 ).

En otra parte de este trabajo se mencionó que estos tiempos son fijos. Luego de enviado un paquete de un archivo se intenta, luego de un periodo constante, poner en el canal de comunicación el siguiente paquete del mismo archivo.

Para la RDD se considera que este tiempo es al menos de 1 ms. En la realización de la simulación se varía este parámetro para poder apreciar de qué manera afecta el desempeño del sistema.

4. Tiempos de las tareas realizadas por circuitería.

Se supone inexistente este tiempo.

5. Tiempos de ejecución de las tareas propias de la red ( T4 ).

Operaciones tales como el conteo del número de paquetes enviados, la ejecución de la rutina de backoff, atención de interrupciones del sistema operativo de la red, etc. , ocupan tiempos que, a lo sumo, creemos que no exceden los 2 ms por cada paquete transmitido

en forma satisfactoria.

### 5.2.2. Consideraciones estadísticas para la realización de la simulación.

La cantidad de veces ( el tamaño de la muestra ) que debe ser realizada la simulación de la operación de la red no puede ser elegida al azar.

Se debe realizar un análisis estadístico a fin de satisfacer la precisión que se requiera.

Supongamos que se desea estimar la media  $\mu$ ; para realizar ésto se dispone de los resultados ( medias muestrales ) de N simulaciones  $Y_j$  (  $j = 1, 2, \dots, N$  ).

Creemos que es válido suponer que las diferentes realizaciones son estadísticamente independientes y que se distribuyen normalmente, con media  $\mu$ . En cada simulación ( realización ) se varió la "semilla" generadora de los números pseudoaleatorios.

Estos números - los tiempos entre arribos de diferentes paquetes a la red - se generan con la función RND y la "semilla" se modifica con la proposición RANDOMIZE X; X es un número entero comprendido entre 0 y 32,768. Lo anterior es válido para los lenguajes de programación FORTRAN y BASIC.

A partir del establecimiento de la precisión buscada en la estimación de la media poblacional, es posible fijar los límites del intervalo de confianza, para el  $\alpha$  dado.

Consideraremos un nivel de significación  $\alpha = .05$ .

Si  $\bar{Y}$  es la media de las medias muestrales, se tiene que los límites del intervalo de confianza son

$$\bar{Y} - \frac{t_{\alpha/2; N-1}}{\sqrt{N}} \quad , \quad \bar{Y} + \frac{t_{\alpha/2; N-1}}{\sqrt{N}}$$

N es el tamaño de la muestra.

Los valores  $t_{\alpha/2;N-1}$  y  $t_{\alpha/2;N-1}$  son los de la distribución  $t$  de Student correspondientes a  $N-1$  grados de libertad y  $\alpha = .05$ .

A partir de estas definiciones es posible afirmar que:

$$P \left[ \frac{\bar{Y} - t_{\alpha/2;N-1} * s_Y}{\sqrt{N}} \leq \mu \leq \frac{\bar{Y} + t_{\alpha/2;N-1} * s_Y}{\sqrt{N}} \right] = 1 - \alpha$$

Para fijar la precisión se sigue el siguiente razonamiento:

El producto principal de la simulación es el retardo. Desde el punto de vista del usuario un error de  $\pm 10\%$ , en la estimación de los parámetros poblacionales ( promedio del retardo ), parece razonable; se tomará este valor para la precisión.

La desviación típica muestral,  $s_Y$ , y la media muestral,  $\bar{Y}$ , se estimaron a partir de la realización de una serie de 10 simulaciones, para diferentes condiciones de carga y configuración de la RDD.

En todos los casos la  $s_Y$  no superó el 5 % del parámetro en cuestión.

De acuerdo a las consideraciones anteriores y a las ecuaciones dadas por Cochran [ 34 ], la simulación se realizó 20 veces.

En el apéndice A se da el listado y el diagrama de bloques del programa llamado "Simula", utilizado para realizar la simulación de la operación de una RDD.

5.3. Evaluación, por simulación, del desempeño de la RDD.  
Gráficas de eficiencia y retardo.

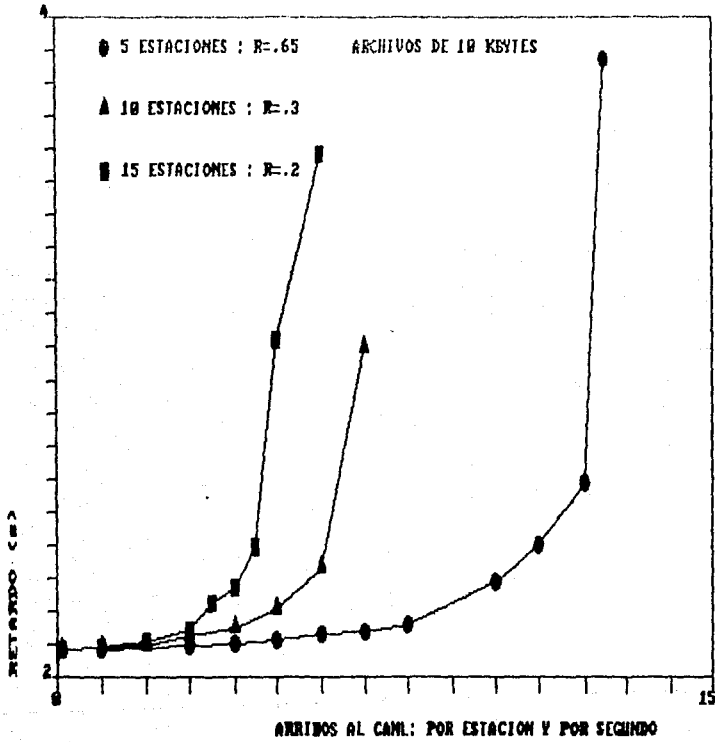


Fig. 5.2.1. Curva del retardo vs.  
la tasa de arribos a la red.

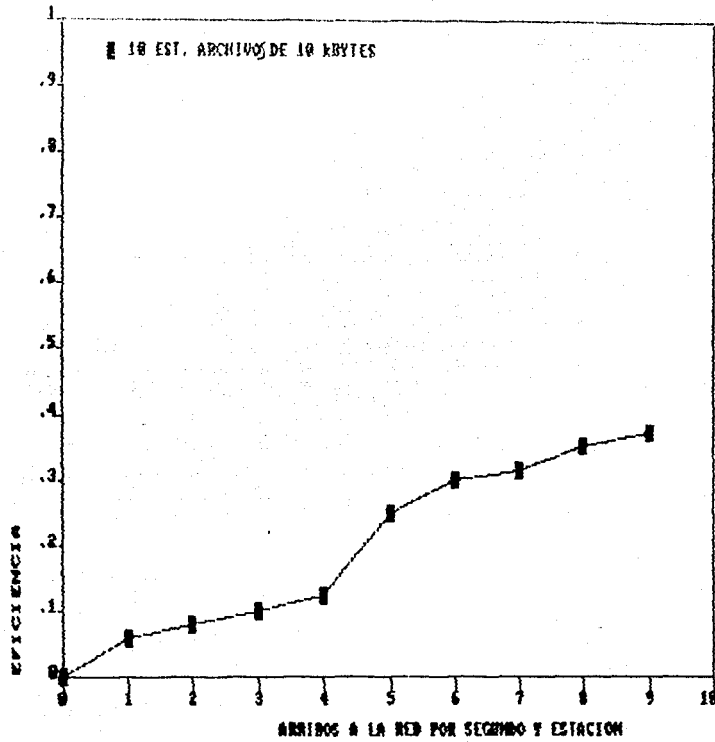


Fig. 5.2.2. Curva de la eficiencia vs.  
la tasa de arribos a la red

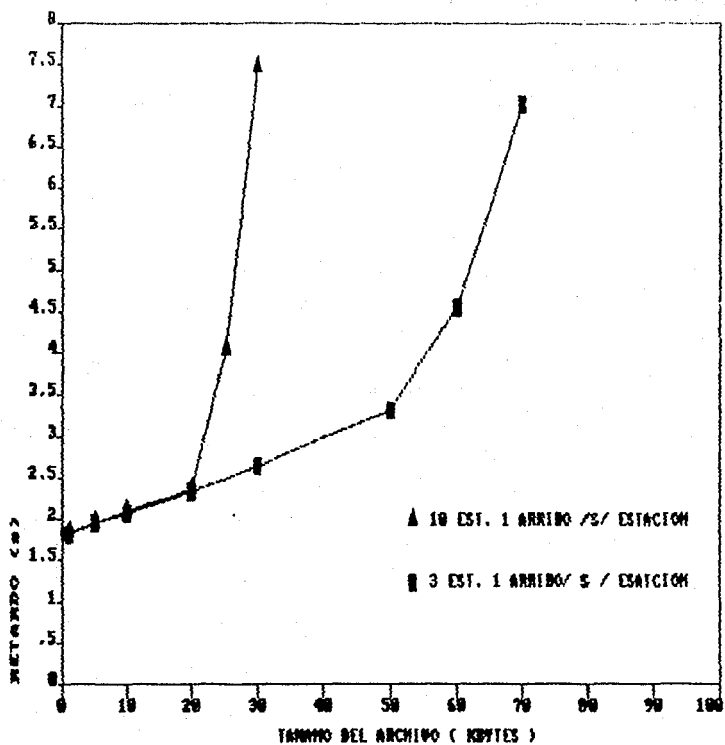


Fig. 5.2.3. Curva del tamaño de los archivos transmitidos vs. el retraso.

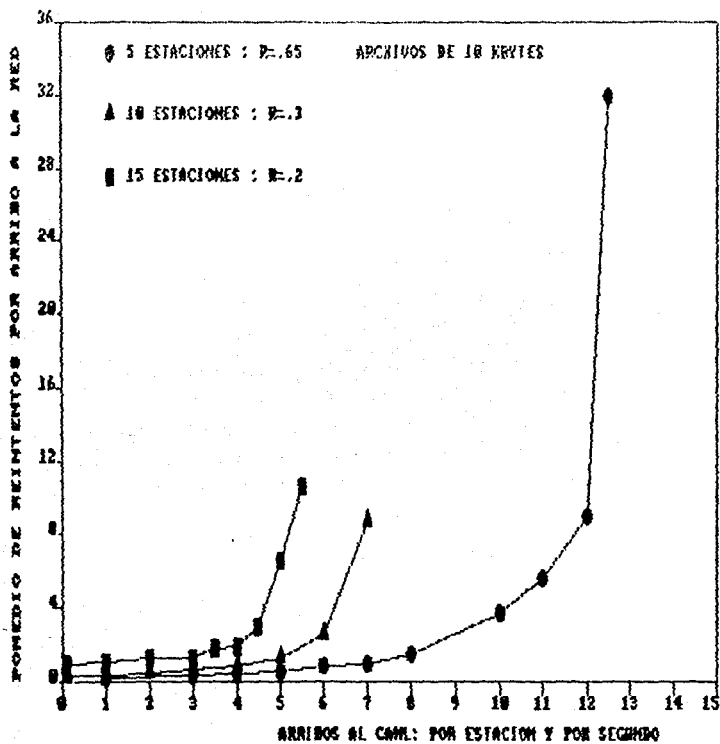


Fig. 5.2.4. Curva del número de reintentos realizados vs. la tasa de arribos a la red.

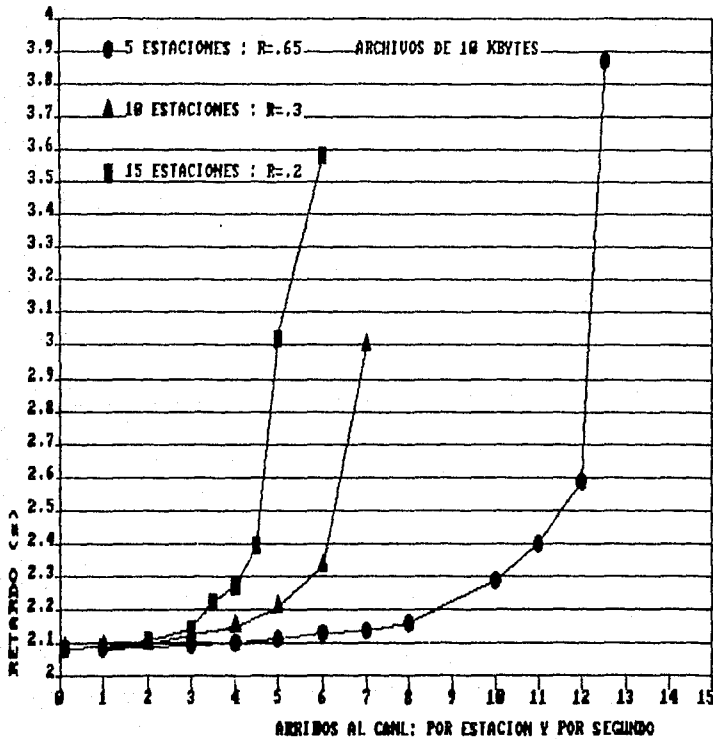


## CAPITULO 6

### CONCLUSIONES

De lo expuesto hasta este punto surgen las siguientes conclusiones:

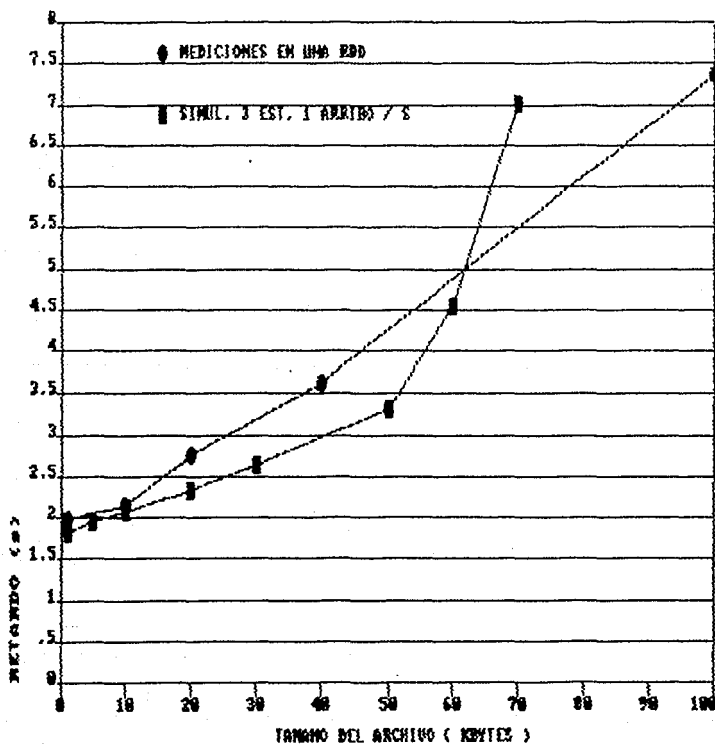
1. La evaluación del retardo que se presenta en el envío de mensajes en la red es, efectivamente, el parámetro de mayor interés desde el punto de vista del usuario. De la inspección de la curva que se reproduce a continuación es posible afirmar que:



Para 5, 10 y 15 estaciones de trabajo, y al transferir archivos de 10 Kbytes o más pequeños, el retardo impuesto por la operación de la red no es apreciable para el usuario. Esto es válido hasta para una tasa de 5 arribos por segundo a cada estación.

Si el tamaño de los archivos aumenta - figura 3.2.3 - el retardo, aún para redes de tres estaciones, lo hará a niveles inaceptables; si el archivo tiene más de 80 Kbytes, la simulación indica que el retardo promedio tenderá a crecer indefinidamente.

La comparación entre los valores anotados en las tablas 3 y 4 - página 77 de este trabajo - y los dados por la citada curva nos indican que las mediciones realizadas, al transferir archivos de hasta 40 Kbytes, no difieren en más del 20 % con los resultados de la simulación; lo anterior se muestra en la siguiente gráfica:



En base a lo anterior es posible afirmar que el retardo en la red no rebasará los 4 segundos en la medida que se limite el tamaño máximo de los archivos que se transmiten por la red.

La afirmación anterior es aún válida para redes compuestas de 15 estaciones ( recordar que los usuarios de la RDD reportan retardos "demasiado grandes " en redes de 7 estaciones... ), donde se supone un arribo cada 200 ms - figura 5.2.1 -.

2. En tanto la tasa de arribos no exceda la cantidad de 5 por segundo y por estación , el retardo depende, de manera esencial, de la forma de almacenar los archivos que se están transfiriendo, en el "server" y en las estaciones de trabajo.

En la sección 3.4 se presentó el resumen de un caso tomado de la literatura. En el artículo se menciona que la única manera de mejorar el desempeño ( disminuir el retardo ) es utilizar discos virtuales ( "RAM-disk" ) en el server y en las estaciones de trabajo.

Un "server" eficiente deberá contar con un disco duro rápido, con tiempo de acceso menor a 10 ms y suficiente memoria para crear discos virtuales de tamaño comparable con el de los archivos a transferir.

Los sistemas personales ( PS/ 2 modelos 50, 60, 80 ... ) tienen la capacidad de manejar 3 Mbytes o más de memoria RAM y están provistos de relojes de 16 , 20 ó 25 Mhz.

Su sistema operativo - OS / 2 versión 1.2 o más reciente - permite la realización de varias tareas en forma simultanea.

La utilización de este tipo de máquinas como "server" y el empleo de PC " diskless " como estaciones de trabajo, nos permiten realizar redes de área local en las cuales el retardo, aún bajo condiciones de tráfico muy intenso, no sea apreciable para el

usuario.

Con el propósito de comprobar que la utilización de discos virtuales mejora el desempeño de la red, se crearon, durante las mediciones realizadas en una RDD, discos virtuales en el "server" y en una estación de trabajo.

Para transferir un archivo de 100 Kbytes, desde el disco virtual del "server" al disco virtual de la estación de trabajo, la RDD se demoró 4.1 s.

En la tabla 1 - página 77 de este trabajo - se ve que el tiempo empleado para la misma transferencia, pero de disco "real" a disco "real", es de 5.12 s.

Se obtuvo una mejoría cercana al 27 % .

En el artículo referido [ 10 ] se menciona que la mejoría en la eficiencia fue de 33 % ; recordar que para el autor de la nota referida la palabra eficiencia ( " throughput " ) tiene el sentido de desempeño.

3. De la inspección de la gráfica 5.2.2 se ve que la eficiencia de la RDD no excede el 30 %. En la literatura [ 13 ] se explica detalladamente que la utilización máxima del canal es una función del valor del parámetro de retransmisión,  $R$ .

Si la  $R$  [ número de reintentos / unidad de tiempo ] utilizada es mayor a 10 es posible lograr al menos un 90 % en la utilización del canal. Esta consideración es estrictamente teórica.

Al estudiar la operación real de la red, se ve que el número de veces que se intente transmitir un paquete deberá estar acotado.

En la figura 5.2.4 se indica que, con los valores de  $R$  utilizados, el número de reintentos de envío de los mensajes por

el canal de comunicación crece rápidamente a partir de un cierto valor de la tasa de arribos a la red - ó arribos por estación y por segundo -.

Para ese valor el número de intentos de retransmisión es cercano a cuatro. Se cree que este número es aceptable y que el sistema operativo de la red podrá ejecutar la rutina de retransmisión, en el "server" o en la estación de trabajo, esa cantidad de veces.

4. En la simulación no se presentaron colisiones. Esto coincide con lo referido en la literatura [ 4 , 35 ] dados los parámetros y las características de la RDD: la distancia máxima entre estaciones - 180 metros - y un protocolo cuyas características son muy similares al Ethernet.

En este orden de ideas se cree que un protocolo CSMA ofrecería, para estaciones tan cercanas, un desempeño muy similar.

5. Si se considera una tasa de arribos global a la red, es decir que en el ambiente donde opera el sistema hay una cantidad de arribos por unidad de tiempo, es importante tomar en consideración los arribos "perdidos" por el bloqueo de la red.

Prácticamente todos los sistemas operativos de las redes admiten un archivo por estación de trabajo - tamaño del "buffer" = 1 - .

En la sección 5.1 se presentó una expresión para la probabilidad de bloqueo de la red.

Si  $\lambda = .1$  ,  $R = .65$  y  $E = 5$ ,

se tiene que

$$P_{\text{Bloqueo}} = .175.$$

Se realizó una simulación bajo las mismas condiciones y se obtuvo

que si se transmiten 10,000 archivos en forma satisfactoria se pierden 1,956 arribos a la red.

La probabilidad de bloqueo, así evaluada, es:

$$P_{\text{Bloqueo}} = \frac{1956}{10,000 + 1956} = .16$$

6. Se mencionó ( página 45 ) que no se conoce la forma en que la RDD realiza la paquetización de los archivos que debe transferir. Supusimos que entre la transmisión de dos paquetes consecutivos, pertenecientes a un mismo archivo se genera, por circuitería o programa, un tiempo fijo,  $T_f$ .

Para estudiar el efecto que, en el desempeño de la red, pudiera tener el valor de  $T_f$  se realizaron diferentes simulaciones variando áquel. Se consideró  $.1 < T_f < 1$  ( recordar que  $T = 1$  ).

En la peor condición -  $T_f = 1$  - el aumento en el retardo fue menor al 2 % .

7. Como culminación de estas conclusiones, y del trabajo, se exponen a continuación los puntos que, desde el punto de vista del autor de estas líneas, deberían tomarse en cuenta por un diseñador de redes de área local:

a.- El tipo de equipo - "server" y estaciones de trabajo - determina de manera central el desempeño de la red.

b.- Es recomendable la utilización de discos virtuales en ambientes con sistema operativo OS / 2.

c.- Se deberá especificar el tamaño máximo de los archivos que es posible transmitir, de acuerdo a una tasa de arribos a la red y a un cierto número de estaciones, para mantener el retardo dentro de

límites aceptables.

d.- Redes locales con 15 ó 20 estaciones de trabajo conectadas a un " server" presentarán un retardo aceptable en las transferencias de archivos.

e.- Los valores del parámetro de retransmisión,  $R$ , y del tiempo fijo,  $T_f$ , no son críticos.

José S. Cohen

Marzo de 1990

## APENDICE A

Listado del programa utilizado para simular el funcionamiento de una RDD.

Programa "Simula":

```
4  REM LA REFERENCIA ES T=1 O BIEN T=13 ms. CADA PAQUETE ES DE 4 Kbytes.
7  T=1:D=.001:TC=.003
10 REM INTRODUCCION DE LOS PARAMETROS DE LA RED
11 INPUT "DEME EL # DE ENSAYO ",ENSAYO
12 INPUT "DEME EL PARAMETRO DE ARRIBOS A CADA ESTACION, LAMBDA: ",LAMBDA
13 INPUT "DEME EL NUMERO DE ESTACIONES, E: ",ESTACIONES
14 INPUT "DEME EL PARAMETRO DE RETRANSMISION, R: ",R
15 INPUT "DEME EL NUMERO DE ARRIBOS A LA RED, ARRIBOS: ",ARRIBOS
16 INPUT "DEME EL TAMANO DE LOS ARCHIVOS QUE ARRIBAN, EN KBYTES: ",TAMANO
17 REM RUTINA QUE EVALUA LA VARIABLE PAQUETES
18 IF TAMANO<=4 THEN PAQUETES=1:GOTO 50
19 IF TAMANO > 4 THEN RESTO=(TAMANO/4)-INT(TAMANO/4)
20 IF RESTO=0 THEN PAQUETES=TAMANO/4
21 IF RESTO > 0 THEN PAQUETES=INT(TAMANO/4)+1
22 REM CALCULO DEL TIEMPO DISCO, RELOJ DE 12 MHZ, T. ACC < .03 s
23 TLECTDISCO=124.6+1.5*TAMANO
24 TESCRODISCO=1.25*TLECTDISCO:REM RELOJ DE 8 MHZ , T. ACC < .05 s
25 REM FIN DE LA RUTINA QUE EVALUA LA VARIABLE PAQUETES
50 DIM TSALIDA(ESTACIONES),TREPETIR(ESTACIONES),TLLEGADA(ESTACIONES),
    TCALCULO(ESTACIONES),TASALIR(ESTACIONES),F(ESTACIONES+1),
    TARRARCHI(ESTACIONES),BACK(ESTACIONES),TSALARCHI(ESTACIONES)
100 REM GENERACION DE E TIEMPOS ALEATORIOS
110 FOR E=1 TO ESTACIONES:REM RUTINA PARA GENERAR E TIEMPOS ALEATORIOS
120 RANDOMIZE ENSAYO
130 TARRARCHI(E)=(-1/LAMBDA)*LOG(RND):TLLEGADA(E)=TARRARCHI(E)
135 TCALCULO(E)=TARRARCHI(E):TREPETIR(E)=TARRARCHI(E):F(E)=PAQUETES
140 NEXT E:REM FIN DE LA GENERACION DE E TIEMPOS ALEATORIOS
150 REM SE INICIAN LOS ARRIBOS A LA RED
160 FOR C=1 TO ARRIBOS
170 IF F(LISTO)=PAQUETES THEN TLLEGADA(LISTO)=TARRARCHI(LISTO):GOTO 175
172 TLLEGADA(LISTO)=TREMPLAZO+TLLEGADA(LISTO)
```



```

175 TCALCULO(LISTO)=TLLEGADA(LISTO):TREPETIR(LISTO)=TLLEGADA(LISTO)
205 REM RUTINA QUE CALCULA EL MENOR DE LOS TIEMPOS
206 TIENMIN=10000
207 FOR E = 1 TO ESTACIONES
210 IF TCALCULO(E)<TIENMIN THEN TIENMIN=TCALCULO(E)
220 IF TIENMIN=TCALCULO(E) THEN LISTO=E
230 TINTENTO=TCALCULO(LISTO)
300 NEXT E:REM FIN DE LA RUTINA QUE EVALUA EL MENOR DE LOS TIEMPOS
415 IF C=1 THEN GOTO 430
417 REM OPERACION PARA VER SI EL CANAL ESTA OCUPADO
420 IF TINTENTO<(TSALIDA(BYE)+T) THEN GOTO 5040
430 BYE=LISTO:TSALIDA (LISTO)=TINTENTO
440 F(LISTO)=F(LISTO)-1:REM FIN DE LA OPERACION
445 .REM RUTINA QUE EVALUA LOS MENSAJES PERDIDOS
450 TPARCIAL=(-1/LAMBDA)*LOG(RND):TACPARCIAL=TACPARCIAL+TPARCIAL
460 IF TACPARCIAL < T THEN GOTO 450:PERDIDOS=PERDIDOS+1
470 TACPARCIAL=0:REM FIN DE LA RUTINA QUE EVALUA LOS MENSAJES PERDIDOS
481 GOSUB 60400
482 REM IMPRESION DEL RETARDO PROMEDIO , # DE MENSAJES PERDIDOS Y # DE
COLISIONES
483 SUMA=SUMA+RETARDO:LPRINT SUMA/(C),C,PERDIDOS
495 REM SE DEJAN PASAR 8000 ARRIBOS PARA QUITAR EL TRANSITORIO
500 IF C>8000 THEN GOSUB 21000
600 NEXT C
900 END:REM FIN DEL PROGRAMA
5040 REM RUTINA QUE EVALUA EL TBACKOFF
5045 TBACKOFF=(-1/R)*LOG(RND):BACK(LISTO)=BACK(LISTO)+1:RUTI=RUTI+1
5055 TARRPER=(-1/LAMBDA)*LOG(RND):TACARRPER=TACARRPER+TARRPER
5056 IF TACARRPER<=TBACKOFF THEN PERDIDOS=PERDIDOS+1:GOTO 5055
5057 TACARRPER=0
5100 TREEMPLAZO=0
6090 TREPETIR(LISTO)=TREPETIR(LISTO)+TBACKOFF
6195 TCALCULO(LISTO)=TREPETIR(LISTO)
6200 GOTO 206:REM FIN DE LA RUTINA QUE EVALUA EL TBACKOFF
10000 REM RUTINA DE COLISION
10005 COLISION=COLISION+1

```

límites aceptables.

d.- Redes locales con 15 ó 20 estaciones de trabajo conectadas a un " server" presentarán un retardo aceptable en las transferencias de archivos.

e.- Los valores del parámetro de retransmisión, R, y del tiempo fijo, Tf, no son críticos.

José S. Cohen

Marzo de 1990

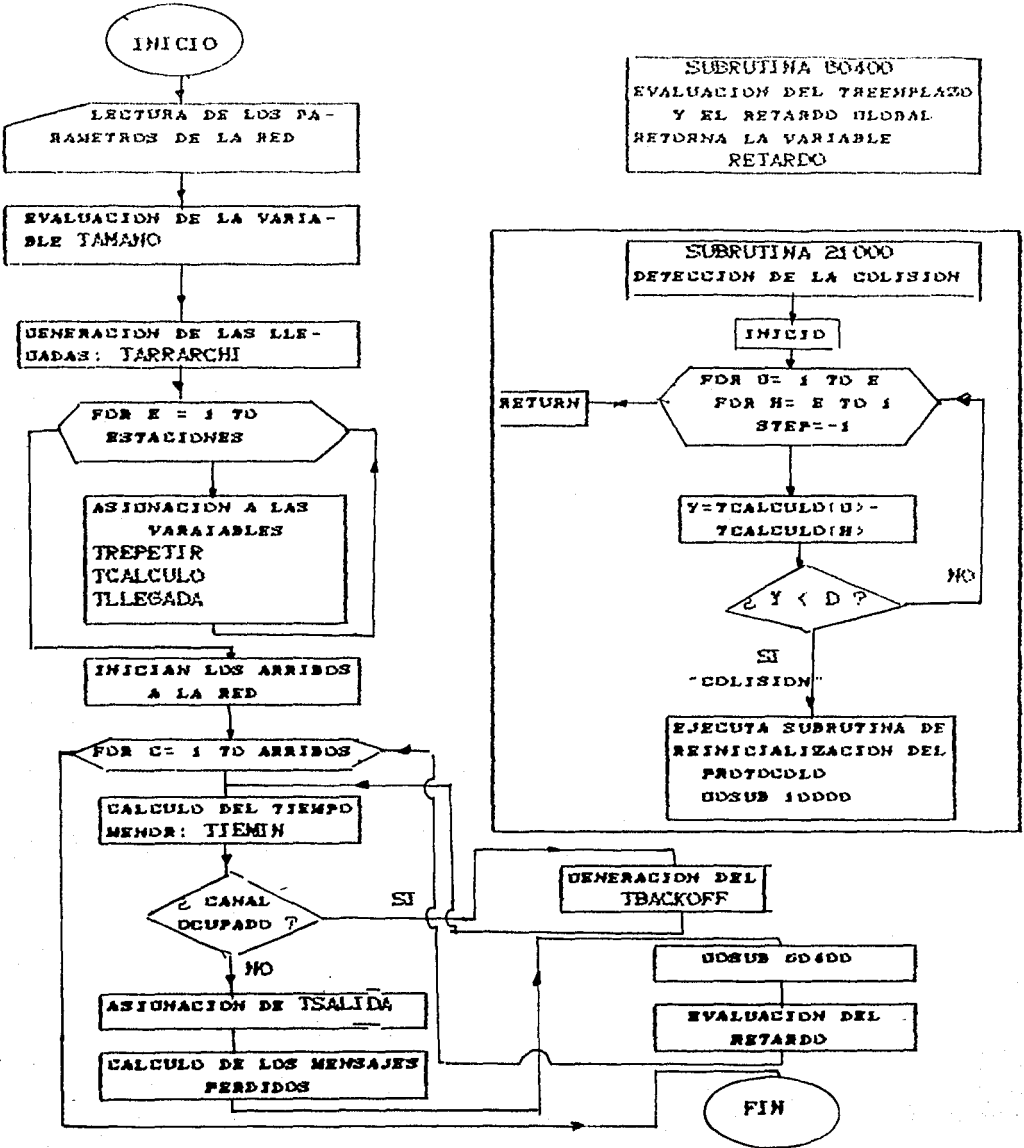
```

10100 FOR B=1 TO ESTACIONES
10200 TCALCULO(B)=.03+(-1/LAMBDA)*LOG(RND)+TCALCULO(B)
10300 NEXT B:GOTO 170:REM FIN DE LA RUTINA DE COLISION
21000 REM RUTINA PARA DETECTAR LA COLISION
21010 FOR G=1 TO ESTACIONES
21100 FOR H=ESTACIONES TO 1 STEP -1
21200 IF H=G THEN GOTO 21500
21300 Y=ABS(TCALCULO(G)-TCALCULO(H))
21400 IF Y<D THEN GOTO 10000
21500 NEXT H
21600 NEXT G
21700 RETURN:REM FIN DE LA RUTINA QUE DETECTA LA COLISION
60400 REM RUTINA PARA EVALUAR EL TREEMPLAZO Y EL RETARDO
60407 IF F(LISTO)=0 THEN GOSUB 61000:GOTO 60900
60500 IF F(LISTO)>0 THEN TREEMPLAZO=1.1
60900 RETURN
61000 TREEMPLAZO=(-1/LAMBDA)*LOG(RND):F(LISTO)=PAQUETES
61050 TSALARCHI(LISTO)=TINTENTO:DELAY=TSALARCHI(LISTO)-TARRARCHI(LISTO)
61060 RETARDO=DELAY+BACK(LISTO)*.15+TLECTDISCO/2+TESCRDISCO/2+2*PAQUETES*.15
61070 TARRARCHI(LISTO)=TARRARCHI(LISTO)+TREEMPLAZO:BACK(LISTO)=0
61100 RETURN:REM FIN DE LA RUTINA QUE EVALUA EL RETARDO Y EL TREEMPLAZO

```

Apéndice A

Diagrama de bloques del programa "Simula"



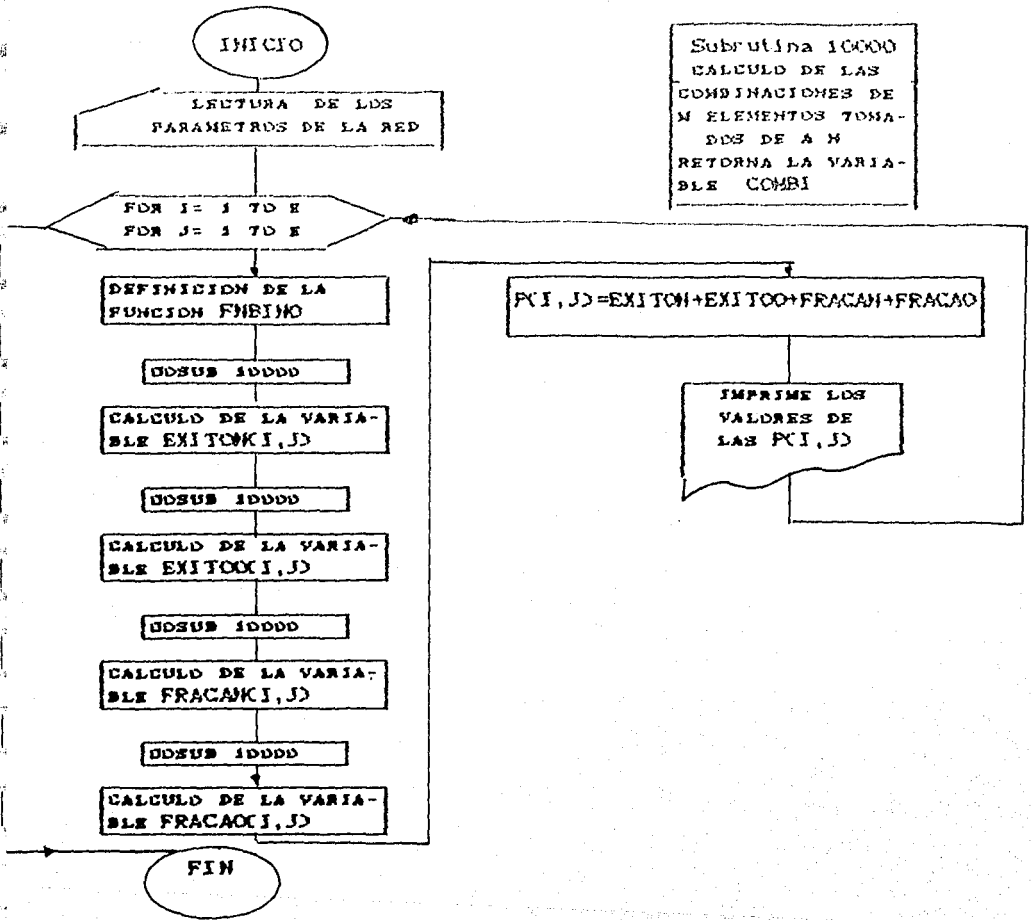
Listado del programa que calcula las probabilidades P(I,J).

Programa "Probabi":

```
5 REM PROGRAMA QUE CALCULA LAS P(I,J)
6 REM ENTRADA DE PARAMETROS DE LA RED
10 INPUT "deme el numero de estaciones, E ",E
20 INPUT "deme el parametro de arribos ,lambda ",A
30 INPUT "deme el parametro de retransmision, R ",R
50 DIM B(E+1),EXITON(E+1,E+1),EXITOD(E+1,E+1),FRACAN(E+1,E+1),
    FRACAD(E+1,E+1),P(E+1,E+1),EXITO(E+1,E+1),Z(E+1)
160 T=1:TC=.03:D=.001
331 FOR I=0 TO E
332 FOR J=0 TO E
335 B(I)=(E-I)*A+(R*I)
340 REM DEFINICION DE LA DISTRIBUCION BINOMIAL
350 DEF FNBIND(M,N,A,T)=COMBI*(EXP(-(M-N)*A*T))*((1-EXP(-A*T))^N)
360 REM CALCULO DE LAS PROBABILIDADES DE EXITO Y FRACASO
400 M=E-I-1:N=J-I:GOSUB 10000:IF ((E-I-1) < 0 OR (J-I) < 0) THEN EXITON(I,J)=0:
    GOTO 419
410 EXITON(I,J)=((E-I)*A/B(I))*(EXP(-(B(I)-A)*D))*(FNBIND(E-I-1,J-I,A,T))
419 M=E-I:N=J-I+1:GOSUB 10000:IF (J-I+1) < 0 THEN EXITOD(I,J)=0:GOTO 429
420 EXITOD(I,J)=(R*I/B(I))*EXP(-(B(I)-R)*D)*FNBIND(E-I,J-I+1,A,T)
429 M=E-I-1:N=J-I-1:GOSUB 10000:IF ((E-I-1) < 0 OR (J-I-1) < 0) THEN
    FRACAN(I,J)=0:GOTO 439
430 FRACAN(I,J)=((E-I)*A/B(I))*(FNBIND(E-I-1,J-I-1,A,TC+D)-(EXP(-(B(I)
-A)*D))*FNBIND(E-I-1,J-I-1,A,TC))
439 M=E-I:N=J-I:GOSUB 10000:IF (J-I) < 0 THEN FRACAD(I,J)=0:GOTO 500
440 FRACAD(I,J)=((I*R/B(I))*(FNBIND(E-I,J-I,A,TC+D)-(EXP(-(B(I)-R)*D))*
    (FNBIND(E-I,J-I,A,TC))
490 REM CALCULO E IMPRESION DE LAS P(I,J)
500 P(I,J)=EXITON(I,J)+EXITOD(I,J)+FRACAN(I,J)+FRACAD(I,J)
600 LPRINT "P(";I;",";J;")",P(I,J)
1000 NEXT J
1100 NEXT I
2990 REM FIN DEL PROGRAMA
3000 END
```

```
10000 REM SUBROUTINA QUE CALCULA LAS COMBINACIONES DE M ELEMENTOS TOMADOS
      DE A N
10010 FACTM=1:FACTN=1:FACTMN=1
10050 IF M<N THEN COMBI=0:RETURN
10100 IF M<0 THEN COMBI=0:RETURN
10200 IF N=0 THEN COMBI=1:RETURN
10300 IF N<0 THEN COMBI=0:RETURN
11000 FOR K=1 TO M-1
13000 FACTM=FACTM*(K+1)
14000 NEXT K
20000 FOR K=1 TO N-1
23000 FACTN=FACTN*(K+1)
24000 NEXT K
30000 FOR K=1 TO M-N-1
33000 FACTMN=FACTMN*(K+1)
34000 NEXT K
34500 COMBI=(FACTM/(FACTN*FACTMN))
35000 RETURN
```

Diagrama de bloques del programa "Probabi"



APENDICE B

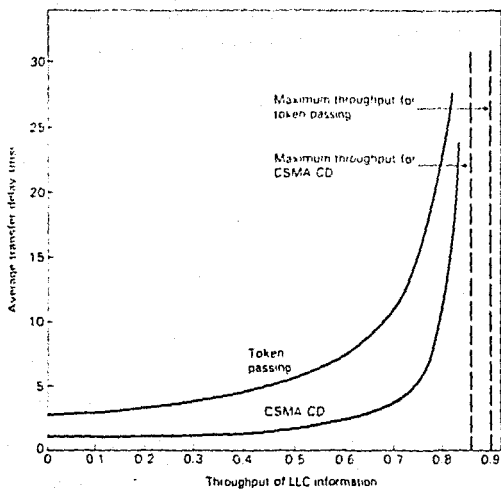


Fig. 1 [ 3 ].

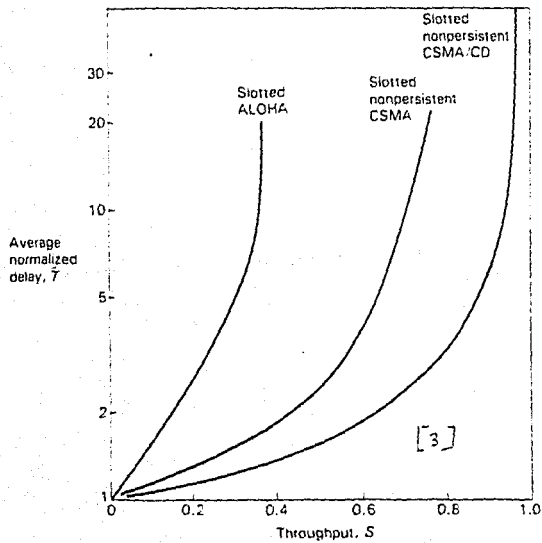


Fig. 2 [ 3 ].



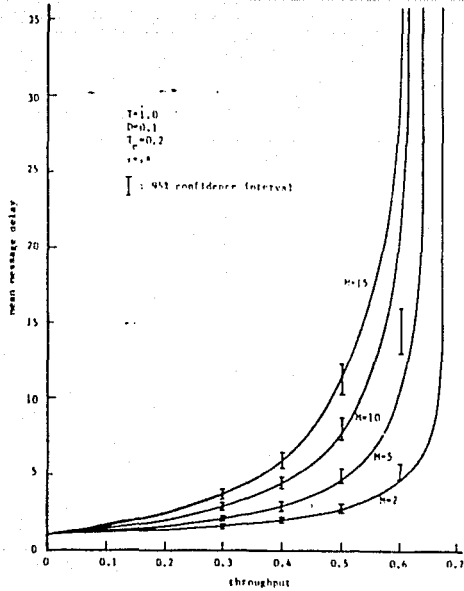


Fig. 3 [ 13 ].

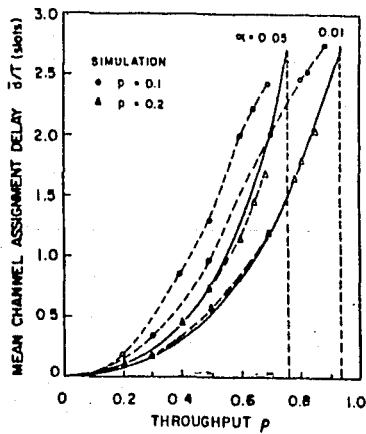


Fig. 4 [ 9 ].

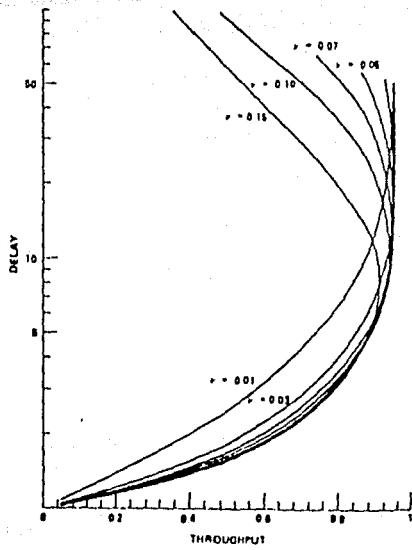


Fig. 6. The Throughput-Delay Tradeoff in CSMA-CD at Fixed  $\nu$ .

Fig. 5 [ 14 ].

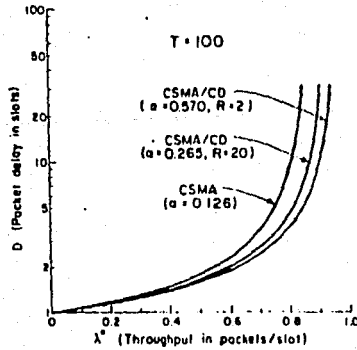


Fig. 6 [ 21 ].

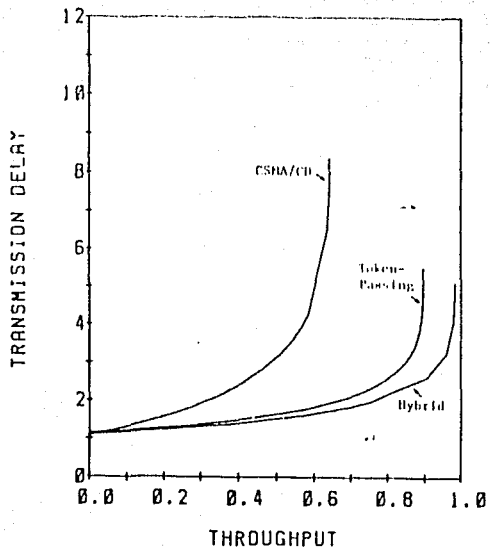


Fig. 7 [ 11 ]

## REFERENCIAS BIBLIOGRAFICAS

1. Morris, D. J. , Communication for Command & Control Systems, Pergamon Press, New York, EEUU, 1983.
2. Stallings, W., Local Networks: An Introduction, Macmillan Publishing Company, New York, EEUU, 1984.
3. Hammond, J. & O'Reilly, J. P. O., Performance Analisis of Local Computer Networks, Addison-Wesley Publishing Company, Massachusetts, EEUU, 1987.
4. Soch, J. ,Dalal, Y. & Redell, D., "Evolution of the Ethernet Local Computer Network," IEEE COMPUTER, Agosto de 1982, pp. 10-27.
5. Van Name, M.& Catchings, B., "Anatomy of a LAN operating system," Byte, Junio de 1989, pp. 157-159.
6. Bux, W., "Local Area Subnetworks: A Performance Comparison," IEEE Transactions on Communications, Vol. COM 29, No .10, Octubre de 1981, pp. 1465-1473.
7. Metcalfe, R. & Boggs, D. "Ethernet: Distributed Packet Switching for Local Computer Networks," Communications of the ACM, Vol. 19, No.7, Julio de 1976, pp. 395-404.
8. Day, J. & Zimmermann, H., " The OSI Reference Model," Proceedings of the IEEE, Vol.71 ,No. 12, Diciembre de 1983. pp. 1334-1340.
9. Lam, S., "A Carrier Sense Multiple Access Protocol for Local Networks," Computers Networks, Vol.4, Enero de 1980, pp. 21-32.
10. PC Magazine, Junio 14 de 1988.

11. Takine, T. Takahashi, Y. & Hasegawa, T., "Performance Analysis of a CSMA/CD Systems with Heterogeneous Stations, "Proc. of the Second International MCPR Workshop en Roma , Italia, Mayo 25-29 de 1987.

12. Schwartz, M., Telecommunication Networks, Addison-Wesley Publishing Company, Massachusetts, EEUU, 1987.

13. Takine, T., Takahashi, Y. & Hasegawa, T., "An Approximate Analysis of a Buffered CSMA/CD, "IEEE Trans. on Comm. Vol. 36 No.8, Agosto de 1988, pp. 932-941.

14. Tobagi, F. & Hunt, B., "Performance Analysis of Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection, "Computer Networks, Vol.4, 1980, pp. 245-259.

15. Anzilotti, M. "Using the Intel 82592 to Integrate a Low-cost Ethernet Solution Into a PC AT Motherboard, "Microcomputer Solutions, Enero / Febrero de 1989, pp. 20-23.

16. Lefkon, D., "A LAN Primer, "Byte, Julio de 1987, pp. 147-154.

17. IEEE Standars for Local Area Networks: Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA/CD) Access Method And Physical Layer Specifications, New York, EEUU, 1985.

18. Kleinrock, L., Queueing Systems, Vol. I y Vol. II, Wiley Interscience, New York, EEUU, 1976.

19. Clark, D., Pogram, K. & Reed, D., "An Introduction to Local Area Network, " Proceedings of the IEEE, Vol. 66, No. 11, Noviembre de 1978, pp. 1497-1516.

20. Kobayashi, H. & Konheim, A., "Queueing Models for Computer Communications System Analysis, " IEEE Trans. on Communications, Vol. COM 25, No.1 , Enero de 1977, pp. 1-27.

21. Meditch, J. & Chin-Tau, A., "Stability and Optimization of a CSMA and CSMA/CD Channels, "IEEE Trans. on Communications, Vol. COM 31, No. 6, Junio de 1983, pp. 763-774.
22. Coyle, E. & Liu, B., "Finite Population CSMA / CD Networks, "IEEE trans. on Communications, Vol.COM 31, No.11, Noviembre de 1983, pp. 1247-1251.
23. Liu, Y. & Gibson, G., Microcomputer Systems: The 8086/8088 Family, Prentice Hall, Englewood cliffs, N. J., EEUU, 1984.
24. IBM, PC-AT Technical Reference, IBM, EEUU, 1984.
25. Eggebrecht, L., Interfacing to the IBM Personal Computer, Howard W. Sams, Indianapolis, EEUU, 1988.
26. Haenle, J. O. & Giessler, A. , "Simulation of data transport systems of packet-switched Networks, "Computer Networks and Simulation, S. Schoemaker ( ed. ), North Holland Publishing Company, Amsterdam, Holanda, 1978.
27. Hernandez, L. , comunicación personal.
28. Zeng, C., comunicación personal.
29. Kulhman, F., comunicación personal.
30. Jamsa, K. , DOS: The Complete Reference, Osborne, Mc. Graw-Hill, Berkeley, EEUU, 1987.
31. Meyer, P. , Probabilidad y Aplicaciones Estadísticas, Fondo Educativo Interamericano, México, 1973.
32. Kobayashi, H. , Modeling and Analysis: An Introduction to System Performance Evaluation Methodology , Addison-Wesley Publishing Company, Reading, MA. , EEUU, 1978.

33. Tobagi, A. et al. , " Modeling and Measurement Techniques in Paquet Communications Networks, "Proceedings of the IEEE, Vol. 66, No 11, Noviembre de 1978, pp. 1423-1457.

34. Cochran, W. , Técnicas de muestreo, C.E.C.S.A. , México, 1986.

35. Soch, J. & Hupp, A. , "Measured Performance of an Ethernet Local Network," Comm. ACM, Vol 23, No. 12, Diciembre de 1980, pp. 711-721.