

TEMA

62



CEDE

***Evaluación
y mejora
del rendimiento
de sistemas en red.***

elaborado por
**EL EQUIPO DE PROFESORES
DEL CENTRO DOCUMENTACIÓN**

1. INTRODUCCIÓN

Se puede conseguir un enlace de comunicaciones punto a punto con un considerable grado de confianza en que la circuitería del enlace y los protocolos cumplirán los objetivos de diseño. Sin embargo algo más complejo resulta evaluar y mejorar el rendimiento de una red.

En el ámbito de una red podemos definir el rendimiento como: "Cantidad de información útil que la red es capaz de transportar en relación con la cantidad de bits transportados realmente".

Por otra parte, podemos evaluar el rendimiento de la línea dividiendo el número de bits de información recibidos correctamente por el tiempo empleado en la transmisión).

Para ellos deben tenerse en cuenta varios factores, entre los que se incluyen:

- a) Velocidad de transmisión de datos.
- b) Tamaño de bloque de transmisión.
- c) Sobrecargas en los bloques y otros factores del protocolo.
- d) Tasa de errores en la línea.
- e) Número de bloques que deben retransmitirse cuando hay un error.
- f) Retrasos en la inversión y en el rendimiento de los módems.
- g) Retrasos y limitaciones en los circuitos de interfaz ordenador/terminal.
- h) Retrasos introducidas por el software de los ordenadores principales.
- i) Características de la transacción.

Una red de enlaces se ve afectada por todas las incertidumbres relativas a las prestaciones de cada enlace punto a punto y muchas otras provocadas por factores, como las técnicas de sondeo en la red multipunto, los retrasos en los nodos de almacenamiento y transmisión, diferentes caminos a través de la red, averías parciales en la red y congestiones en las redes de conmutación de mensajes y de conmutación de paquetes.

El diseño de redes de área extensa requiere un análisis del rendimiento de la red, de los tiempos de respuesta y de la disponibilidad para predecir el comportamiento en situaciones inciertas y altamente complejas. Como ayuda a este análisis, pueden emplearse muchos procedimientos de simulación y analíticos, incluida la teoría de colas.

La topología de una red de área extensa construida a partir de enlaces punto a punto entre nodos conmutados/multiplexados puede adoptar muchas formas, debido al enorme número de combinaciones entre la velocidad y la conectividad del enlace, incluso para redes de pequeño tamaño (unos 10 nodos).

Obviamente, hay una combinación óptima de enlaces que minimiza los costes anuales de las líneas, y hay algoritmos para llevar a cabo esta optimización topológica.

Las redes de área local pueden ser de muchas formas y la elección puede ser una tarea desconcertante. Los datos de los fabricantes pueden ser difíciles de comparar y, en muchos casos, la información relativa a rendimientos y retrasos puede no estar disponible para una red del tamaño y la finalidad necesarios.

La capacidad de las redes para continuar funcionando como algunos de sus componentes falla es en ocasiones de vital importancia. Puede ser aceptable que un usuario pierda ocasionalmente el servicio de comunicaciones, pero no debe darse el caso de que un gran número de usuarios de la red quede sin servicio simultáneamente. Por ello, el impacto de los fallos de los componentes de la red debe estar cuantificado y puede ser necesario habilitar líneas redundantes para cumplir con los requisitos de disponibilidad de la red. Existen técnicas de análisis de fiabilidad y disponibilidad para las partes componentes y para la red como un todo.

2. PRESTACIONES DE ENLACE

2.1. RENDIMIENTO DEL ENLACE

Una fórmula general para calcular el rendimiento del enlace que tiene en cuenta la velocidad de transmisión de datos, la sobrecarga de los protocolos, el tamaño del bloque y las retransmisiones cuando ocurren errores es:

$$\frac{\text{Número de bits de información}}{\text{Tiempo de transmisión}} = \frac{I_C I_B (1 - P)}{[B_C C (I_B + O_B)/R + T_G] (1 - P + N_R P)}$$

P = Probabilidad de error en un bloque.

I_C = Número de bits de información por carácter.

B_C = Número total de bits de información por carácter.

I_B = Número de caracteres de información por bloque.

O_B = Número de caracteres de sobrecarga por bloque.

R = Velocidad de transmisión de datos en bits/s.

T_G = Intervalo entre bloques sucesivos en ms.

N_R = Número de bloques que deben retransmitirse cuando un bloque contiene errores.

Las retransmisiones y retrasos causados por errores en el envío de confirmaciones se ignoran ya que sus efectos, generalmente, son relativamente pequeños comparados con los causados por errores en los bloques de datos.

El valor de P , probabilidad de error de un solo bit en un bloque, se puede calcular a partir de la tasa de error en línea E utilizando la fórmula:

$$P = 1 - (1 - E)^{B_C (I_B + O_B)}$$

Fórmula 62.1.

Para una línea digital típica con $E = 1$ en 10^{-6} y

$I_B = 200$ caracteres de información/bloque.

$O_B = 6$ caracteres de sobrecarga/bloque.

$B_C = 8$ bits/carácter.

tenemos

$$P = 1 - (1 - 0,000001)^{8(206)} = 1 - (0,999999)^{1648} = 0,00165 \text{ ó } 0,165\%$$

T_G el intervalo entre transmisiones sucesivas, puede calcularse para enlaces half-duplex calculando la suma de:

- Dos retrasos de propagación (aproximadamente 1 ms cada 100 millas en cada sentido).
- Retraso de datos del módem (en general relativamente pequeño).
- Retraso RTS/CTS en el módem de recepción.
- El tiempo empleado en retransmitir una confirmación.
- Retardo RTS/CTS en el módem de transmisión.
- Dos retrasos de reacción del receptor (generalmente cero).

Para enlaces full-duplex, T_G es generalmente cero.

N_R el número de bloques que deben retransmitirse cuando un bloque contiene errores, depende del procedimiento de retransmisión empleado por el protocolo del enlace de datos.

Los procedimientos de retransmisión selectiva, en los cuales únicamente se retransmite el bloque con el error, tienen un N_r de 1.

Los procedimientos de retransmisión con vuelta atrás de N bloques, como los empleados en SDLC, HDLC y X.25 LAP-B, retransmiten todos los bloques pendientes desde el bloque que contiene el error hasta el bloque transmitido inmediatamente antes de que el mensaje de rechazo fuera recibido por el remitente.

Para procedimientos de vuelta atrás N de bloques:

$$N_B = \frac{R}{I_B} = \text{Retraso en la notificación del error}$$

y para HDLC:

$$N_r = (2 + R (2 \times \text{Retraso de propagación}) + (\text{Caracteres en el mensaje de rechazo}))/I_B$$

redondeando al entero superior.

2.2. TIEMPO DE RESPUESTA DE UNA TRANSACCIÓN

El tiempo medio de respuesta para un enlace de datos punto a punto que interroga a un procesador es la suma de:

- Tiempo de transmisión del mensaje de entrada (I_T).
- Tiempo de proceso del ordenador principal (H_T).
- Tiempo de transmisión del mensaje de salida (O_T).

Para un terminal que acceda a un ordenador principal utilizando transmisión en modo carácter, el tiempo de respuesta medio medido desde el último carácter transmitido hasta el último carácter recibido de vuelta desde el procesador (último en entrar, último en salir) es:

$$I_T + H_T + O_T$$

3. PREDICCIÓN DE PRESTACIONES PARA REDES DE ÁREA EXTENSA

3.1. MODELOS ALTERNATIVOS

Cuando se diseña una red de área extensa, particularmente cuando utiliza técnicas de sondeo, la predicción de prestaciones es difícil, a menos que ya se haya llevado a cabo un análisis detallado de una red similar. Como generalmente no existe la información adecuada, se debe emplear sistemas de modelado de prestaciones.

Se utilizan tres formas de modelado predictivo:

1. Modelos analíticos de colas.
2. Modelos de simulación.
3. Modelos híbridos que incorporan técnicas analíticas en un modelo de simulación.

Los modelos analíticos son representaciones matemáticas que relacionan la salida del sistema con sus entradas mediante relaciones funcionales definidas entre variables. Los modelos analíticos de colas en sistemas de sondeo son a menudo muy complejos y deben realizarse muchas simplificaciones, que pueden resultar en inexactitudes impredecibles o en limitaciones del modelo.

La teoría de colas se puede aplicar en el tratamiento de los mensajes que llegan a los nodos de proceso, pero las suposiciones sobre la distribución de los mensajes de entrada pueden hacer que los resultados sean inexactos. Tales modelos analíticos pueden utilizarse para una evaluación inicial rápida y análisis generales, donde son aceptables respuestas aproximadas.

Los modelos de simulación pueden dar resultados más exactos que los analíticos, pero a menudo son difíciles de usar, y necesitan mucho tiempo de ordenador y humano.

Los modelos de simulación son programas de ordenador que utilizan rutinas software para establecer las relaciones entre las entradas y las salidas del sistema. El funcionamiento de la red se puede modelar con cualquier nivel de detalle si se conocen las relaciones necesarias del sistema, pero el tiempo y el esfuerzo necesarios para modelar el sistema son directamente proporcionales al nivel de detalle requerido. El tiempo requerido para ejecutar los modelos de simulación en un ordenador está también relacionado directamente con el nivel de detalle, lo que hace que las simulaciones detalladas sean lentas y caras. Los modelos de

simulación se emplean generalmente en las últimas fases del diseño de una red, donde se necesitan datos más precisos.

El modelo híbrido es un compromiso que ofrece la flexibilidad y velocidad de los modelos analíticos, y la exactitud de los modelos de simulación. La información que emplea el modelo híbrido pueden ser datos empíricos, si están disponibles, o aproximaciones estadísticas, si no lo están. Los programas de modelo híbrido, como el paquete de análisis de redes Mind, de Contel Information Systems, incluyen diversos módulos de simulación en los que las ecuaciones funcionales de la aproximación analítica están incorporadas a la aproximación de las simulaciones.

3.2. PREDICCIONES PARA REDES MULTIPUNTO CON SONDEO

Las redes multipunto con sondeo se utilizan generalmente para conectar terminales remotos a sistemas centrales de procesos de datos. El procesador central dispone de un módem maestro que está unido a varios módems tributarios por una línea multipunto dedicada a 4 hilos. El módem maestro transmite secuencias de sondeo y secuencias de direccionamiento (que envían datos a los módems tributarios); por tanto, puede dejar su portadora permanentemente activa. Los módems tributarios comparten el camino de retorno y sus portadoras deben estar activas solamente cuando el terminal ha sido sondeado y desea transmitir. Para reducir costes, la línea se comparte cuando las velocidades de transmisión de entrada al terminal son normalmente mucho menores que las velocidades de transmisión de la línea de comunicación.

El parámetro más significativo en una línea multipunto con sondeo es el tiempo de respuesta, ya que éste se degrada a medida que se añaden terminales a la línea compartida y se transmiten los mensajes.

El modelo analítico de Chou produce resultados cercanos a los que se obtienen empleando un modelo de simulación complejo.

La referencia 9.2 investiga (utilizando el modelo de simulación) cómo se comportan el tiempo de respuesta del terminal y el rendimiento de la línea en varias condiciones.

Algunas de las conclusiones son:

- a) La utilización productiva máxima (porcentaje de tiempo que la línea emplea en transmitir información y no sobrecargas) es de aproximadamente 0,65 para los protocolos SDLC full-duplex y 0,2 para los protocolos Bisync no intercalados.

- b) Para un sistema SDLC full-duplex con sondeo y un tiempo de retorno de la CPU de 0,5 segundos, y una utilización de línea constante (0,4), el tiempo de respuesta puede variar entre 1 y 4 segundos cuando el número de terminales que comparten la línea aumenta de 1 a 20.
- c) Si una red multipunto con sondeo se diseña para asegurar que el tiempo de respuesta medio del terminal quede por debajo de un límite especificado, la utilización de la línea no se maximiza cuando el número de terminales se minimiza. Si sólo se permite una transacción pendiente por terminal, la línea puede quedar desocupada durante la espera de una respuesta del procesador mientras los mensajes están esperando para entrar.
- d) Una manera efectiva de configurar líneas multipunto con sondeo es dibujar la gráfica de utilización de la línea en función del número de terminales para varios valores de tiempo medio de respuesta del terminal, es decir, restringiendo la utilización de la línea en función del número de terminales que la comparten.
- e) Para una línea SDLC full-duplex multipunto con sondeo que una frecuencia de sondeo independiente del volumen de tráfico los terminales, el tiempo medio de respuesta disminuye cuando el volumen de tráfico se distribuye entre los terminales mientras la utilización de la línea se mantiene constante. Si la frecuencia de sondeo se hace proporcional al volumen de tráfico, la desviación típica del tiempo de respuesta crece con la distribución del volumen de tráfico entre los terminales.
- f) Con el mismo número de terminales y la misma utilización, el tiempo de respuesta varía poco con diferentes modelos de distribución del tráfico entre los terminales.
- g) Para una línea SDLC full-duplex, con una utilización de línea de 0,3, el tiempo de respuesta se reduce inicialmente cuando crece el tamaño del mensaje, debido a la reducción del porcentaje de sobrecarga, pero cuando se incrementa el tamaño del mensaje, el tiempo de respuesta crece de nuevo, debido a que el tiempo de transmisión del mensaje se hace significativo.
- h) Un sistema que no haga uso de técnicas de intercalado y que deje la línea desocupada mientras la CPU está procesando el mensaje tiene una utilización de línea menor que un sistema intercalado, pero el tiempo de respuesta puede ser menor y menos aleatorio cuando el tiempo de proceso de la CPU es pequeño comparado con el tiempo de transmisión.

i) La comparación entre protocolos demuestra que los procedimientos asíncronos half-duplex pueden producir en algunas circunstancias tiempos de respuesta menores que los protocolos full-duplex síncronos orientados al bit, dado que presentan menores sobrecargas de sondeo, pero los protocolos full-duplex son más eficientes cuando transmiten en ambas direcciones simultáneamente.

j) Para protocolos full-duplex, los tiempos de respuesta pueden reducirse rompiendo los mensajes grandes en bloques, y transmitiendo mensajes de sondeo entre los bloques. Este sondeo anidado es más ventajoso cuando la utilización de la línea es alta o cuando el tamaño del mensaje de entrada es grande.

3.3. RETRASO DE TRÁNSITO MEDIO

En una red de malla existen varias rutas alternativas a través de las cuales los mensajes pueden transmitirse del nodo fuente al nodo destino. Los nodos intermedios tienen un algoritmo de encaminamiento que determina el siguiente nodo hacia el que deben dirigirse los paquetes o mensajes.

El diseño de la red de malla es un proceso complejo que supone definir tablas de conectividad y de determinación de ruta, así como asignación de capacidades.

La conectividad de una red de malla se define como el mínimo número de caminos disjuntos (totalmente independientes y sin elementos comunes) entre dos nodos cualesquiera. Una red con una conectividad de n puede soportar hasta $n-1$ fallos sin que un nodo se desconecte de la red cuando n es al menos 2.

El grado mínimo de una red es el mínimo número de enlaces unidos a cualquier nodo; para asegurar una conectividad de 2 es necesario un valor de 2, pero no es suficiente.

La topología de una red de malla se puede seleccionar mediante varias estrategias:

- a) Una red completamente conectada (que enlaza cada nodo directamente a todos los demás) requiere el mayor número de enlaces, que es $0,5 N(N-1)$, para conectar totalmente una red de N nodos.
- b) Cada nodo puede conectarse a 2 ó 3 vecinos, para minimizar el coste.
- c) Cada nodo puede conectarse a 2 ó 3 vecinos, siguiendo criterios basados en la demanda de comunicaciones.

Esta topología inicial de conexión se puede someter al test de conectividad de Kleitman para asegurar que se produce una conectividad mínima (n).

El test de Kleitman implica tres pasos:

1. Desde cualquier nodo, comprobar si existen n caminos disjuntos hacia todos los otros nodos; si no los hay, modificar la red y comenzar de nuevo; si los hay, ir al paso 2.
2. Eliminar de la red el nodo comprobado y hacer $n = n-1$.
3. Comprobar si n es mayor que cero; si no, parar y modificar la red; si lo es, ir al paso 1.

Hay muchos algoritmos de direccionamiento, algunos de los cuales son fijos y otros se adaptan a las condiciones del tráfico.

El direccionamiento adaptativo puede ser aislado (condicionado únicamente por las condiciones locales del tráfico en cada nodo), distribuido (en el que se intercambia información acerca de las condiciones de tráfico entre los nodos) o centralizado (en el que un nodo de control central recoge la información de tráfico procedente de todos los nodos e indica a cada nodo qué tabla de direccionamiento debe utilizar).

Para un esquema de direccionamiento dado, puede determinarse el tráfico esperado en cada enlace para ciertas condiciones de uso de la red. Entonces pueden determinarse las velocidades de transmisión de datos del enlace dejando un margen adecuado para seguridad y futuras expansiones.

TD el retraso de tránsito medio en la red, es una buena indicación de las prestaciones de la misma; este valor puede ser calculado para redes orientadas a conexión utilizando la fórmula:

$$T_D = T_n + \frac{1}{F_t} \sum_{i=1}^L A_p \cdot T_i$$

Fórmula 62.2.

donde:

T_n = El tiempo medio de proceso en los nodos fuentes y destino.

F_t = El número total de paquetes que fluyen a la red por segundo.

A_p = El número medio de paquetes que fluyen al enlace 1 por segundo.

L = El número total de enlaces en la red.

T_1 = El retraso en segundos en el enlace 1 causado por espera en cola, retraso de propagación y proceso en el nodo.

Para el enlace 1, el valor de T_1 está dado por

$$\frac{\text{Tiempo medio de transmisión de mensajes}}{1 - (\text{Número medio de paquetes por segundo})} +$$

(Tiempo medio de transmisión de mensajes)

+ Retraso de propagación

+ Retraso de tratamiento en los nodos

Se supone que los mensajes siguen una distribución gamma.

4. PREDICCIÓN DE PRESTACIONES EN REDES DE ÁREA LOCAL

4.1. PRESTACIONES DE ETHERNET

La nota 9.4 describe el primer sistema experimental Ethernet a 3 Mbits/s construido por el centro de investigación de Xerox en Palo Alto. Esta referencia, que data de 1976, es uno de los primeros intentos de predecir las prestaciones de sistemas CSMA/CD operativos.

Un simple conjunto de fórmulas ilustra la resolución de conflictos distribuidos en un sistema Ethernet muy cargado.

P es el número de bits de datos en un paquete.

H es el número de bits de sobrecarga en un paquete.

C es la capacidad máxima de Ethernet en bits/s.

T es la duración de un slot en segundos.

Un slot es un intervalo de conflicto durante el cual las estaciones tratan de obtener el control del bus; también es el tiempo empleado en detectar una colisión tras comenzar la transmisión.

Se supone que existen Q estaciones continuamente en cola para transmitir un paquete. Q también representa la carga total ofrecida al bus y se supone que es mayor que uno. Si

se supone que una estación en cola tiene una probabilidad de transmitir en un slot de $1/Q$, la probabilidad de que sea retrasada es de $1-(1/Q)$.

Para calcular A , la probabilidad de que exactamente una estación intente transmitir en un slot y , por tanto, adquiera el control del bus, se emplea la expresión:

$$A = (1 - [1 / Q]^{Q-1})$$

El cálculo de S , el número medio de slot que transcurren para una estación mientras espera para ganar el control del bus, se efectúa por el siguiente razonamiento: la probabilidad de que no haya tiempo de espera de A , que también es la probabilidad de que una estación intente transmitir en un slot.

La probabilidad de esperar un intervalo de un slot es $A(1 - A)$, y la probabilidad de esperar n slots es $A[(1 - A)^n]$.

La media de esta distribución geométrica de períodos de slot de espera es:

$$S = (1 - A)/A$$

Para calcular E , la eficiencia, que es la proporción de tiempo que el bus está transmitiendo datos útiles, se razona como sigue: la transmisión de un paquete dura $(P + H)/C$ segundos y el tiempo medio para ganar el control del bus es ST segundos. Por tanto:

$$E = \frac{(P + H)/C}{[(P + H)/C] + ST}$$

Para la máxima longitud de paquete de datos, 1500 octetos,

$P = 12000$ bits.

$H = 208$ bits de sobrecarga por paquete.

$T = 51,2 \times 10^{-6}$ de intervalo de slot de conflictos.

$C = 10000000$ bits/s.

$Q = 2$ estaciones continuamente en cola para transmitir un paquete.

La eficiencia del 96 por 100 en esas circunstancias se reduce al 53 por 100 cuando se utiliza la longitud mínima del paquete de datos, 368 bits. Esta reducción de eficiencia está causada por el incremento en la proporción de sobrecarga de un paquete y en los tiempos de

contienda para obtener un slot en comparación con la cantidad de datos transmitidos. El cálculo suponía que las dos estaciones estaban continuamente en cola para transmitir un paquete, pero en la práctica este parámetro es difícil de cuantificar.

4.2. COMPARACIÓN DE LA VELOCIDAD MEDIA

La nota 9.5 describe el trabajo de un subcomité de IEEE 802 comparando las velocidades medias máximas de transmisión de datos de los tipos comunes de LAN con las mismas cargas de trabajo. La conclusión de este trabajo es que CSMA/CD ofrece el menor retraso con poca carga, pero es sensible a cargas pesadas, y a las longitudes del bus y del mensaje.

Los buses con paso de testigo tienen el mayor retraso con poca carga y no pueden transportar tanto el tráfico como un anillo equivalente en condiciones de carga pesada. Son también sensibles al retraso de propagación debido a la longitud del bus.

Los anillos con paso de testigo son los menos sensibles a la carga de trabajo, producen pequeños retrasos con cargas ligeras, y su retraso con cargas pesadas es controlable.

1º El índice de rendimiento medio para un bus CSMA/CD con una estación activa es la inversa del tiempo empleado en la transmisión de datos y bits de control:

$$\text{Índice máximo de rendimiento medio} = \frac{1}{T_m + T_i}$$

donde T_m es el tiempo de transmisión para mensajes con éxito y T_i es el tiempo del intervalo entre tramos (que admite transiciones de propagación y circuitos, que para Ethernet es 9,6 us).

T_s es la duración del slot de contención, es el tiempo necesario para transmitir 512 bits en un sistema Ethernet a 10 Mbits/s. Es el máximo tiempo empleado por una señal en propagarse hasta el extremo más alejado del bus y regresar, más los retrasos de los interfaces de los circuitos.

El tiempo de refuerzo de colisión (jam), T_j , es el tiempo requerido para que una estación que detecta una colisión transmita un modelo de 48 bits para reforzarla.

Para 100 estaciones Ethernet activas el retraso medio máximo es la inversa del tiempo de transmisión medio, más los intervalos entre ramas, más el tiempo empleado en resolución de colisiones por transmisión con éxito:

$$\text{Índice máximo de rendimiento medio} = 1 / [T_m + T_i + (2e - 1) (T_s + T_j)]$$

Un anillo con paso de testigo con una estación activa tiene una velocidad de transmisión de datos media máxima que es la inversa del tiempo empleado para la transmisión más el tiempo requerido para pasar el testigo por todo el anillo (suponiendo que hay 99 estaciones desocupadas y una estación activa):

$$\text{Índice máximo de rendimiento medio} = 1 / (T_m + T_t)$$

donde T_m es el tiempo de transmisión del mensaje (incluyendo las sobrecargas de control), y T_t es el tiempo de paso del testigo para el anillo completo.

$$T_t = T_p + 100T_{ID}$$

donde T_p es el retraso de propagación alrededor de la circunferencia del anillo, para un anillo con 100 estaciones. El tiempo de retraso de interfaces T_{ID} se supone que es igual al tiempo de transmisión de 1 bit, para un anillo con paso de testigo.

En un anillo con paso de testigo de 100 estaciones activas, la velocidad de transmisión de datos media máxima es la inversa del tiempo necesario para transmitir, más el tiempo empleado para pasar el testigo a la estación siguiente. Para 100 estaciones con igual separación entre ellas, el testigo debe recorrer la centésima parte de la circunferencia antes de llegar al siguiente receptor:

$$\text{Índice máximo de rendimiento neto} = 1 / [T_m + T_{ID} + (T_p / 100)] \text{ para 100 estaciones activas.}$$

Un bus con paso de testigo con una estación activa tiene una velocidad de transmisión de datos media máxima dada por la inversa del tiempo empleado por una estación para transmitir un mensaje, más el tiempo de paso de testigo a través de cada una de las 99 estaciones desocupadas y la estación activa:

$$\text{Índice máximo de rendimiento medio} = 1 / (T_m + T_t)$$

donde T_t es el tiempo requerido para el paso del testigo a través de 100 estaciones; esto es, $100 (T_p + T_{ID})$.

Para un bus con paso de testigo con 100 estaciones activas, el retraso de rendimiento medio máximo es la inversa del tiempo empleado por una estación para transmitir un mensaje y pasar el testigo a la siguiente estación receptora:

$$\text{Índice máximo de rendimiento neto} = 1 / (T_m + T_p + T_{ID})$$

4.3. RETRASO DE PAQUETES EN LAN CON PRIORIDAD MULTINIVEL

La introducción de prioridad multinivel en los estándares para LAN más recientes (IEEE 802,4, 802,5 y FDDI) ha complicado mucho más la estimación del retraso medio de un paquete.

Sin prioridad multinivel, el retraso puede estimarse multiplicando el número medio de paquetes en la cola por el tiempo medio de transmisión de paquetes y añadiendo los retrasos de propagación, paso de testigo y colisiones.

Con esquemas de prioridad multinivel, se requiere una simulación mucho más detallada, donde se calculen los niveles de prioridad para cada rotación del testigo y el retraso para los paquetes de cada prioridad en un entorno concreto de paquetes que esperan en cada estación.

Se han desarrollado programas de simulación para LAN con prioridad multinivel utilizando un ordenador personal en una o dos semanas de trabajo. Esos programas proporcionan los retrasos mínimo, y máximo y promedio dada la lista de paquetes en espera de transmisión en cada estación y los niveles de prioridad de cada paquete.

Jan Thorner, de Phillips Elektronikindustriev AB ha realizado estudios de simulación para la LAN en anillo con paso de testigo IEEE 802.5 con prioridad multinivel, y ha comparado el retraso de paquetes con el de IEEE 802.3, con y sin prioridad multinivel en el software hasta el nivel 4 de OSI. La simulación de IEEE 802.3 (Ethernet) ha demostrado que refleja con exactitud el comportamiento de una red real.

El tiempo de transmisión se midió desde el momento de introducción del paquete en el buffer de envío de la estación transmisora hasta el momento de llegar a la estación receptora. Cuando se incluyó en la simulación el software correspondiente a los niveles 3 y 4, el tiempo de transmisión se midió desde la inclusión del paquete en el buffer de entrada al nivel 4 en la estación transmisora hasta su salida del software del nivel 4 en la estación receptora.

Para asegurar la validez de las comparaciones, se asumió que las redes IEEE 802.3 e IEEE 802.5 trabajaban a 10 Mbits/s. Se hicieron simulaciones aplicando cargas de hasta el 50 por 100 de la capacidad total con una distribución aproximadamente uniforme de la carga entre diferentes nodos, que variaban en número entre 10 y 80. La longitud del paquete era de 50 bytes con las sobrecargas apropiadas.

Los resultados de esta simulación se obtuvieron tras varias horas de tiempo de procesador, que representaba unos 10 segundos de tiempo real. Con una carga del 20 por 100 (2 Mbits/s) las prestaciones de IEEE 802.3 e IEEE 802.5 sin prioridad eran idénticas, y también lo eran en cada nivel de prioridad cuando se incluía ésta. Las redes con prioridad daban una desviación estándar en el retraso menor que las que no tenían prioridad. Con una carga menor del 20 por 100, IEEE 802.3 no se veía afectada por el número de nodos activos, cuando la carga era constante, mientras que el retraso de paquetes en IEEE 802.5 crecía proporcionalmente al número de nodos.

Como se muestra en la figura 62.1. con cargas por encima del 40 por 100 (4 Mbits/s), se encontró que el anillo con paso de testigo era considerablemente superior a CSMA/CD, donde las colisiones ocupan una proporción de tiempo creciente si no se implementa prioridad al nivel OSI 4.

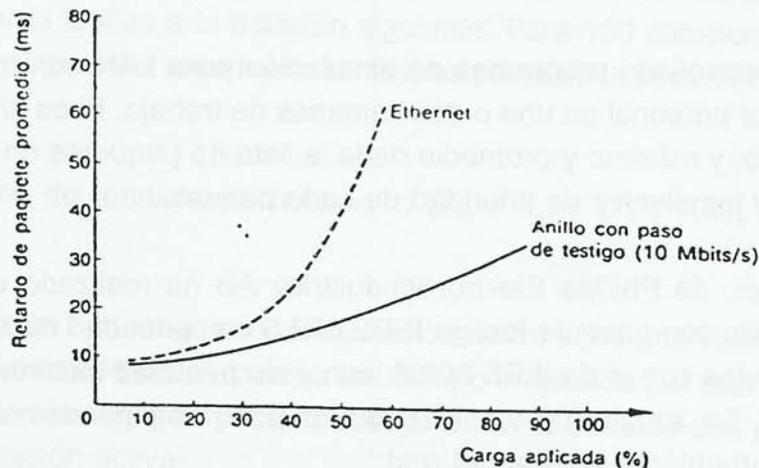


Figura 62.1. Comparación retardo paquete/carga aplicada a Ethernet y para anillo con paso de testigo a 10 Mbits/s; con prioridad

El anillo con paso de testigo sin prioridad sufría sólo un incremento del 50 por 100 en el tiempo de retraso cuando la carga se aumentó del 20 al 40 por 100. IEEE 802.3 con prioridad al nivel OSI 4 mejoraba el retraso de paquete para los paquetes de prioridad alta, pero los

paquetes de prioridad baja sufrían un retraso mucho mayor que en IEEE 802.5 (véase figura 9.10).

Las conclusiones globales que se extraen de esta simulación son:

- a) Para cargas típicas de hasta el 20 por 100, IEEE 802.3 e IEEE 802.5 (con 10 Mbits/s de velocidad de transmisión) actúan de modo similar.
- b) Para cargas de aproximadamente el 50 por 100, el anillo con paso de testigo es superior a IEEE 802.3 (sin prioridad) en retraso de paquetes, pero cuando se añade prioridad a IEEE 802.3, el retraso para paquetes de prioridad alta mejora considerablemente.
- c) Los retardos ocasionados por el software de los niveles OSI 3 y 4 son más significativos en redes con un máximo de 20 a 30 nodos si la longitud del paquete no excede de unos 100 bytes.
- d) Los retrasos ocasionados por el software son mucho mayores que los asociados con una red IEEE 802.3 incluso cuando todos los nodos transmiten a su máxima velocidad de paquete.
- e) Los retrasos ocasionados por el software son atribuibles en su mayor parte al número de paquetes transmitidos, más que a su longitud.
- f) Cuando haya procesadores más rápidos para reducir los retrasos ocasionados por el software sería conveniente incluir esquemas de prioridad en redes muy cargadas.

5. FIABILIDAD DE LA RED Y PREVISIÓN DE DISPONIBILIDAD

5.1. DEFINICIÓN Y CÁLCULOS BÁSICOS

La fiabilidad de un equipo se define como la probabilidad (expresada en porcentajes) de que un equipo opere dentro de sus especificaciones durante un período de tiempo definido. La referencia 9.6 (sección 10.2) describe la previsión de fiabilidad y disponibilidad de un equipo.

La forma usual indicar la fiabilidad de un componente de un equipo determinado es dar tiempo medio entre fallos (MTBF, Medium Time Between Failures).

El MTBF se puede calcular a partir de las estadísticas de fallos reales recopiladas durante un período de tiempo significativo; también se puede predecir utilizando los índices de fallos de componentes recogidos en manual MIL-HDBK-217.

Los valores para el MTBF citados únicamente son válidos para la región de índice de fallos constante de la curva de fiabilidad conocida como de la "bañera" (véase figura 62.2).

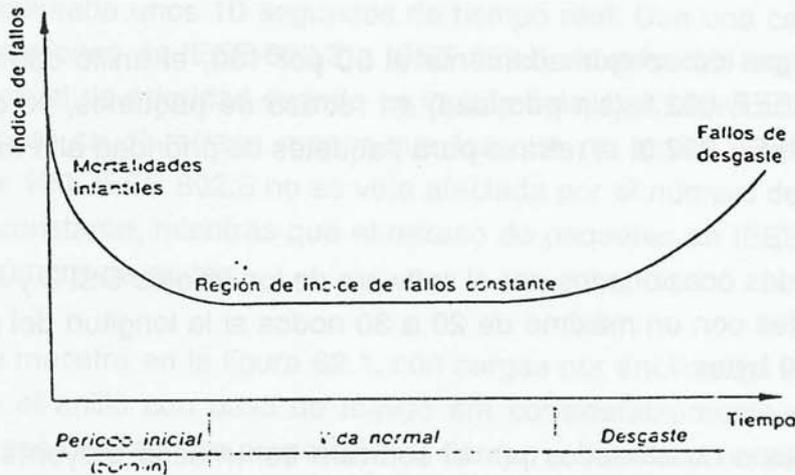


Figura 62.2. Curva de fiabilidad de la bañera

La región de índice fallos constante de la curva es aplicable durante la vida normal del equipo excluyendo los primeros tiempos de uso (período inicial) y la región correspondiente al período de desgaste final. Fuera de la región de índice de fallos constante se producen muchos más fallos.

La probabilidad de un fallo dentro de un período de tiempo igual al MTBF es típicamente del 63 por 100. Por tanto, los valores del MTBF no se deben utilizar fuera del contexto del período de tiempo en el que se está considerando la operación.

La disponibilidad de un equipo es la proporción de tiempo durante la que se espera que éste sea completamente operativo:

$$\text{Disponibilidad } A = \text{MTBF} / (\text{MTBF} + \text{MTTR})$$

siendo MTTR (Medium Time To Repair) el tiempo medio de reparación, incluido el tiempo necesario para diagnósticos.

5.2. ESTIMACIÓN DE LA DISPONIBILIDAD DE LA RED

Las redes de comunicaciones pueden incluir muchos tipos de equipos y la disponibilidad del servicio de comunicaciones puede variar de unos usuarios a otros, dependiendo de la configuración de la red.

Se necesita una herramienta que permita estimar la disponibilidad de la red que no asuma que un fallo en cualquier componente causará el fallo total de la red, pues el servicio todavía puede seguir disponible para algunos usuarios.

Un procedimiento para estimar la disponibilidad de una red se puede ejecutar en cinco pasos:

1. Obtener el MTBF y el MTTR para cada componente de la red.
2. Calcular el número medio de horas de dispositivo por mes para cada tipo de componente.
3. Calcular el número medio de usuarios que resultan afectados a un fallo en un componente.
4. Calcular el número de horas que un fallo en un componente deja sin servicio de red a los usuarios, utilizando la fórmula:

Horas de servicio no disponibles =

$$\text{Horas de dispositivo (de 2) x MTTR x Promedio} \\ = \frac{\text{de usuarios afectados (de 3)}}{\text{MTBF}}$$

5. Calcular la disponibilidad de la red utilizando la fórmula:

$$A_n = \frac{\text{Número total de horas de red - Número total} \\ \text{de horas de usuario no disponibles}}{\text{Total de horas de usuario}}$$

RESUMEN

Podemos evaluar el rendimiento de la línea dividiendo el número de bits de información recibidos correctamente por el tiempo empleado en la transmisión).

Para ellos deben tenerse en cuenta varios factores, entre los que se incluyen: Velocidad de transmisión de datos.

Tamaño de bloque de transmisión, Sobrecargas en los bloques y otros factores del protocolo, Tasa de errores en la línea, Número de bloques que deben retransmitirse cuando hay un error, etc.

El diseño de redes de área extensa requiere un análisis del rendimiento de la red, de los tiempos de respuesta y de la disponibilidad para predecir el comportamiento en situaciones inciertas y altamente complejas. Como ayuda a este análisis, pueden emplearse muchos procedimientos de simulación y analíticos, incluida la teoría de colas.

Las redes de área local pueden ser de muchas formas y la elección puede ser una tarea desconcertante. Los datos de los fabricantes pueden ser difíciles de comparar y, en muchos casos, la información relativa a rendimientos y retrasos puede no estar disponible para una red del tamaño y la finalidad necesarios.

Las prestaciones de los buses de comando-respuesta como MIL-STD1533 B son relativamente fáciles de determinar; pero las comparaciones entre LAN con paso de testigo y redes con control de acceso por contienda como IEEE 802.3 son más difíciles.

Afortunadamente, se han realizado algunos estudios de simulación para efectuar esas comparaciones. Sin embargo, los resultados de esas comparaciones deben ser interpretados con cuidado, ya que las circunstancias y condiciones asumidas en la simulación puede que no sean las mismas que las de la red bajo consideración.

En la práctica, el proceso necesario para que el software de los niveles OSI 2, 3 y 4 cumpla su misión, tiene a menudo mayor influencia en los tiempos de respuesta que los aspectos físicos y del enlace de datos de la LAN.

EDITA Y DISTRIBUYE:

CENTRO DOCUMENTACIÓN DE ESTUDIOS Y OPOSICIONES
C/ CARTAGENA, 129 - TELS. 564 39 94 - 28002 MADRID