

EVALUACION DE COMPORTAMIENTO DE PROTOCOLOS DE REDES LOCALES NORMALIZADAS EN AMBIENTES CRITICOS

J. Santos, J. Orozco* y O. Alimenti

* Becario del CONICET

Dep. de Ingeniería Eléctrica, Universidad Nacional del Sur
8000 Bahía Blanca, Argentina

RESUMEN: En el presente trabajo se realiza una evaluación comparativa de los protocolos de redes locales normalizados por el IEEE: Barra con Ficha (802.4), Anillo con Ficha (802.5) y una modificación del Acceso Múltiple por Sensado de Portadora con Detección de Colisión (802.3), operando en ambientes con constricciones de tiempo. Se analizan las disciplinas de prioridades necesarias para que el sistema esté libre de crisis según las relaciones que vinculan el tiempo de ranura, el número de nodos de la red y sus tiempos de crisis. En cada caso se obtienen los rendimientos (como un cierto % del ancho de banda) y la producción del sistema (en Mb/s), como una función de la longitud del campo de datos transmitido.

INTRODUCCION

En algunos casos, el flujo de información entre nodos de una red local que comparten un medio de comunicación tiene ciertas constricciones de tiempo; éstas surgen del hecho de que un mensaje generado en un cierto nodo debe llegar al nodo receptor dentro de un cierto intervalo de tiempo. Este intervalo se denomina *tiempo de crisis* del nodo emisor y se dice entonces que la red opera en un *ambiente crítico* o *con constricciones de tiempo*.

El estudio de los parámetros que gobiernan el comportamiento de tales sistemas no es nuevo. Por ejemplo, en [1] y [2], de 1967 y 1971 respectivamente, las relaciones entre el número de unidades del sistema, sus tiempos de crisis y el tiempo que cada unidad puede usar el medio (*tiempo de ranura*) están analizados en relación con las disciplinas de prioridades a ser aplicadas para que el sistema esté libre de crisis.

Con el advenimiento de las redes locales y su uso en ambientes críticos típicos, como por ejemplo control en tiempo real, se ha producido un renovado interés en el tema [3, 4, 5, 6, 7, 8 y 9]. En [9] se construyó primero el mapa de un conjunto de protocolos de redes locales sobre el conjunto de disciplinas de prioridades y luego el mapa de éstas sobre el conjunto de relaciones *número de unidades/tiempos de crisis/tiempo de ranura*.

Es evidente que en un ambiente crítico, los nodos deben tener un tiempo garantizado de acceso al medio; en consecuencia existe un tiempo máximo entre el final de dos mensajes sucesivos cuando un nodo está transmitiendo y por lo menos otro tiene un mensaje generado, listo para ser transmitido; ese tiempo es casualmente el tiempo de ranura e incluye no sólo el tiempo necesario para transmitir y propagar el mensaje sino también un cierto "gasto general" empleado principalmente para determinar cuál es el nodo que adquiere el derecho a transmitir (Fig. 1).

Una *disciplina de prioridades* es una relación binaria de orden definida en el conjunto de nodos. El conjunto ordenado se denomina *pila de prioridades*; al comienzo de cada tiempo de ranura, el medio es asignado a un cierto nodo sobre la base de información contenida en la pila.

En un ambiente crítico es posible establecer tres relaciones [2]:

$$nTr \leq TC_{min} \quad (1)$$

$$\frac{TC_{max}}{Tr} \geq \sum_{i \in N} \left\lfloor \frac{TC_{max}}{TC_i} \right\rfloor \quad (2)$$

$$\frac{TC_{max}}{Tr} \geq \sum_{i \in N} \frac{TC_{max}}{TC_i} \quad (3)$$

en los que: n , número de nodos de la red; Tr , tiempo de ranura; TC_{min} , tiempo de crisis mínimo; TC_{max} , tiempo de crisis máximo; TC_i , tiempo de crisis del nodo i ; $\lfloor \cdot \rfloor$, operador monádico techo o de redondeo por exceso; $N=\{1,2,\dots,i,\dots,n\}$, conjunto de nodos.

Si se cumple (1), una disciplina de Rueda Cíclica (en inglés Round Robin) asegura que el sistema está libre de crisis. En el segundo y tercer caso se requiere en cambio una disciplina de Prioridades Fijas y una disciplina de Menor Tiempo hasta Crisis, respectivamente.

Las expresiones anteriores tienen dos hipótesis subyacentes: La generación de mensajes es sincrónica con el comienzo de una ranura, y el régimen de generación de mensajes en cada nodo es, a lo sumo, la inversa del tiempo de crisis del nodo.

La diferencia aritmética entre el miembro de la derecha y el de la izquierda en (1), da el número de ranuras ociosas entre dos mensajes sucesivos del nodo con el tiempo de crisis mínimo luego del peor caso de carga del sistema; éste ocurre con la generación simultánea de mensajes en todos los nodos al comienzo de una ranura. La diferencia aritmética entre los miembros de la izquierda y la derecha en (2) y (3) da el número de ranuras ociosas entre dos mensajes sucesivos del nodo con el tiempo de crisis máximo, luego del peor caso de carga del sistema.

El rendimiento R del sistema puede ser expresado en términos del ancho de banda del medio como

$$R = R_i R_e W$$

en la que R_i , rendimiento interno o intrarranura; R_e , rendimiento externo o interrannura; V , ancho de banda del medio.

El rendimiento intrarranura es la relación entre el tiempo realmente dedicado a la transmisión del campo de datos en la trama del mensaje y el tiempo de ranura; depende de la disciplina de prioridades y del protocolo. La disciplina de prioridades determina el gasto general necesario para establecer cuál nodo tiene el derecho a acceder al medio; el protocolo determina la relación entre la longitud del campo de datos y la longitud total de la trama del mensaje (incluyendo el preámbulo, direcciones, verificación de redundancia cíclica, etc.).

El rendimiento externo depende esencialmente del régimen de llegada de los mensajes. Si $1/TC_i$ es el régimen de llegada de mensajes al nodo i y MCM es el mínimo común múltiplo de todos los TC_i , el rendimiento interrannura es

$$R_e = \sum_{i \in N} (MCM/TC_i)/MCM$$

Evidentemente, $100 R_i R_e V$ da el rendimiento del sistema como un porcentaje de su ancho de banda. $1-R_e$ es la relación entre el número de ranuras utilizadas y el número total de ranuras. Es evidente que cuando el número de ranuras ociosas tiende a cero, R_e tiende a 1; se dice entonces que el sistema está saturado.

Las ecuaciones (2) y (3) permiten una amplia distribución de los tiempos de crisis. De hecho

$$\lim_{TC_{min} \rightarrow T_r} TC_{max} = \lim_{TC_{min} \rightarrow T_r} ((n-1)/(1/T_r - 1/TC_{min})) = \infty$$

es decir, el TC de un nodo puede tender al tiempo de ranura si el tiempo de crisis de todos los otros nodos tiende a ∞ .

En lo que sigue se evaluará, en ambientes críticos, el comportamiento de las tres redes locales normalizadas por el IEEE (802.3, 802.4 y 802.5). La evaluación será realizada con los protocolos respectivos sirviendo las disciplinas Rueda Cíclica (RC) y Menor Tiempo hasta Crisis (MTC), que caracterizan las condiciones de menor y mayor exigencia del sistema, respectivamente. En cada caso se harán ciertas suposiciones con respecto a la longitud del medio, retardos en la propagación a lo largo del mismo, retardos en los nodos, en los dispositivos repetidores, etc. Debe notarse que la evaluación de comportamiento supone condiciones estacionarias sin fallas en la red y por lo tanto los resultados obtenidos representan una cota superior de comportamiento.

No será considerado en el presente trabajo la disciplina intermedia, Prioridades Fijas, utilizable cuando se cumple (2); la misma puede ser servida en cuatro niveles de prioridad por el protocolo Barra con Ficha y en ocho niveles por el protocolo Anillo con Ficha.

BARRA CON FICHA (802.4)

Se suponen los siguientes valores:

Régimen de transmisión de datos: 10 Mb/s (0.8 μ s/byte)

Longitud del cable: 2.500 m

Número de repetidores: 4

Retardo por repetidor: 3 μ s

Retardo por nodo: 10 μ s

Retardo inducido por el medio: 4 ns/m

La peor configuración topológica de la red desde el punto de vista de la ubicación de los nodos a lo largo de la barra ocurre cuando dos nodos

sucesivos en el anillo lógico están en extremos opuestos del cable, de manera que entre ellos existe el tiempo máximo de propagación. El tiempo de propagación entre extremos es

$$4 \text{ ns/m} \times 2.500 \text{ m} + 3 \text{ ns/rep} \times 4 \text{ rep} = 22 \text{ } \mu\text{s}$$

En el análisis que sigue se usará esta configuración, la más desfavorable.

En la norma 802.4 la ficha tiene 14 bytes; el número de bytes en el campo de datos de la trama del mensaje será notado B y se supondrá que, de acuerdo a la norma, la trama tiene 12 bytes además de los correspondientes al campo de datos. Los nodos, aunque conectados a una barra, forman un anillo lógico en el cual cada estación tiene una antecesora y una sucesora. La ficha pasa de nodo en nodo en orden descendente; cuando una estación recibe una ficha direccionada para ella, toma posesión de la misma y puede enviar una trama. Cuando termina la transmisión de la trama pasa la ficha a la estación siguiente.

Rueda Cíclica

En este caso, el tiempo de ranura es la suma de:

- a) Tiempo para transmitir la ficha: $0,8 \times 14 = 11,2 \text{ } \mu\text{s}$
- b) Retardos introducidos por el medio y los repetidores: $22 \text{ } \mu\text{s}$
- c) Retardo inducido en el nodo: $10 \text{ } \mu\text{s}$
- d) Tiempo para transmitir la trama: $9,6 + 0,8 B$

Por lo tanto, el tiempo de ranura, en μs , es

$$T_r = 52,8 + 0,8 B \quad (4)$$

Como puede verse T_r es independiente de n .

Por otra parte, de acuerdo a (1), para un tiempo de ranura dado el tiempo de crisis mínimo admisible por el sistema es función únicamente del número de nodos. En la Fig. 2 se representa T_{Cmin} en función de la longitud del campo de datos, para varios n . En Barra con Ficha/Rueda Cíclica (BF/RC), la eficiencia intraranura resulta ser

$$E_i = 0,8 B / (52,8 + 0,8 B) \quad (5)$$

En la Fig. 3 se representa el rendimiento del sistema como porcentaje del ancho de banda en función de la longitud del campo de datos para el caso en el cual

$$\forall i \quad T_{Ci} = T_{Cmin} = n T_r \quad (6)$$

es decir no hay ranuras ociosas, el sistema está saturado y $Re = 1$.

Menor Tiempo hasta Crisis

Para servir la disciplina MTO, antes de la transmisión del mensaje es necesaria una ronda de reservas en la cual cada nodo con un mensaje listo para ser transmitido declara el tiempo que le queda hasta entrar en crisis; si el nodo no tiene mensaje generado, este tiempo será infinito; las tramas de reserva tendrán un campo de datos de cuatro bytes, haciendo un total de 16 bytes en la trama. Luego de la ronda de reserva, la ficha pasará de nodo en nodo; éstos se abstendrán de transmitir hasta alcanzar aquél con el tiempo mínimo para entrar en crisis, el cual tendrá el derecho de acceder al medio. La transmisión del mensaje es seguida por la transmisión de una ficha vacía la cual circulará hasta alcanzar el nodo más alto del sistema y comenzar a partir de él una nueva ronda de reserva. Por lo tanto, el tiempo de ranura,

en us, será la suma de:

- a) El tiempo para transmitir y propagar n tramas de reserva y n fichas: $(0,8 \times 18 + 0,8 \times 14 + 22 + 10)n$
- b) El tiempo para transmitir y propagar n fichas: $(0,8 \times 14 + 22 + 10)n$
- c) El tiempo para transmitir la trama mensaje: $9,6 + 0,8 B$

Por lo tanto, el tiempo de ranura en μs es

$$T_r = 9,6 + 108,8 n + 0,8 B \quad (7)$$

Debe notarse que la disciplina RC impone $TC_{min} = n T_r$ como una cota inferior absoluta en los tiempos de crisis mientras que la disciplina MTC permite una distribución más flexible; el TC_{min} en este caso puede estar por debajo del mínimo permitido en la disciplina RC siempre que los otros nodos tengan TC tales que se cumpla (3). En la Fig. 4 se representa, para $B=1.500$ y diferentes n , TC_{min} en función de TC_{max} cuando en el sistema hay sólo dos tiempos de crisis diferentes: un nodo tiene TC_{min} y todos los demás TC_{max} ; en cada caso se marca también el TC_{min} para la disciplina RC.

La cota superior en el rendimiento del sistema SF/MTC ocurrirá cuando $R_s=1$; R_i será

$$0,8 B / (9,6 + 108,8 n + 0,8 B) \quad (8)$$

En la Fig. 5 se representa el rendimiento como % del ancho de banda, en función de la longitud del campo de datos, para n diferentes, en condiciones de saturación.

ANILLO CON FICHA (802.5)

Se suponen los siguientes valores:

Régimen de transmisión: 4 Mb/s (o 2 μ s/byte)

Longitud del anillo: 2.500 m

Retardo inducido por el nodo: 250 ns

Retardo inducido por el medio: 4 ns/m

Los nodos están igualmente espaciados a lo largo del anillo.

En la norma 802.5, la ficha tiene una longitud de 3 bytes; la trama de mensaje tiene un "gasto general" de 13 bytes sobre los B bytes del campo de datos.

Rueda Cíclica

En esta disciplina de prioridades, el tiempo de ranura es la suma de:

- a) Tiempo para transmitir el mensaje: 2 (13 + B) μ s
- b) Retardo inducido por el medio: 4 ns/m * 2.500 m = 10 μ s
- c) Retardo inducido por los nodos: 0,25 n μ s
- d) Tiempo para transmitir la nueva ficha: 3 bytes * 2 μ s/byte = 6 μ s
- e) Tiempo para propagar la ficha hasta el próximo nodo: 4 ns/m * 2.500/n m = 10/n μ s

Por lo tanto, el tiempo de ranura, en μ s, es:

$$Tr = 42 + 0,25 n + 10/n + 2 B \quad (9)$$

El rendimiento intrarranura será en consecuencia

$$Ri = 2 B / (42 + 0,25 n + 10/n + 2 B) \quad (10)$$

En la Fig. 6 se representa el rendimiento del sistema en función de la longitud del campo de datos, bajo condiciones de saturación, para diferentes n.

Menor Tiempo hasta Crisis

Al igual que en el caso de la barra con ficha, una ronda de reserva debe preceder la transmisión del mensaje; siguiendo la norma, esto implica que cada nodo en posesión de la ficha transmite su trama de reserva; la trama recorre todo el anillo y al alcanzar de vuelta el nodo emisor, es retirada de circulación; a continuación, el nodo entrega la ficha libre al nodo siguiente. Luego de la ronda, la ficha debe ser pasada a lo largo del anillo hasta alcanzar el nodo que tiene el derecho de acceso al medio; este nodo transmite su mensaje, lo retira luego de haber dado la vuelta al anillo y pasa la ficha al nodo siguiente para comenzar una nueva ronda de reserva.

El tiempo de ranura es la suma de:

- a) Tiempo para transmitir n tramas de reserva, con un campo de datos de 4 bytes: $2(13 + 4) n \mu s = 34 n \mu s$
- b) Tiempo para propagar n tramas de reserva a lo largo del anillo: $10 n \mu s$
- c) Retardo inducido en los nodos: $0,25 n^2 \mu s$
- d) Tiempo para transmitir la ficha: $6 \mu s$
- e) Tiempo para propagar la ficha: $10 \mu s$
- f) Retardo inducido en los nodos: $0,25 n \mu s$
- g) Tiempo para transmitir y propagar el mensaje en us (como en el caso Rueda Cíclica): $42 + 0,25 n + 10/n + 2 B$

Por lo tanto, T_r en μs es:

$$T_r = 42 + 61 n + 0,25 n^2 + 10/n + 2 B \quad (11)$$

En la Fig. 7 se representa T_{Cmin} en función de T_{Cmax} , con las mismas condiciones del caso previo similar, para $B = 1.500$ y diferentes n . Finalmente, en la Fig. 8, se representa el rendimiento del sistema en porciento del ancho de banda en función de la longitud del campo de datos, en condiciones de saturación ($Re=1$).

CSMA/CD (802.3)

CSMA/CD es un protocolo contencioso y por lo tanto no puede garantizarse un tiempo máximo de acceso. Sin embargo, en MTC es posible operar los nodos de tal manera que el acceso sea libre de colisiones. Como en los casos anteriores, una ronda de reservas precede la transmisión del mensaje.

Los nodos son designados de acuerdo a su posición ordenada en la barra, por ejemplo 1,2,...,n de izquierda a derecha. La ronda de reserva arranca con el nodo 1 transmitiendo su trama de reserva, en la cual declara su nombre y el tiempo que le queda hasta entrar en crisis; la trama puede ser del tamaño mínimo permitido (72 bytes). De acuerdo a la norma, 9,6 us después que el último bit de la reserva del nodo 1 ha sido percibido por el nodo 2, éste transmite su propia reserva. El proceso continúa hasta la reserva n-ésima; al recibirla, todos los nodos saben cuál es el que tiene el derecho a transmitir y difieren sus propias transmisiones.

Seguizando a [10], la implementación electrónica puede ser modificada de tal manera que en cada nodo se puede simular la presencia de portadora en el medio. Como consecuencia, el nodo tendrá la posibilidad de acceder al medio sólo cuando no perciba portadora, ni real ni simulada. La portadora simulada se controla por contadores dedicados que comienzan a contar cuando cesa la actividad en el medio y vuelven a cero cuando se reanuda la actividad. Por lo tanto, el contador de cada nodo cuenta realmente silencio en el medio y al mismo tiempo, mediante la portadora simulada, inhibe a su propio nodo para acceder al mismo. Mediante un adecuado desplazamiento de la cuenta final en la cual cada contador se

detiene, es posible ofrecer a los nodos un acceso al medio libre de conflictos. El mecanismo, una especie de pasaje de ficha virtual, permite el arranque de la ronda de reserva aún en el caso de que haya nodos fuera de servicio.

La trama de mensaje tendrá entre 72 y 1.526 bytes, de los cuales 46 a 1.500 corresponden al campo de datos y 26 al gasto general (preámbulo, direcciones, verificación de redundancia cíclica, etc.).

Se supone lo siguiente:

Régimen de transmisión: 10 Mb/s (0,8 μ s/byte)

Longitud del cable: 2.500 m

Número de repetidores: 4

Retardo introducido por cada repetidor: 4 ns/m

Menor Tiempo hasta Crisis

El tiempo de ranura será la suma de:

a) n tramas de reserva más n intervalos de 9,6 μ s entre tramas:

67,2 n μ s

b) Retardo introducido en la ida y vuelta entre extremos del cable por los repetidores y el medio: 26 μ s

c) Tiempo de transmisión del mensaje: 0,8 (26+B) μ s

Por lo tanto, el tiempo de ranura, en μ s, es:

$$T_r = 46,8 + 67,2 n + 0,8 B \quad (12)$$

En la Fig. 9 se representa representa T_{Cmin} en función del T_{Cmax} , con las condiciones de los casos anteriores similares.

Finalmente, en la Fig. 10 se representa el rendimiento del sistema en porciento del ancho de banda en función de la longitud del campo de datos para distintos n .

EVALUACION COMPARATIVA

En el caso del protocolo Barra con Ficha/disciplina Rueda Cíclica (BF/RC), el rendimiento de la red en función de la longitud del campo de datos, medida en términos porcentuales del ancho de banda, es independiente del número de estaciones (Fig. 3). Crece rápidamente y a los 600 bytes se encuentra ya prácticamente en el 90%, superando el 95% para 1.500 bytes.

Con el mismo protocolo y la disciplina Menor Tiempo hasta Crisis (BF/MTC), el rendimiento decae considerablemente (Fig. 5) debido al gasto general que impone la ronda de reserva; el tiempo que ella demanda es una función lineal del número de estaciones y disminuye el rendimiento interrancia de modo que el rendimiento total disminuye a medida que n aumenta. Para 1.500 bytes, por ejemplo, el rendimiento cae al 53% para $n=10$ y apenas alcanza el 10% para $n=100$.

No hay duda, en consecuencia, que la disciplina Rueda Cíclica induce un rendimiento mejor que la de Menor Tiempo hasta Crisis. De hecho, si se cumple (1) es obviamente innecesario complicar el algoritmo de acceso al medio introduciendo la ronda de reserva característica de la disciplina MTC. Sin embargo, basta que una estación tenga un tiempo de crisis menor que $n \cdot T_r$ para que la aplicación de RC sea imposible. MTC, en cambio, permite bajar el T_{Cmin} a condición de que las otras estaciones tengan tiempos de crisis que hagan cumplir (3). Como puede verse en la Fig. 4, para $n = 50$ y una longitud de 1.500 bytes en el campo de datos, el T_{Cmin} en RC es de 60,2 ms; en MTC puede ser bajado a menos de 27 ms en una estación siempre y cuando todas las restantes tengan tiempos de crisis de 400 ms.

En el caso del protocolo Anillo con Ficha/disciplina Rueda Cíclica (AF/RC), la Fig. 6 muestra que el rendimiento es muy poco dependiente del número de estaciones. Para una longitud del campo de datos de 350 bytes, todas las curvas se encuentran ya por encima del 90%; para 1500 bytes, el rendimiento es superior al 97%.

Cuando se estudia el mismo protocolo con la disciplina MTC, el rendimiento, siempre en % del ancho de banda, desciende considerablemente y, como era de esperar, se hace muy dependiente del número de estaciones. Como en el protocolo anterior, esto es atribuible a la ronda de reservas -como se vió, una suerte de gasto general que disminuye el rendimiento inter-ranura que es una función lineal del número de estaciones.

De todas maneras, el TC_{min} puede estar por debajo del permitido por la disciplina RC si los restantes nodos tienen tiempos de crisis lo suficientemente grandes como para que se cumpla (3), como lo muestra la Fig. 7 para $B=1.500$ y distintos n .

Debe notarse que en términos absolutos y a igualdad de las demás condiciones, BF permite tiempos de crisis menores que AF, debido fundamentalmente a la diferencia de anchos de banda (10 Mb/s y 4 Mb/s, respectivamente).

En la Fig.11 se muestra la producción P , en Mb/s, de los protocolos BF y AF, con la disciplina RC. Aunque medido en % del ancho de banda el protocolo AF es ligeramente superior, la producción en Mb/s de BF es casi el doble debido a la diferencia de sus anchos de banda.

Las Figs. 12 a 15 muestran la producción de los tres protocolos en función de la longitud del campo de datos para $n=10$, 20, 50 y 100, respectivamente. En todos los casos, aunque el protocolo AF tiene mejor producción que BF para valores bajos del campo de datos, a partir de un cierto valor del mismo se ubica por debajo de los otros dos protocolos. Esto es la penalidad que paga por el limitado ancho de banda.

Debe tenerse en cuenta que las curvas halladas representan cotas superiores y que tanto los rendimientos como las producciones experimentarán disminuciones al bajar el rendimiento interrannura por mantenimiento, fallas, etc.

Referencias

- [1] H.Hellerman, "Digital Computer System Principles", McGraw-Hill Book Co., N. York, 1967, pp.230-233.
- [2] J.Santos and I. Otero, "On priorities and transferences in computer systems and networks", Proc. Symposium on Computers and Automata, MRI Symposia Series, Vol. XX, Brooklyn Polytechnic Press, N. York, 1971, pp. 265-275.
- [3] J. F. Kurose, M. Schwartz and Y.Yemini, "Multiple-Access Protocols and Time-Constrained Communications", Computing Surveys, Vol. 16, Nr. 1, March 1984, pp. 43-70.
- [4] L. Kleinrock and M. Scholl, "Packet Switching in Radio Channels: New Conflict-Free Multiple Access Schemes", IEEE Trans on Comm, Vol. Comm-28, Nr. 7, July 1980, pp. 1015-1029.
- [5] Y. I. Gold and W. R. Franta, "An Efficient Collision-Free Protocol for Prioritized Access-Control of Cable or Radio Channels", Computer Networks, North Holland Publ. Co., Nr. 7, 1983, pp. 83-98.
- [6] J. F. Kurose and M. Schwartz, "A Family of Window Protocols for Time-Constrained Applications in CSMA Networks", Proc. of the INFOCOM 83, San Diego, Calif., Apr. 18-21, 1983, pp. 405-413.
- [7] J. F. Kurose M. Schwartz and Y. Yemini, "Controlling Time-Window Protocols for Time-Constrained Communications in Multiple Access Environments", Proc. 8th International Data Communication Symposium, North-Falmouth, Mass., Oct. 3-6, 1983, pp.75-84.
- [8] F. A. Tobagi, "Multiaccess Protocols in Packet Communication Systems", IEEE Trans on Comm, Vol. Comm-28, Nr. 4, april 1980, pp. 468-488.
- [9] J. Santos, J.Orozco y O.Allmentí, " Protocolos y Disciplinas de Prioridades en Ambientes Críticos", Lab. Sistemas Digitales, Dep. Ing. Eléctrica, Universidad Nacional del Sur, Bahía Blanca, Dic. 1987.
- [10] F. Borgonovo, L. Fratta, F. Tanini and P. Zini, "L-EXPRESS-NET: The Communications Subnetwork for C-Net Project", IEEE Trans on Comm., Vol. Comm-33, Nr. 7, July 1985.
- [11] IEEE, "Local Area Networks, 802.3 Standard, Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection", IEEE, N. York, 1985.
- [12] IEEE, "Local Area Networks, 802.4 Standard, Token-Passing Bus Access Method", IEEE, N. York, 1985.
- [13] IEEE, "Local Area Networks, 802.5 Standard, Token Ring Access Method", IEEE, N. York, 1985.

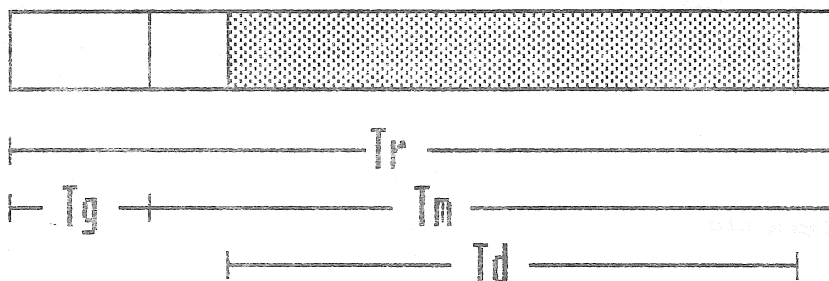


Fig. 1. T_r , tiempo de ranura; T_g , tiempo de "gasto general"; T_m , tiempo de mensaje; T_d , tiempo del campo de datos.

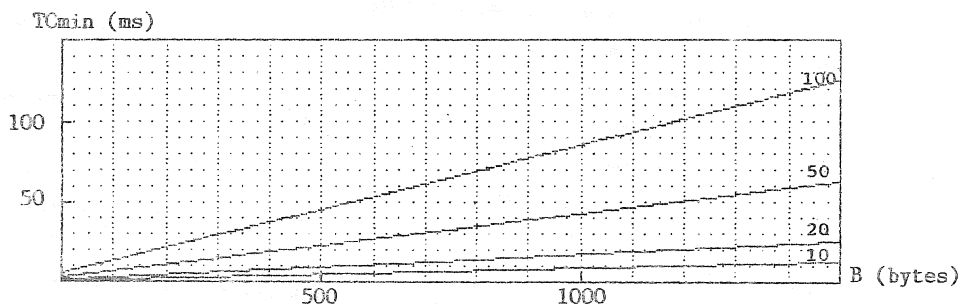


Fig. 2. BF/RC. Tiempo de crisis mínimo en función de la longitud del campo de datos.

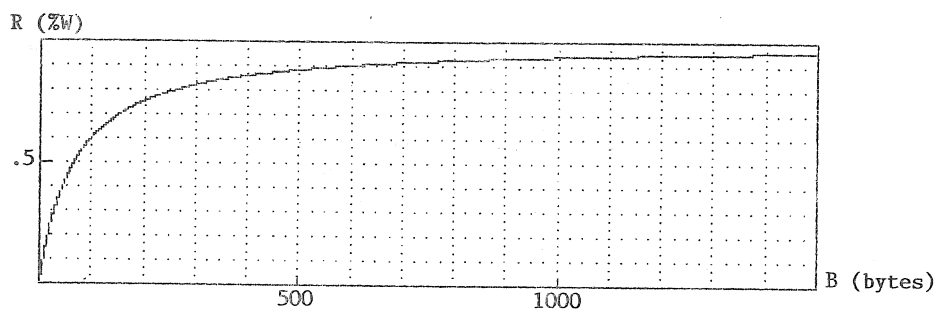


Fig. 3. BF/RC. Rendimiento del sistema, en % del ancho de banda, en función de la longitud del campo de datos, en condiciones de saturación.

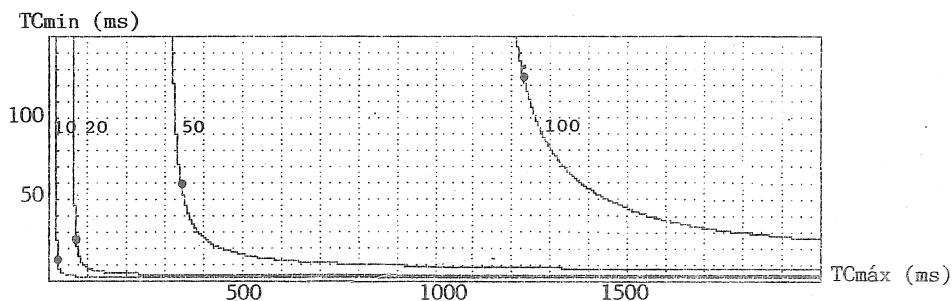


Fig. 4. BF/MTC. Tiempo de crisis mínimo en función del tiempo de crisis máximo, para $n=10, 20, 50$ y 100 . En cada curva se marca el TC_{min} correspondiente a la prioridad RC.

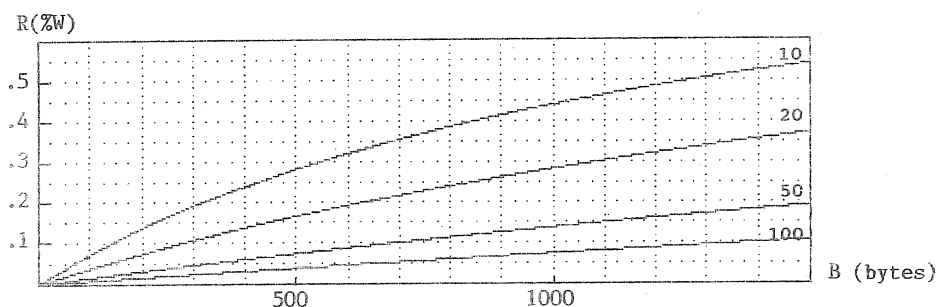


Fig. 5. BF/MTC. Rendimiento del sistema, en % del ancho de banda, en función de la longitud del campo de datos, para $n=10, 20, 50$ y 100 , en condiciones de saturación.

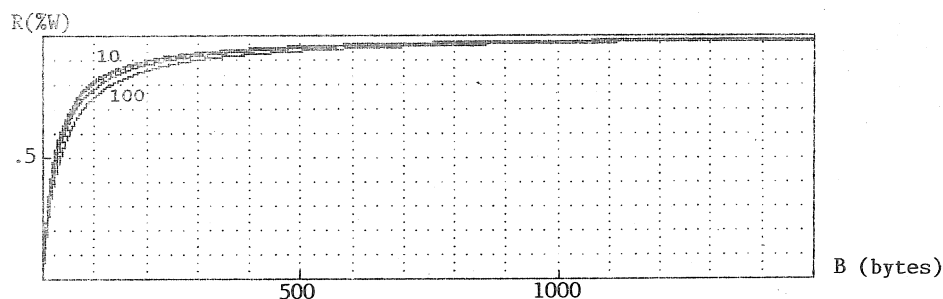


Fig. 6. AF/RC. Rendimiento del sistema, en % del ancho de banda, en función de la longitud del campo de datos, en condiciones de saturación. Las curvas para $n=10, 20, 50$ y 100 , son prácticamente coincidentes.

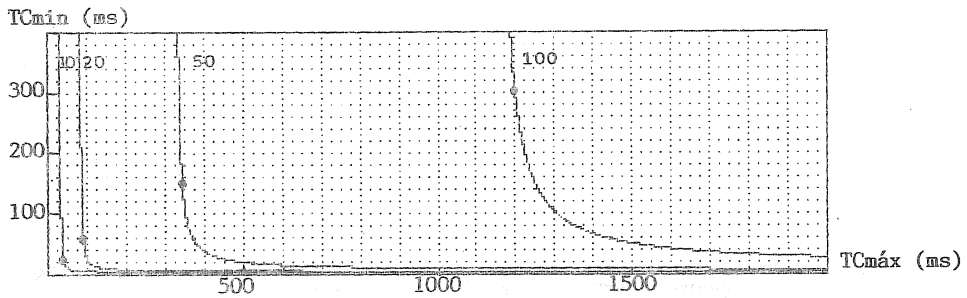


Fig. 7. AF/MTC. Tiempo de crisis mínimo en función del tiempo de crisis máximo, para $n=10, 20, 50$ y 100 . En cada curva se representa en TC_{min} correspondiente a la disciplina RC.

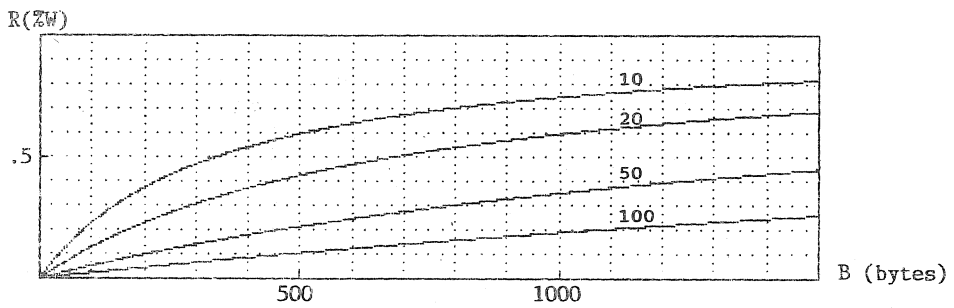


Fig. 8. AF/MTC. Rendimiento del sistema, en % del ancho de banda, en función de la longitud del campo de datos, para $n=10, 20, 50$ y 100 , en condiciones de saturación.

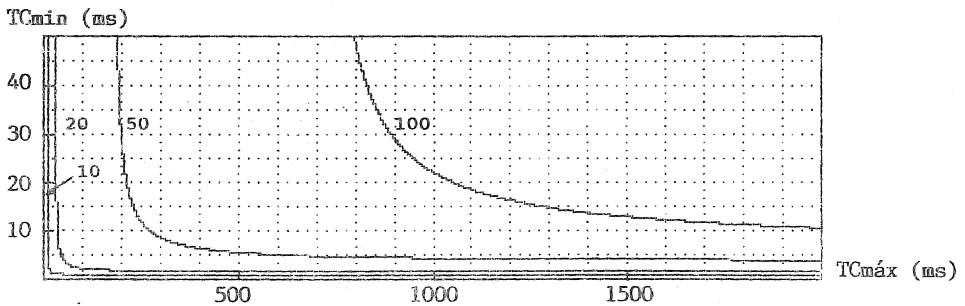


Fig. 9. CSMA/MTC. Tiempo de crisis mínimo en función del tiempo de crisis máximo para $n=10, 20, 50$ y 100 .

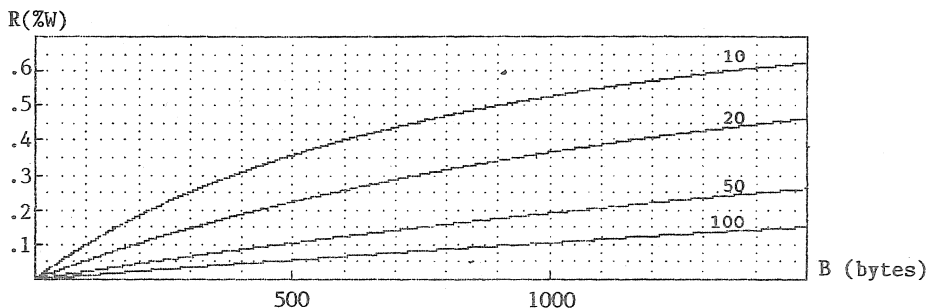


Fig. 10. CSMA/MTC. Rendimiento del sistema, en % del ancho de banda, en función de la longitud del campo de datos, para $n=10, 20, 50$ y 100 .

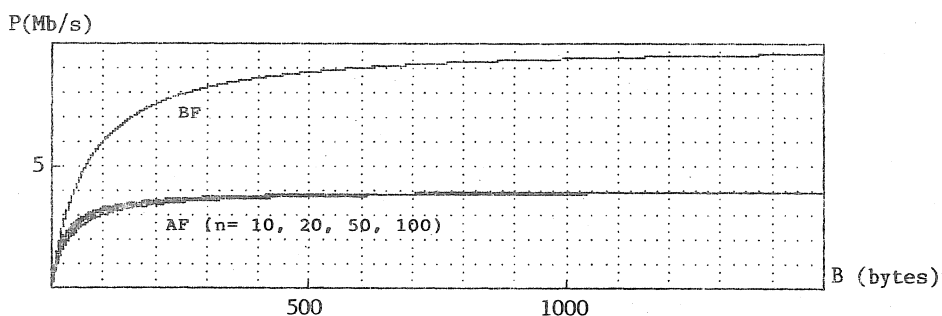


Fig. 11. Producción del sistema, en Mb/s, en función de la longitud del campo de datos, para los protocolos BF y AF, $n=10, 20, 50$ y 100 .

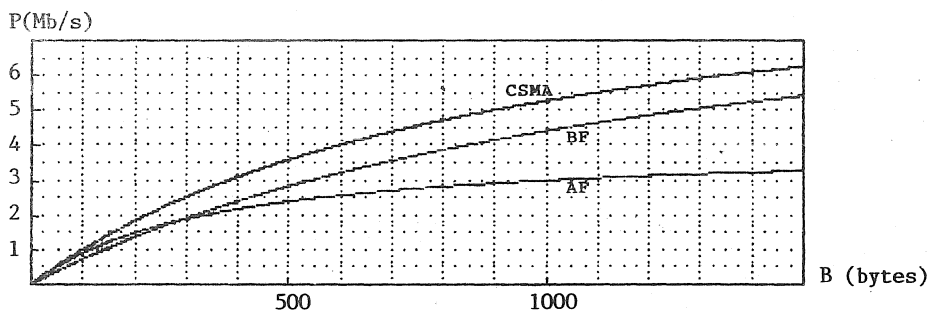


Fig. 12. Producción del sistema, en Mb/s, en función de la longitud del campo de datos, para CSMA, BF y AF, $n=10$.

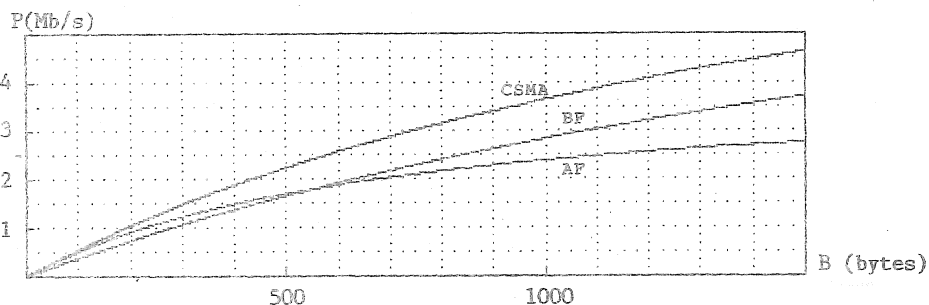


Fig. 13. Producción del sistema, en Mb/s, en función de la longitud del campo de datos, para CSMA, BF, AF, $n=20$.

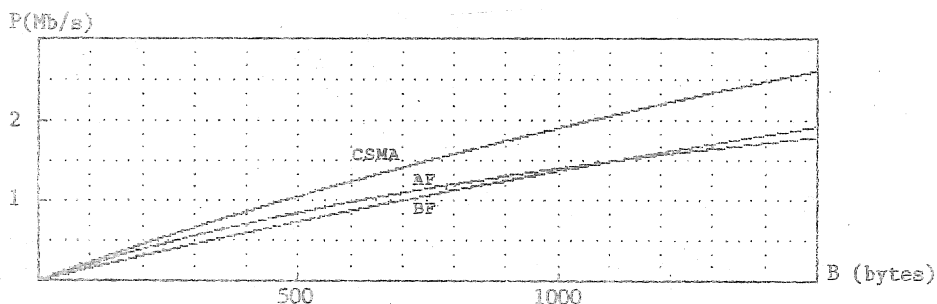


Fig. 14. Producción del sistema, en Mb/s, en función de la longitud del campo de datos, para CSMA, BF, AF, $n=60$.

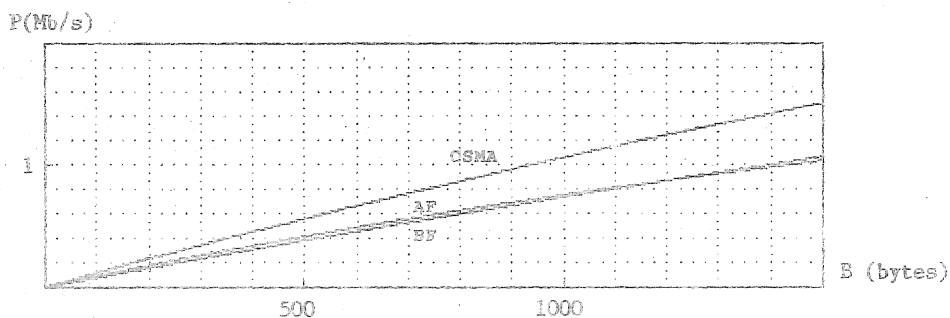


Fig. 15. Producción del sistema, en Mb/s, en función de la longitud del campo de datos, para CSMA, BF, AF, $n=100$.