

EL RETARDO DEL MENSAJE EN SISTEMAS DE CONTROL DE DISTRIBUIDOS A TRAVÉS DE ETHERNET ESTÁNDAR

Electrical Engineering

2008

Juan Gámiz¹, Herminio Martínez¹

Resumen — Gracias a su amplio ancho de banda, fiabilidad y reducido coste, la red Ethernet está invadiendo áreas de comunicación, en sistemas de control distribuidos, hasta ahora reservadas a otras redes específicas y/o propietarias. Sin embargo, este hecho obliga a evaluar cuidadosamente el retardo que sufren los mensajes con objeto de cumplir con los requisitos temporales exigidos en la aplicación. El presente documento aborda la modelización de este retardo, define sus principales componentes y, finalmente, recoge los resultados experimentales obtenidos y las diferencias respecto de los valores teóricos devueltos por modelo.

Index Terms — Communication network, Ethernet, Communication control applications, Distributed control applications, Model control.

SISTEMAS DE CONTROL DISTRIBUIDOS

El criterio de elección de una red de comunicación, que satisfaga los requerimientos de control de un cierto proceso industrial debe contemplar las diferentes necesidades funcionales del diseño, su eficiencia, su coste, su mantenimiento y su futura ampliación. Un error habitual en la elección es el considerar como determinante la velocidad de transferencia de la información entre los distintos equipos y dispositivos conectados a la red que forman parte de la instalación. Aun siendo éste un factor importante, hay que tener muy presentes otros aspectos, tales como, el retardo en la obtención de las señales de interés y el determinismo temporal del enlace.

En el área de la automatización de procesos es cada vez más frecuente encontrar lazos de control que se cierran a través de redes de comunicación [1], formando arquitecturas de control que dan lugar a lo que se conoce con el nombre de *sistemas de control distribuidos* (Figura 1). Cuando, además, las variables de medida y control del proceso son actualizadas dentro de un intervalo de tiempo conocido y aceptable, se puede añadir a la frase anterior el calificativo de *tiempo real*.

Prever el comportamiento en el tiempo de un sistema de comunicación consiste, básicamente, en analizar qué tiempos de latencia máxima garantiza el bus para cada mensaje bajo una cierta carga. El resultado de esta previsión es vital en aplicaciones críticas de tiempo real con objeto de

conocer su viabilidad y permitir su planificación (*'scheduling'*).

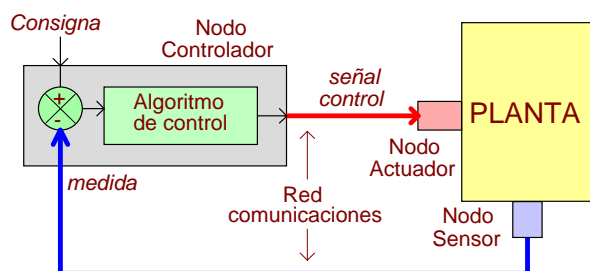


FIGURA. 1
SISTEMA DE CONTROL DISTRIBUIDO

RETARDO DEL MENSAJE

Con independencia de la red utilizada, la transferencia de información a través de cualquier canal de comunicación requiere de un tiempo que dependerá del ancho de banda del canal, de la longitud y sobrecarga del enlace, de la velocidad y eficiencia de la red, de las perturbaciones electromagnéticas, del número de nodos participantes, etc. El tiempo empleado en la comunicación, en consecuencia, constituye un retardo que es variable y, en muchos casos, aleatorio, la cual cosa añade complejidad a la ya complicada tarea de diseño de sistemas de control [2]-[3]-[4].

Componentes del retardo del mensaje

En general, se considerará que cualquier mensaje m que intercambia un nodo se genera con una cierta periodicidad T_m y, además, debe ser entregado en destino no más tarde de un tiempo límite D_m .

El retardo total que sufre el mensaje está constituido, a su vez, por un conjunto de retardos (Figura 2). Así, el mensaje es generado por la tarea apropiada del nodo remitente, pudiendo sufrir un retardo J_m (*'jitter'*) al ser colocado en la cola de salida. En la cola, además, el mensaje puede sufrir un bloqueo temporal B_m en espera a que sean transmitidos mensajes anteriores o a que el medio de transmisión quede libre. Una vez se da curso a la transmisión del mensaje, éste llegará a su destino después de transcurrido el tiempo de propagación oportuno (P_m).

¹ Juan Gámiz y Herminio Martínez, Escuela Universitaria de Ingeniería Técnica Industrial de Barcelona (EUNETIB). Universidad Politécnica de Cataluña (UPC). C/ Comte d'Urgell, 187. 08036. Barcelona, Spain, herminio.martinez.juan.gamiz@upc.edu

Con todo esto, puede indicarse que el peor tiempo de respuesta para un cierto mensaje m [5]-[6]-[7], viene dado por la expresión:

$$R_m = J_m + B_m + P_m \quad (1)$$

Donde R_m es el tiempo máximo que transcurre desde que la tarea del nodo remitente genera el mensaje m hasta que el mensaje es completamente recibido en el nodo destinatario. Debe entenderse que el sistema de control será planificable si para todo mensaje se cumple que $R_m \leq D_m$.

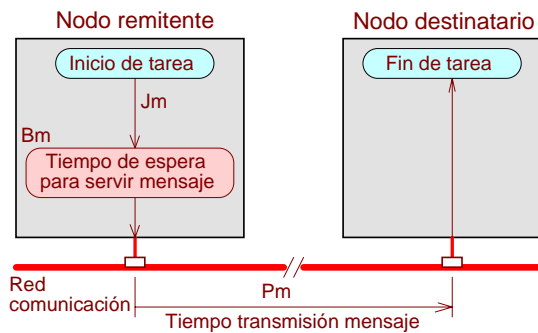


FIGURA. 2
COMPONENTES DEL RETARDO DE UN MENSAJE 'M'

RED ETHERNET ESTÁNDAR

Ethernet [9] es un modelo de red de área local, pensada inicialmente para la automatización de oficinas, con una penetración ascendente en el área de las comunicaciones industriales aplicadas al control de procesos [8]. Como es sabido, el protocolo MAC de Ethernet está basado en CSMA/CD y es de tipo probabilístico, por lo que no es posible asegurar que en todo momento se respetan los requisitos temporales exigidos a los mensajes que se intercambian a través de estas redes de comunicación². Sin embargo, en múltiples sistemas de control se está imponiendo Ethernet debido, sobre todo, a que su amplio ancho de banda garantiza una buena respuesta temporal cuando la red se destina exclusivamente a una tarea de control concreta, con un número reducido de nodos, con interfaces de red idénticos y con mensajes de idéntica longitud en cada nodo. Otro aspecto que permite contemplar Ethernet como una alternativa válida radica en su enorme difusión, su facilidad de conexión, el elevado número de proveedores que suministran productos para la red y el reducido precio de éstos.

Las tramas de Ethernet

El protocolo MAC de Ethernet encapsula los datos de carga útiles, precedidos de una cabecera de 14 bytes y

² En los últimos tiempos han aparecido variantes deterministas de red Ethernet como la FTT-Ethernet [10] y Switched-Ethernet [11], capaces de soportar tráfico de tiempo real.

seguidos de 4 bytes de CRC. La trama entera es precedida por un preámbulo de 8 bytes y un tiempo de inactividad de bus equivalente al tiempo de transmisión de 12 bytes ('bus idle'). Existen dos especificaciones diferentes para un mismo tipo de red: Ethernet e IEEE 802.3 [12]-[13]-[14]. La Figura 3 recoge este aspecto. Nótese que el campo de datos puede tener cualquier longitud comprendida entre 46 y 1500 bytes. Si los datos útiles de un mensaje no alcanzan la longitud mínima, el campo de datos de la trama será rellenado con una información arbitraria hasta conseguir la longitud de 46 bytes. Esta será la situación habitual en aplicaciones de control, ya que en estos casos no se suelen emplear mensajes de longitud superior.

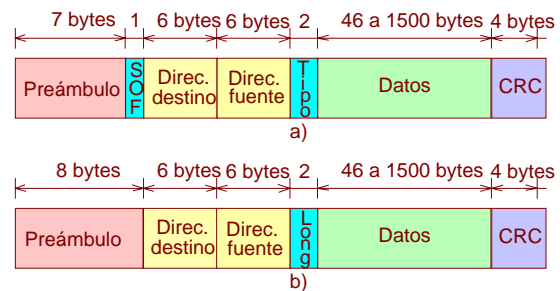


FIGURA. 3
TRAMA GENERADA POR: A) ETHERNET, B) ESTÁNDAR IEEE 802.3

Método de acceso al medio en Ethernet

CSMA/CD es la técnica de acceso al medio que utilizan las redes Ethernet. Cuando un nodo desea realizar una transmisión de datos observa que el bus esté libre. Cualquier nodo que no necesite transmitir observa el medio para conocer si otros nodos han empezado a transmitir información destinada a él. El nodo que desee transmitir esperará a que el bus quede libre e inicializará a cero su contador de colisiones ($N=0$). Si dos o más nodos prueban a transmitir simultáneamente se producirá una colisión que corromperá los datos enviados.

Después de una colisión, los nodos involucrados esperan un tiempo aleatorio antes de volver a intentar la transmisión del mensaje. El tiempo de espera lo obtienen al multiplicar el tiempo de trama mínima ($51,2 \mu s$ a $10 Mbps$) por un número elegido aleatoriamente de entre los del conjunto: $\{0, 1, 2, 3, 4, 5, \dots, L\}$, donde $L = 2^N - 1$ (siendo N el número de colisiones, con límite en $N=10$ entre la colisión 10^a y 15^a).

RETARDO DEL MENSAJE EN ETHERNET

En esta sección se obtendrán las componentes del retardo P_m y B_m , a la vez que se considera el tiempo de jitter, J_m , insignificante en comparación con éstos ($J_m = 0$).

Tiempo de propagación del mensaje (P_m)

El tiempo de propagación del mensaje, P_m , depende de la longitud de su trama, L_{tm} , y del retardo de propagación de la línea, R_{pl} , esto es:

$$Pm = Ltm + Rpl \quad (2)$$

Si Nbm es el número de bytes útiles de la trama del mensaje m , $Ncab$ el número de bytes usados como cabecera, $Nrell$ el número de bytes de relleno restante de la trama para reunir el requisito de tamaño mínimo y B el *baud-rate* de la red, el retardo de tiempo Ltm viene dado por:

$$Ltm = (Nc + Nr + \max[Nbm, 46]) \cdot 8 \cdot \frac{1}{B} \quad (3)$$

Donde: $Nc = 12$ bytes (IFG) + 8 bytes (preámbulo). $Nr = 6$ bytes (destino) + 6 bytes (origen) + 2 bytes (tipo) + 4 bytes (CRC). $\max[Nbm, 46]$ es el mayor número de entre los indicados entre corchetes. Nbm es el número de bytes de datos del mensaje. B es la velocidad de transmisión en bit/s.

El retardo de propagación de la red, Rpl , depende de la distancia entre el nodo fuente y el nodo destino. Dado que el retardo de propagación en una línea de par trenzado es de aproximadamente 6 ns/m, se tiene:

$$Rpl = l \cdot 6 \cdot 10^{-9} \quad (4)$$

Donde: l es la longitud de la línea en metros.

Finalmente, de (3) y (4) resulta:

$$Pm = \frac{304 + 8 \cdot \max[Nbm, 46]}{B} + l \cdot 6 \cdot 10^{-9} \quad (5)$$

Tiempo de bloqueo del mensaje (Bm)

El tiempo Bm depende del protocolo de la red y es el de mayor incidencia en las prestaciones de una red Ethernet utilizada para control [15]. Expresa una estimación del tiempo requerido para el reenvío del mensaje después de k colisiones y viene dado por:

$$Bm = \sum_{k=1}^{16} E\{T_k\} \quad (6)$$

Aunque el cálculo exacto del tiempo de bloqueo es difícil [16], en lo que sigue se va a tratar de evaluar Bm estableciendo tres hipótesis de trabajo validadas posteriormente mediante las oportunas experiencias.

Para correlacionar el número de colisiones con el tiempo de bloqueo que sufre el mensaje m será fundamental contemplar los siguientes aspectos:

- ✓ Todos los mensajes intercambiados por los nodos deben poseer una longitud de datos útiles idéntica.

- ✓ Las interfaces electrónicas de acceso al medio deben ser idénticas en cada nodo, esto es, igual velocidad, características y prestaciones.

Caso de envío continuo de un mensaje en cada nodo

- *Hipótesis I:* Siempre que no se produzca el fenómeno de *captura de Ethernet* [17], y para cargas de red medias (< 60%) y bajas (< 10%, habituales en redes Ethernet utilizadas para control), la probabilidad de que un mensaje m colisione con otros de la red está en estrecha relación con la carga de la red en ese instante. Definiendo el parámetro Urm como el factor de utilización de la red, dado por el uso que hacen de la red todos los mensajes del sistema con exclusión de m , se obtiene la correlación existente entre este parámetro y el número de colisiones que puede llegar a sufrir el mensaje m antes de ser transmitido.

En el caso de que todos los nodos de la red intenten transmitir de forma continua ($Tm = Rm$) un único mensaje, el factor de utilización de la red se define:

$$Urm = \frac{\sum_{\forall i \in cex(m)} Pm_i}{\sum_{\forall k \in c(ms)} Pm_k} \quad (7)$$

Donde: Pm_i es el tiempo de propagación del mensaje i , $cex(m)$ es el conjunto de mensajes de la aplicación excluido m , y $c(ms)$ es el conjunto total de mensajes de la aplicación.

Si todos los mensajes de la aplicación poseen una longitud de datos útiles idéntica, el tiempo de transmisión, Pm , de todos los mensajes es idéntico. Consecuentemente, la expresión (7) puede escribirse ahora como:

$$Urm = \frac{(N_M - 1) \cdot Pm}{N_M \cdot Pm} = 1 - \frac{1}{N_M} \quad (8)$$

Donde: N_M es el número de nodos de la aplicación

- *Hipótesis II:* El número de colisiones consecutivas que sufre el mensaje m está relacionado con Urm por una ley simple de probabilidad. Así pues, con valores de Urm de, por ejemplo, 0.5, 0.75, 0.80 y 0.90, la probabilidad de que el mensaje m sufra una colisión antes de ser transmitido es de 1/2, 3/4, 4/5 y 9/10 respectivamente. Obsérvese que los numeradores de las fracciones anteriores (1, 3, 4 y 9) indican el probable número de colisiones consecutivas que se producen antes de transmitir finalmente el mensaje. Acotando el límite superior de Urm a 0,95, el probable número de colisiones consecutivas del mensaje m se puede definir como:

$$N_{cm} = \frac{U_{rm}}{1 - U_{rm}} \quad (9)$$

Para sistemas con un único mensaje en cada nodo, de igual longitud de datos útiles y transmitiéndose de forma continua, la expresión (9) puede escribirse en la forma:

$$N_{cm} = N_M - 1 \quad (10)$$

En la Figura 4 se muestra, de acuerdo a lo anterior, la evolución del número de colisiones del mensaje m en función de U_{rm} . Nótese que la gráfica se muestra acotada en un valor máximo de 16 colisiones.

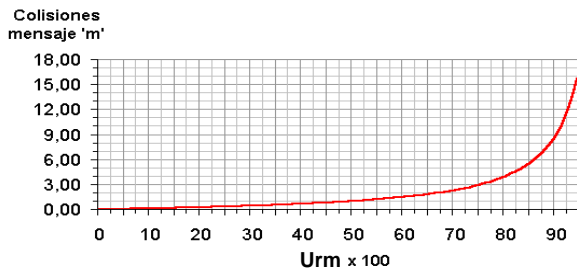


FIGURA. 4

NÚMERO DE COLISIONES DEL MENSAJE 'M' VS URM

- *Hipótesis III*: El tiempo de bloqueo del mensaje m estará en estrecha relación con el tiempo de propagación del mensaje con el que se colisiona, esto es:

$$B_m = N_{cm} \cdot P_m \quad (11)$$

El retardo del mensaje, de acuerdo con la expresión (1), contemplando (10) y (11), será:

$$R_m = P_m(N_{cm} + 1) = P_m \cdot N_M \quad (12)$$

Factor de relajación 'α': Éste es un parámetro importante que proporciona información acerca de la planificación de una red en la que el conjunto de mensajes se ven sometidos a tiempos de entrega (Dm_k) ajustados. Se define como sigue:

$$\alpha = \min_{\forall k \in c(M_s)} \left(\frac{Dm_k}{Rm_k} \right) \quad (13)$$

Nótese que si α toma un valor igual o inferior a la unidad, la red no podrá cumplir con los requisitos temporales que los mensajes imponen.

Caso de envío continuo de 'n' mensajes en cada nodo

Este es el caso generalizado del expuesto en el apartado anterior. Considérese una red con N_M nodos, en el que todos

los nodos intentan transmitir de forma continua un número de mensajes concreto n . Por extensión de la expresión (12) se tendrá:

$$R_m = n \cdot P_m \cdot N_M \quad (14)$$

Donde: n es el número de mensajes a transmitir por cada uno de los nodos.

Caso de envío periódico de un número distinto de mensajes en cada nodo

Este caso contempla una cierta periodicidad en la transmisión del mensaje (Tm) y un retardo máximo admisible (Dm), no necesariamente iguales para cada uno de los mensajes del sistema. Asimismo, se contempla que en cada nodo pueda haber un número de mensajes distintos a transmitir. Sin embargo, se sigue manteniendo la condición de que todos los mensajes del sistema poseen la misma longitud de datos.

Un caso como el citado se muestra en la Figura 5. Contempla un sistema de comunicación con dos nodos (A y B), con 4 y 2 mensajes respectivamente. El bloque de mensajes del nodo A se nota como M_A , y el del nodo B como M_B .

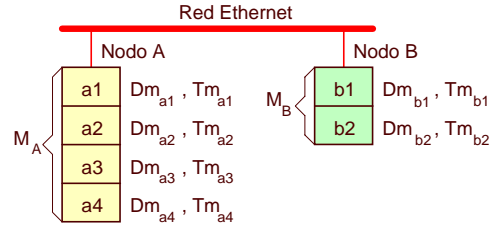


FIGURA. 5

DISTINTO NÚMERO DE MENSAJES EN LOS NODOS (DM Y TM DIFERENTES)

En esta situación no se puede realizar la simplificación que recogía la expresión (10), debiendo desplegar en toda su extensión la expresión (7). Ahora el factor de utilización de la red queda definido de la siguiente forma:

$$U_{rm(M)} = \frac{\sum_{\forall M \in cex(M)} \sum_{i=1}^n \frac{Pm}{Tm_i}}{\sum_{\forall M \in c(M_s)} \sum_{i=1}^n \frac{Pm}{Tm_i}} \quad (15)$$

Donde: $cex(M)$ es el conjunto de bloques de mensajes de la aplicación excluido M , $c(M_s)$ es el conjunto total de bloques de mensajes de la aplicación, n es el número de mensajes en cada nodo y $Tm_{(i)}$ es el periodo de transmisión del mensaje i . Así, cualquiera de los mensajes pertenecientes a un bloque M sufrirán un retardo de:

$$Rm_{(M)} = n_{(M)} \cdot Pm_{(M)} \left(\frac{Urm_{(M)}}{1 - Urm_{(M)}} + 1 \right) \quad (16)$$

Donde: $n_{(M)}$ es el número de mensajes periódicos que conforman el bloque M .

Como se indicó anteriormente Ethernet no es una red determinista, puesto que Rm debe ser considerado como el valor de retardo más probable que puede sufrir un mensaje en particular y no el retardo real máximo del mismo en el peor caso. Consecuentemente, la utilización de Ethernet en sistemas de tiempo real puede verse condicionada por los requerimientos temporales que imponen los mensajes. Sin embargo, para eliminar el indeterminismo temporal que provoca la técnica CSMA/CD de Ethernet estándar, pueden emplearse soluciones hardware, como el uso de 'switches', para el intercambio de grandes volúmenes de información, o implementar soluciones software, como por ejemplo métodos de acceso al medio basados en el 'paso de testigo', en aplicaciones de control de procesos.

Determinismo por la utilización de switches

Con la aparición del switch Ethernet las colisiones en la infraestructura de cables han desaparecido por completo. Las conexiones con par trenzado o fibra óptica son punto a punto y pueden ser full dúplex. Cada paquete que se envía a un switch se almacena y se retransmite al puerto de destino correcto. Si ese puerto está ocupado, el switch espera y no se producen colisiones ni retransmisiones. El único problema es la espera en cola que puede producirse.

Sin embargo, los switches modernos incorporan funciones que garantizan que la cola no se convierta nunca en un problema. Los paquetes Ethernet se pueden configurar de manera que incluyan una etiqueta de prioridad. Si el switch soporta la función de priorización, el paquete pasa a ocupar el primer puesto de la cola. Otra función útil en el control del flujo de datos es la prevención del bloqueo HoL ('Head of Line'), esto es, del bloqueo de toda la cola producido por la retención de un paquete existente en la cabeza de la cola.

Determinismo por uso de la técnica de paso de testigo

Mediante el uso de esta técnica cualquier nodo puede tomar la iniciativa de intercambiar información con otros nodos de la red, pero sólo si ha recibido y está en posesión del *testigo* (mensaje específico). Cada nodo de la red tiene una dirección característica que se especifica durante la configuración. Para evitar el acceso simultáneo al medio de varios nodos, aquel que desee transmitir deberá esperar hasta que reciba el mensaje testigo con la estructura y procedimiento de paso establecidos.

Un posible criterio para arbitrar el tiempo de posesión del testigo por todos y cada uno de los nodos del sistema de comunicaciones podría ser el siguiente:

- El tiempo máximo designado para la rotación del testigo entre todos los nodos de la red, TTR ('Target Token Rotation'), debería ser uno de los parámetros fijados en la fase de planificación.
- Cada nodo debería contabilizar el tiempo que transcurre entre dos recepciones consecutivas del testigo, considerándolo como el intervalo real de rotación del testigo TRR ('Real Rotation Token').
- A la recepción del testigo, el nodo debería obtener el tiempo TTH ('Token Holding Time') como $TTH = TTR - TRR$ y tratar con algún criterio de prioridad los mensajes pendientes mientras sea $TTH > 0$.

RESULTADOS EXPERIMENTALES

Para efectuar las experiencias de comunicación a través de Ethernet se dispone una arquitectura como la que se muestra en la Figura 6. La plataforma de ensayo está formada por un conjunto de nodos (PC's) a modo de elementos de un hipotético sistema de control (sensores, actuadores, controladores, etc.).

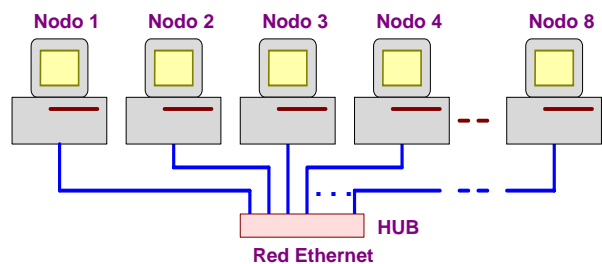


FIGURA. 6
PLATAFORMA DE COMUNICACIÓN ETHERNET

El procedimiento de trabajo se ha basado en el envío continuo de tramas de idéntica longitud, desde un nodo transmisor a otro nodo receptor, con diferentes situaciones de carga en la red. En las experiencias se han transmitido tramas de 1500 y 100 bytes totales, ambas con 20 bytes más (IFG + preámbulo). Así, mientras el nodo transmisor '2' envía las tramas hacia el nodo receptor '1' (Figura 7), el flujo de datos será interferido por la información que intercambian otros nodos de la red ('3', '4', ... 'n'). De esta manera, aumentando el número de nodos que intercambian información a través de la red se podrá determinar el retardo que sufren las tramas en el nodo receptor '1'.

Con objeto de concentrar el tráfico de la red en los servicios de las capas de enlace ('Link Layer') y de transporte ('Transport Layer') se ha configurado el entorno de red implementando únicamente el protocolo de red NetBEUI ('NetBIOS Extended User Interface') en cada nodo.

Para la realización de las distintas experiencias ha sido necesario confeccionar el software *Tranethe*. Este software se instala en cada uno de los nodos transmisores y se dota de

una función que le permite comenzar en el momento deseado el envío periódico continuo de tramas, mediante una orden transmitida por la red a todos los nodos transmisores. La prueba comienza cuando se transmite esta orden a través de la red, y acaba cuando se dispone de la suficiente información en el nodo receptor 1.

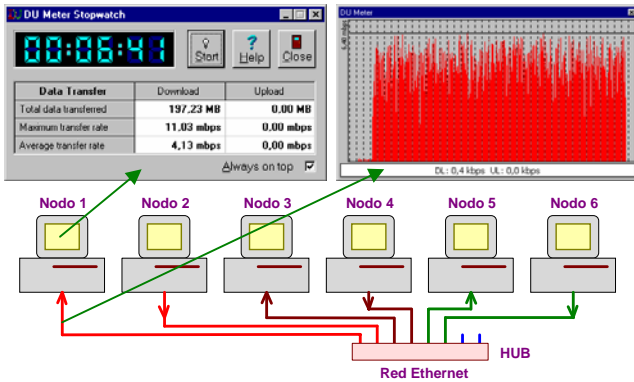


FIGURA. 7

EXPERIENCIAS CON DIFERENTES FACTORES DE UTILIZACIÓN DE RED

Resumen de experiencias

En la Tabla I se resumen los resultados de las distintas experiencias realizadas con tramas de 1500 bytes de longitud total, más los 20 bytes de cabecera (IFG + preámbulo). Obsérvese que, además, se presenta en la columna de la derecha los valores del tiempo del retardo del mensaje (R_m) proporcionado por la expresión (12).

Los valores de la Tabla I ponen de manifiesto una coincidencia casi total entre los valores teóricos y experimentales de R_m a un *baud-rate* dado.

TABLA I
RESULTADOS CON TRAMAS DE 1500 BYTES

Baud-rate (Mbit/s)	U _{rm} (x 100)	R _m experimental (ms)	R _m teórico (ms)
9,05	7,98	1,461	1,459
9,19	14,68	1,552	1,551
9,08	26,64	1,826	1,825
9,16	31,83	1,947	1,946
9,22	42,98	2,313	2,312
8,93	53,78	2,944	2,945
9,29	63,85	3,621	3,621
9,19	68,01	4,129	4,135
9,29	73,29	4,900	4,899
8,83	80,15	6,907	6,937
8,94	90,78	14,758	14,751
8,86	94,51	24,981	24,998

En la Figura 8 se muestra la evolución del retardo R_m de una trama de 1500 bytes en función del factor de utilización de la red y, en la Figura 9, el error respecto de su valor teórico evaluado mediante la expresión (12).

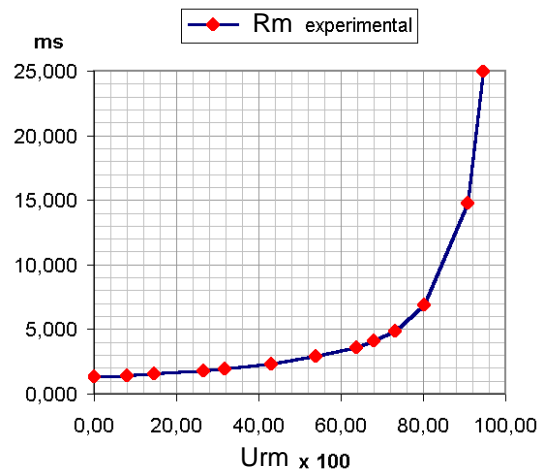


FIGURA. 8

R_m VS U_{RM} EN TRANSMISIÓN DE TRAMAS DE 1500 BYTES

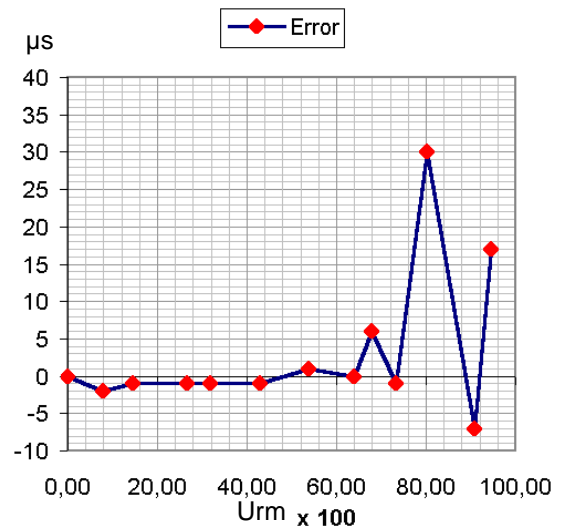


FIGURA. 9

DIFERENCIA ENTRE R_m TEÓRICO Y EXPERIMENTAL VERSUS U_{RM} , EN TRANSMISIÓN DE TRAMAS DE 1500 BYTES

En la Tabla II se resumen los resultados de las distintas experiencias realizadas con tramas de 100 bytes (más los 20 bytes de cabecera). El valor teórico ha sido calculado mediante la expresión (12).

Obsérvese que la curva que se muestra en la Figura 4 coincide plenamente, en su aspecto, con el que se mostraba en la Figura 2. Este hecho pone de manifiesto la estrecha relación existente, de una parte, entre el número de colisiones y el tiempo de bloqueo que sufre el mensaje (eje de ordenadas) y, de otra, entre éste y el factor de utilización de la red (eje de abscisas).

La gráfica de la Figura 9 confirma las hipótesis establecidas para la definición del modelo de retardo y la validez de las expresiones que allí se exponían.

Efectivamente, la experiencia más desfavorable muestra que con un factor de utilización de la red del 0.8 se obtiene un tiempo de bloqueo $Bm = 7 \text{ ms}$ y una diferencia respecto de su valor teórico de $30 \mu\text{s}$, correspondiente a un error relativo del 0.043%.

TABLA II
RESULTADOS CON TRAMAS DE 100 BYTES

Baud rate (kbit/s)	Urex (x100)	Tdelay experimental (ms)	Tdelay teórico (ms)
633,30	1,46	1,538	1,537
652,00	3,34	1,524	1,522
735,70	15,59	1,524	1,545
755,60	16,65	1,524	1,523
1070,00	42,24	1,552	1,553
1080,00	54,87	1,949	1,969
1760,00	67,56	1,679	1,681
2290,00	77,15	1,820	1,834
2450,00	88,51	3,408	3,410

CONCLUSIÓN

Se ha presentado el análisis del retardo más probable que sufre el mensaje en una red Ethernet utilizada en sistemas de control distribuidos.

Partiendo del modelo general del retardo del mensaje en una red de comunicaciones, y justificando las diferentes hipótesis de trabajo, se han definido las componentes del retardo para casos de un mensaje en cada nodo, 'n' mensajes en cada nodo y distintos mensajes en los nodos, tanto para aplicaciones de tráfico continuo como periódico. Asimismo, se ha definido el factor de relajación de la red (α) que proporciona un indicador importante para conocer si el sistema de comunicaciones es o no planificable.

Las distintas experiencias realizadas ponen de manifiesto la viabilidad del modelo presentado, puesto que los valores teóricos calculados en las diferentes pruebas respaldan con un grado de aproximación significativo los valores experimentales obtenidos. Estos resultados son, a la vez, fruto de numerosas sesiones de adquisición y contraste de datos, en las que se ha intentado, además, minimizar los efectos de otros retrasos colaterales que provocan las herramientas utilizadas de hardware y software.

REFERENCIAS

- [1] Raji, R.S. "Smart networks for control". *IEEE Spectrum*, vol. 31, p.p. 49-55, June 1994.
- [2] Martí, P., J.M. Fuertes, G. Fohler. "An Integrated Approach to Real-Time Distributed Control Systems Over Fieldbuses". *8th IEEE International Conference on Emerging Technologies and Factory Automation*. France, October 15-18, 2001.
- [3] Sha, L., X. Liu, M. Caccamo, G. Buttazzo. "Online Control Optimization Using Load Driven Scheduling". *39th IEEE Conference on Decision and Control*. Sydney, Australia, December 12-15, 2000.
- [4] Yepez, J., P. Martí, J.M. Fuertes. "Control Loop Performance Analysis over Networked Control Systems". *28th Annual Conference of the IEEE Industrial Electronics Society IECON02 Proceedings*, pp.2880-2885, Sevilla 5-8, Noviembre 2002.
- [5] Burns, A., M. Nicholson, K. Tindell, et al. "Allocating and Scheduling Hard Real-Time Tasks on a Point-to-Point Distributed System". *Proceedings of the The Workshop on Parallel and Distributed Real-Time Systems*, pp. 11-20, Newport Beach, California (April 13-15 1993).
- [6] Audsley, N., A. Burns, M. Richardson, K. Tindell, A. Wellings. "Applying New Scheduling Theory to Static Priority Pre-emptive Scheduling". *Software Engineering Journal* 8(4.15) pp. 284-292 (September 1993).
- [7] Navet, N., Y-Q. Song, F. Simonot, "Worst-Case Deadline Failure Probability in Real-Time Applications Distributed over CAN". *Journal of Systems Architecture, Elsevier Science*, vol. 46, n°7, 2000.
- [8] Seok-Kyu Kweon, Kang G. Shin, Qin Zheng. "Statistical Real-Time Communication over Ethernet for Manufacturing Automation Systems". *In Proc. IEEE Real-Time Technology and Applications Symposium (RTAS'1999)*, pp. 192-202, June 1999.
- [9] EN 50170. "General Purpose Field Communication System. Volume 1 - P-NET, Volume 2 - ETHERNET, Volume 3- WorldFIP". 1996.
- [10] Pedreiras, P., L. Almeida, P. Gai. "The FTTEthernet protocol: merging flexibility, timeliness and efficiency". *Euromicro Conference on Real-Time Systems 2002*, Vienna, June, 2002.
- [11] Rüping, S., E. Vonnahme, J. Jasperneite. "Analysis of Switched Ethernet Networks with Different Topologies Used in Automation Systems". *In Proceedings of Fieldbus Conference (FeT'99)*, Magdeburg, Germany, pp. 351-358, Springer-Verlag, September 1999.
- [12] Tanenbaum, "A.S. Computer Networks, 3rd ed". *Upper Saddle River*, Prentice-Hall, 1996.
- [13] Bartlett, H., J. Harvey. "The modeling and simulation of a pick and place computer-integrated manufacturing (CIM) cell". *Comput. Ind.*, vol. 26, no. 3, pp. 253-260, Aug. 1995.
- [14] IEEE Standard 802.3. "Information technology - Telecommunications and information exchange between systems - Local and metropolitan area networks - Specific requirements - Part 3: Carrier sense multiple access with collision detection (CSMA/CD) access method and physical layer specifications". 1998 Edition.
- [15] Wheelis, J.D. "Process control communications: Token Bus, CSMA/CD, or Token Ring?". *ISA Trans.*, vol. 32, no. 2, pp. 193-198, July 1993.
- [16] Lian, F.L., J. Moyne, D.M. Tilbury. "Performance evaluation of control networks: Ethernet, ControlNet, and DeviceNet". *Tech. Rep. UM-MEAM-99-02*, Feb. 1999.
- [17] Ramakrishnan, K.K., H. Yang. "The Ethernet capture effect: Análisis and solution". *In Proc. 19th Conf. Local Comp. Networks*, Minneapolis, MN, Oct. 1994, pp. 228-240.