

UNIVERSIDAD POLITECNICA DE CATALUÑA
ESCUELA TECNICA SUPERIOR DE INGENIEROS INDUSTRIALES
DE BARCELONA

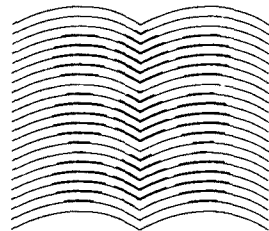
TESIS DOCTORAL

EVALUACION DE LOS PROTOCOLOS DE
ACCESO AL MEDIO CSMA/CD (ACCESO
MULTIPLE CON ESCUCHA DE CANAL Y
DETECCION DE COLISION) Y PASO DE
TESTIGO, EN REDES LOCALES CON
TOPOLOGIA BUS

LUZ BALADO SUAREZ

Barcelona, Enero 1987

UNIVERSITAT
POLITÈCNICA
DE CATALUNYA



BIBLIOTECA
EX-LIBRIS

UNIVERSIDAD POLITECNICA DE CATALUÑA
ESCUELA TECNICA SUPERIOR DE INGENIEROS INDUSTRIALES
DE BARCELONA

TESIS DOCTORAL

EVALUACION DE LOS PROTOCOLOS DE
ACCESO AL MEDIO CSMA/CD (ACCESO
MULTIPLE CON ESCUCHA DE CANAL Y
DETECCION DE COLISION) Y PASO DE
TESTIGO, EN REDES LOCALES CON
TOPOLOGIA BUS

LUZ BALADO SUAREZ
Barcelona, Enero 1987

Tesis doctoral presentada en
la Escuela Técnica Superior
de Ingenieros Industriales
de la Universidad Politécnica
de Cataluña para la obtención
del título de Doctor Ingeniero
Industrial

A Leire

Deseo expresar mi más sincero agradecimiento.

A Joan Figueras Pàmies por el interés demostrado en la labor de dirección de esta tesis. Las conversaciones mantenidas, junto con la calidad humana de su persona, me han servido de gran orientación y motivación.

A los compañeros del Departament d'Enginyeria Electrónica porque su apoyo me ha permitido dedicar el máximo tiempo a las tareas de investigación.

A los departamentos de Tècniques Quantitatives de Gestió de la E.T.S.E.I.B. e Investigación Operativa y Estadística de la Facultad de Informática por su colaboración y consejo en la utilización de los paquetes estadísticos y de simulación.

A las personas que con inestimable paciencia me han ayudado en la realización de las tareas de edición y composición.

También quiero agradecer su apoyo incondicional a mi familia, que ha soportado las consecuencias derivadas de la dedicación casi exclusiva a mi vertiente profesional en estos últimos meses.

Y finalmente a los investigadores en este campo y a todas aquellas personas que de alguna manera han contribuido al desarrollo de esta tesis.

Este trabajo ha sido financiado por el Proyecto de Investigación "Tratamiento Distribuido de la Información mediante Microcomputadores" de la "Comisión Asesora de Investigación Científica y Técnica de la Presidencia del Gobierno".

PREFACIO Y ESTRUCTURA DE LA TESIS

La propuesta inicial de tema de Tesis Doctoral presentaba como objetivo la creación de una metodología de evaluación de los protocolos de acceso múltiple (KSY,84) CSMA/CD y Paso de Testigo sobre topología bus en Redes de Comunicación de Area Local (CPR,78), (Met,81), (FRA,84), (Sta,84a).

La intención de este objetivo era disponer de una herramienta adecuada para caracterizar las prestaciones de cada uno de estos accesos dentro de un entorno parametrizable.

El Comité 802 de normalización de Redes de Area Local del IEEE (Institute of Electrical and Electronics Engineers), adoptaba, entonces, estos dos protocolos como propuesta de accesos a normalizar sobre topología bus (Iee,83), (GeC,81), (Mye,82).

Habiendo elegido la topología bus, el interés, se centró en estos dos accesos, actualmente Normativas aprobadas por ANSI/IEEE e ISO/DIS (AnI,85b), (AnI,85c).

Tras un primer análisis bibliográfico, se constató la excesiva extensión de la propuesta inicial. Este hecho condujo a la restricción de la misma dentro de un campo más reducido que comprendía el estudio de redes en condiciones estacionarias. Esta restricción resultaba coherente con el objetivo de caracterización de la red.

No por ello se abandonó, sin embargo, la propuesta inicial. En este sentido una de las metodologías de trabajo, metodologías de las que hablaremos más adelante, se ha planteado desde su inicio como herramienta de simulación con posibilidad de trabajo en estudios de transitorios (Iee,82), estabilidad, y desequilibrios de tráfico (BeD,83), (DKS,84).

En un segundo paso se consideró adecuado, dentro de las posibilidades de tráficos parametrizables, restringir los resultados a tráfico Poisson, ello caracteriza de forma adecuada el tipo de tráfico puntual de las redes de datos y presenta la ventaja de simplificar los modelos analíticos (Kle,76).

Recordamos que la característica de pérdida de memoria del tráfico Poissoniano permite modelar mediante procesos Markov, es decir, procesos sin historia. Parte de estos modelos conducen a resultados analíticos explícitos, siendo éste uno de los puntos de interés de esta tesis (Fel,66).

Centrado el tema, se planteó la siguiente metodología de trabajo. Una primera evaluación basada en modelos analíticos que presentaran resultados explícitos apoyada por una segunda metodología de evaluación basada en modelos de simulación, siendo ambos modelos contrastados mediante resultados experimentales con el objeto de su completa validación.

Respecto a los modelos de simulación la intención ha sido caracterizar el comportamiento de la red, intentando un mayor acercamiento al sistema real, más que como herramienta de validación de los modelos analíticos. Con ello se ha llegado a una herramienta utilizable en futuros trabajos complementarios de esta tesis, basados en la propuesta inicial.

El punto más crítico de la metodología de trabajo ha sido la contrastación con resultados experimentales. La imposibilidad de disponer ambas redes para experimentación en nuestro entorno, nos ha obligado a la utilización de resultados experimentales de la bibliografía en aquellos casos en que los entornos de tráfico y estructura de las redes presentaban aspectos equiparables a los modelos

propuestos (SoH,80), (MuE,84).

Centrado el tema y la metodología, nuestro trabajo posterior ha conducido a las siguientes aportaciones:

Respecto al acceso CSMA/CD, partiendo del modelo de Lam (Lam,80), para l-persistencia, se han propuesto modelos de características Caudal-Retardo explícitas para los accesos no-persistente y p-persistente con p adaptativa (ToH,79), (Vod,82), (CoL,85).

Los modelos propuestos se han basado, por una parte en los estudios de Capacidad de Kleinrock para CSMA (KlT,75), (TaK,85a) y el esquema del modelo de Lam para l-persistencia (Lam,80). Los modelos de Capacidad permiten modelar el período de contienda particularizando este comportamiento en función de la persistencia del acceso. De igual forma la resolución del modelo Semi-Markov exige la utilización de dependencias de la variable de estado que caracterizan la persistencia del acceso.

Respecto al acceso mediante Paso de Testigo se aportan modelos del acceso con dos tipos de estación diferentes en función de su capacidad de almacenamiento: sin almacenamiento y almacenamiento infinito.

En ambos casos se ha considerado condiciones de servicio no exhaustivo, (HaO,72), (Kue,79), (Iee,82), (Ser,85). Este servicio nos parece más cercano al comportamiento real de la red, bajo la perspectiva de la Norma IEEE 802.4 (AnI,85c), que los modelos habitualmente empleados con servicio exhaustivo (KoM,74), (Car,77), (Iee,82), (RuM,83), (Bux,84).

Los modelos propuestos prescinden de la hipótesis de independencia características de la resolución de colas con servicio cíclico (HaO,72), (KoM,74), (kue,79), con la

intención de analizar el efecto, en las características Caudal-Retardo, de la dependencia estadística introducida por el mecanismo de acceso.

Para finalizar este Prefacio se presenta la forma en la que se ha estructurado esta Memoria de Tesis. Esta estructura queda reflejada en la Figura P.1 compuesta de la presente Introducción, cuatro capítulos y Conclusiones.

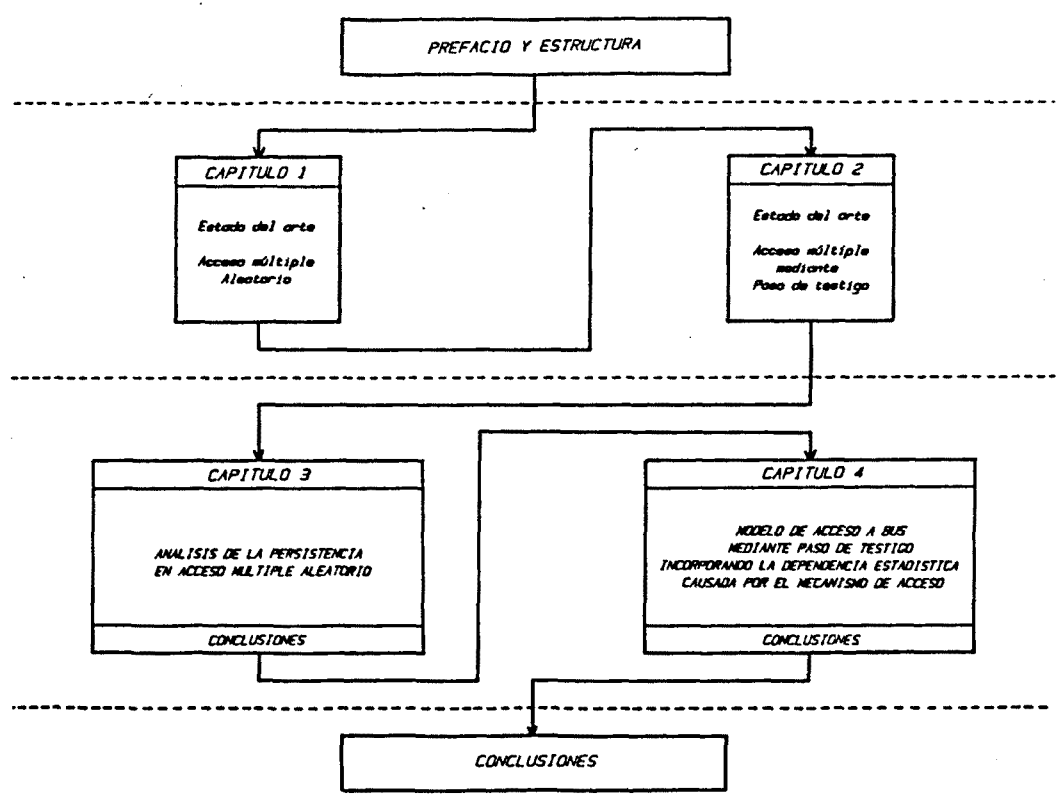


Figura P.1 Estructura de la Memoria

Tal y como muestra la Figura P.1 los dos primeros capítulos reflejan el estudio bibliográfico realizado para centrar el punto de interés de esta tesis y cuya exposición es de interés por dibujar el entorno y bases metodológicas de los modelos propuestos; siendo por ello el punto de partida

de las aportaciones mencionadas. Este análisis bibliográfico se realiza para acceso aleatorio en el capítulo 1 y paso de testigo en el capítulo 2.

Los capítulos 3 y 4 proponen y resuelven los modelos mencionados para los dos tipos de acceso, siguiendo el mismo orden utilizado en el análisis bibliográfico.

La Memoria finaliza con un resumen de la principales Conclusiones expuestas de forma extensa en los capítulos precedentes y la presentación de las líneas de futura investigación que han despertado interés, dentro de este campo, a lo largo de la ejecución de esta tesis.

LISTA DE SIMBOLOS

- a Relación entre el retardo de propagación y la longitud de trama. 3-49
- \bar{a} Primer momento de a_j en el caso de red con tráfico equilibrado. 4-15
- a_j Variable aleatoria de Bernoulli que determina la ocupación o desocupación de una estación j de la red. 4-13
- \bar{a}_j Primer momento de a_j e igual a la probabilidad de ocupación de la cola j en el instante de llegada de servicio. 4-14
- $\overline{a_j^2}$ Segundo momento de a_j . 4-14
- \bar{a} Probabilidad condicional de ocupación en caso de tráfico equilibrado. 4-17
- $a(t)$ Probabilidad de alguna llegada en el intervalo $(0,t)$. 4-18
- $\bar{a}(t)$ Probabilidad condicional de alguna llegada en el intervalo $(0,t)$. 4-19
- A Término de valor:
- $$A = E(z^{q_n + i_{n+1}(q_n) + u_{n+1}(q_n)})$$
- 3-23
- A' Término de valor:
- $$A' = E(z^{q_n + i_{n+1}(q_n)})$$
- 3-25

A"	Término de valor:	
	$A'' = E(z^{u_{n+1}(0)} + i_{n+1}(0))$	3-31
b	Cota superior de \bar{tc} .	4-20
B	Término modulador del período de contienda en las características caudal-retardo.	3-43
c	Valor límite de la variable c_n en condiciones estacionarias.	3-43
\bar{c}	Primer momento de la variable c .	3-36
$\overline{c^2}$	Segundo momento de la variable c .	3-37
c'	Valor límite de la variable c'_n en condiciones estacionarias.	3-26
\bar{c}'	Primer momento de la variable c' .	3-38
$\overline{c'^2}$	Segundo momento de la variable c' .	3-38
c''	Valor límite de la variable c''_n en condiciones estacionarias.	3-30
\bar{c}''	Primer momento de la variable c'' .	3-38
$\overline{c''^2}$	Segundo momento de la variable c'' .	3-38
c_n	Variable aleatoria que determina la duración del período de contienda en el servicio de la trama T_n .	3-15

c'_n	Variable aleatoria que determina la duración de los períodos de contienda para la variante p-persistente en la transmisión de la trama T_n .	3-25
c''_n	Variable aleatoria que determina la duración del período de contienda para la variante l-persistente en la transmisión de la trama T_n .	3-30
$C^*(s)$	Transformada de Laplace de la densidad de probabilidad de la variable c .	3-37
d	Cota inferior de $\overline{tc^2}$.	4-20
dc	Retardo de reconocimiento de colisión.	1-12
e	Cota superior de $\overline{tc^2}$.	4-20
f	Cota superior de \overline{tc} .	4-20
g	Cota inferior de \overline{tc} .	4-20
G	Tráfico de entrada a la red.	3-48
h_j	Variable aleatoria que determina el tiempo de retención de testigo por la estación j .	4-13
H	Tiempo de retención de testigo constante e idéntico para todas las estaciones de la red.	4-15
H_j	Tiempo de retención de testigo constante para la estación j .	4-15

i_n	Variable aleatoria discreta que determina el número de llegadas durante la última ranura del período ocioso en la transmisión de la trama T_n .	3-19
l_t	Variable aleatoria que determina la longitud de trama.	3-10
$\overline{l_t}$	Primer momento de la variable l_t .	3-45
$\overline{l_t^2}$	Segundo momento de la variable l_t .	3-45
L	Longitud del bus de comunicación.	3-8
$L_t^*(s)$	Transformada de Laplace de la densidad de probabilidad de la variable l_t .	3-45
nc	Número de contendientes utilizado en el algoritmo de control de retransmisiones del tipo α/nc .	3-12
N	Número de estaciones de la red.	4-5
p	Probabilidad de transmisión del protocolo p-persistente.	3-21
p_k	Probabilidad de k llegadas en una ranura de longitud T .	3-23
$P(z)$	Transformada z de la distribución Poisson en un intervalo de duración T .	3-26
$P_{(z)}^{(1)}$	Primera derivada de $P(z)$.	3-27
$P_{(z)}^{(2)}$	Segunda derivada de $P(z)$.	3-27

q	Valor límite de la variable q_n en condiciones estacionarias.	3-27
\bar{q}	Primer momento de la variable aleatoria q .	3-24
q_n	Variable aleatoria discreta que determina el número de tramas rechazadas al finalizar la transmisión de la trama T_n e igual al número de estaciones dispuestas.	3-16
q_{nk}	Probabilidad de que q_n sea igual a k .	3-25
q_k	Probabilidad de q sea igual a k .	3-21
$Q(z)$	Transformada z de la distribución de la variable q .	3-21
$Q_n(z)$	Transformada z de la distribución de la variable q_n .	3-22
\bar{r}	Retardo medio de transmisión de trama.	3-34
rc	Duración de la interferencia de refuerzo de colisión.	1-12
S	Caudal efectivo durante los períodos de contienda.	3-47
ta	Variable aleatoria que determina el tiempo que transcurre desde la llegada de trama hasta la llegada de servicio, denominado tiempo de acceso.	4-31
\overline{ta}	Primer momento de ta .	4-31
$\overline{ta^n}$	Enésimo momento de ta .	4-31

tc	Duración de la colisión.	1-12
\overline{tc}	Primer momento de la variable tiempo de ciclo en el caso de red con tráfico equilibrado.	4-15
$\overline{tc^n}$	Enésimo momento de la variable tiempo de ciclo en el caso de red con tráfico equilibrado.	4-17
tc'	Variable aleatoria que determina la duración del tiempo de ciclo condicional en una red con tráfico equilibrado.	4-19
$\overline{tc'}$	Primer momento de tc' .	4-19
tc_i	Variable aleatoria que determina el tiempo que transcurre entre dos llegadas consecutivas de testigo a la estación i , denominado tiempo de ciclo.	4-19
$\overline{tc_i}$	Primer momento de tc_i .	4-13
$\overline{tc_i^2}$	Segundo momento de tc_i .	4-13
tc'_i	Variable aleatoria que determina el tiempo que transcurre entre dos llegadas de servicio a la estación i condicionado a la existencia de una transmisión de otra estación en el ciclo.	4-19
$\overline{tc'_i}$	Primer momento de tc'_i .	4-19
$tc(t)$	Densidad de probabilidad de la variable tc .	4-18

$tc'(t)$	Densidad de probabilidad de la variable tc' .	4-19
t_n	Tiempo de servicio de la trama T_n .	3-16
ts_j	Variable aleatoria de Bernoulli igual al producto de las variables a_j y H_j .	4-15
$\overline{ts_j}$	Primer momento de ts_j .	4-15
$\overline{ts_j^2}$	Segundo momento de ts_j .	4-15
T	Longitud de la ranura de modelación.	3-9
$Ta^*(s)$	Transformada de Laplace de la densidad de probabilidad de la variable ta .	4-31
$Tc^*(s)$	Transformada de Laplace de la densidad de probabilidad de la variable tc .	4-18
T_{max}	Tiempo máximo de retención de testigo.	4-8
T_n	Trama n -ésima que llega al sistema.	3-15
T_{min}	Longitud mínima de trama direccionada.	4-4
T_{tok}	Longitud de la trama destinada a la transmisión del testigo.	4-5
T_{ts_j}	Tiempo de propagación de la señal entre las estaciones j y $j+1$.	4-5
T_{ts}	Tiempo de propagación de la señal entre estaciones consecutivas en el caso de red equilibrada en el nivel físico.	4-7

u_n	Variable aleatoria que determina el número de llegadas durante un período de contienda c_n en la transmisión de la trama T_n .	3-19
u_n'	Variable aleatoria que determina el número de llegadas durante el período de contienda c_n' en la transmisión de la trama T_n .	3-25
u_n''	Variable aleatoria que determina el número de llegadas durante el período de contienda c_n'' en la transmisión de la trama T_n .	3-30
U	Tiempo de transferencia de testigo en el caso de red con estructura física equilibrada.	4-14
$U^-(z)$	Transformada z de la distribución de la variable u^- .	3-26
$U''(z)$	Transformada z de la distribución de la variable u'' .	3-31
U_j	Tiempo de transferencia de testigo de la estación j a la $j+1$.	4-6
$U_n^-(z)$	Transformada z de la distribución límite de la variable u_n^- .	3-25
$U_n''(z)$	Transformada z de la distribución límite de la variable u_n'' .	3-32
$U^-(z)^{(1)}$	Primera derivada de $U^-(z)$.	3-27
$U^-(z)^{(2)}$	Segunda derivada de $U^-(z)$.	3-27

$U''^{(1)}(z)$	Primera derivada de $U''(z)$.	3-32
$U''^{(2)}(z)$	Segunda derivada de $U''(z)$.	3-32
v	Velocidad de propagación de la señal por el bus.	3-8
v_n	Variable aleatoria discreta que determina el número de llegadas durante el período de éxito en la transmisión de la trama T_n .	3-19
$V(z)$	Límite cuando n tiende a infinito de $V_n(z)$.	3-26
$V_n(z)$	Transformada z de la distribución de la variable v_n .	3-26
$V^{(1)}(z)$	Primera derivada de $V(z)$.	3-27
$V^{(2)}(z)$	Segunda derivada de $V(z)$.	3-27
\bar{w}	Tiempo medio de espera en cola.	4-40
x	Variable aleatoria que determina la duración del período de transmisión con éxito.	3-15
\bar{x}	Primer momento de x .	3-36
$\overline{x^2}$	Segundo momento de x .	3-37
x_n	Tiempo de transmisión de la trama T_n .	3-15
$x(t)$	Densidad de probabilidad de la variable x .	3-35

$X^*(s)$	Transformada de Laplace de la densidad de probabilidad de la variable x .	3-34
α	Coefficiente de proporcionalidad de los algoritmos de control de retransmisión adaptativos tipo α/nc .	3-12
λ	Tasa de generación de tramas.	3-20
λ_{max}	Tasa máxima de generación para un sistema estable.	3-41
λ_j	Tasa de generación de tramas de la estación j .	4-10
ρ	Caudal efectivo.	3-45
σ_{tc}	Variación de tc .	4-17
$\sigma_{tc_i}^2$	Variación de tc_i .	4-15
σ_{ts}	Variación de ts .	4-17
σ_{ts_j}	Variación de ts_j .	4-16
τ	Retardo de propagación entre estaciones extremas.	1-12

LISTA DE FIGURAS

- P.1 Estructura de la Memoria.
- 3.1 Modelo de Red Local a nivel de acceso al medio, MAC, (ISO,79), (Iee,83).
- 3.2 Tamaño mínimo de trama para la detección de colisión.
- 3.3 Ejemplo de evolución temporal de la cola que modela la red.
- 3.4 Períodos de ocio, éxito y contienda.
- 3.5 Variables i_{n+1} , u_{n+1} y v_{n+1} que representan el número de llegadas durante los períodos de ocio, contienda y éxito respectivamente.
- 3.6 Alternancia de bus libre y colisión durante los períodos de contienda.
- 3.7 Comportamiento del protocolo CSMA sin detección de colisión con longitud de trama 2τ .
- 3.8 Características Caudal-Retardo para el protocolo CSMA/CD p-persistente en función del parámetro a (τ/l_t).
- 3.9 Características Caudal-Retardo para el protocolo CSMA/CD no-persistente en función del parámetro a (τ/l_t).
- 3.10 Características Caudal-Retardo para el protocolo CSMA/CD 1-persistente en función del parámetro a (τ/l_t).
- 3.11 Características Caudal-Retardo comparativas con longitud de trama constante de $10 \mu s$.
- 3.12 Características Caudal-Retardo con longitud de trama constante de $100 \mu s$, para los tres tipos de persistencia analizados.
- 3.13 Características Caudal-Retardo con longitud de trama constante de $1000 \mu s$, para los tres tipos de persistencia analizados.

- 3.14 Características Caudal-Retardo para una red CSMA/CD no-persistente en configuraciones máxima y mínima, según la Norma IEEE 802.3 (AnI,85b).
- 3.15 Características Caudal-Retardo para una red CSMA/CD l-persistente en configuraciones máxima y mínima, según la Norma IEEE 802.3 (AnI,85b).
- 3.16 Características Caudal-Retardo para una red CSMA/CD no-persistente en función de la duración de la colisión t_c .
- 3.17 Tiempos de contienda medios \bar{c} para la variante p-persistente del protocolo CSMA/CD y algoritmo de control con proporcionalidad inversa al número de contendientes.
- 3.18 Características Caudal-Retardo para una red CSMA/CD p-persistente para distintos valores de la relación "a" y su contrastación con los resultados del modelo de simulación obtenidos con un intervalo de confianza del 90%.
- 3.19 Tiempos de contienda medios \bar{c}' y \bar{c}'' para la variante no-persistente del protocolo CSMA/CD y algoritmo de control con proporcionalidad inversa al número de contendientes.
- 3.20 Características Caudal-Retardo para una red CSMA/CD no-persistente para distintos valores de la relación "a" y su contrastación con los resultados del modelo de simulación obtenidos con un intervalo de confianza del 90%.
- 3.21 Tiempos de contienda medios \bar{c}'' para la variante l-persistente del protocolo CSMA/CD y algoritmo de control con proporcionalidad inversa al número de contendientes.
- 3.22 Características Caudal-Retardo para una red CSMA/CD l-persistente para distintos valores de la relación "a" y su contrastación con los resultados del modelo de simulación obtenidos con un intervalo de confianza del 90%.

- 3.23 Características aproximadas para CSMA/CD no-persistente no ranurado contrastadas con resultados de simulación obtenidos con intervalos de confianza del 90%.
- 3.24 Características aproximadas para CSMA/CD 1-persistente no ranurado contrastadas con resultados de simulación obtenidos con intervalos de confianza del 90%.
- 3.25 Características comparativas entre los modelos ranurados y la aproximación al no-ranurado para la variante no-persistente del protocolo de acceso CSMA/CD para distintos valores de a .
- 3.26 Características comparativas entre los modelos ranurados y la aproximación al no-ranurado para la variante 1-persistente del protocolo de acceso CSMA/CD para distintos valores de a .
- 3.27 Comparación de resultados entre el modelo propuesto para el protocolo CSMA/CD no-persistente con algoritmo adaptativo y el modelo de Tobagi con tasa de retransmisión constante ($ToH, 79$).
- 3.28 Comparación de resultados entre el modelo propuesto para el protocolo CSMA no-persistente con algoritmo adaptativo y el modelo de Tobagi con tasa de retransmisión constante ($ToH, 79$).
- 3.29 Comparación de los resultados del modelo propuesto para el protocolo CSMA/CD 1-persistente con longitud de colisión de valor 2τ con el modelo de Lam ($Lam, 80$).
- 4.1 Evolución del paso de testigo en una red de N estaciones.
- 4.2 Modelo de red con acceso mediante paso de testigo.
- 4.3 Acotaciones del tiempo medio de ciclo en una red sin almacenamiento en función del número de estaciones de la red.
- 4.4 Acotaciones del segundo momento del tiempo de ciclo en una red sin almacenamiento en función del número de estaciones de la red.

- 4.5 Variancia del tiempo de ciclo en el caso de almacenamiento infinito, en función del número de estaciones de la red.
- 4.6 Variancia del tiempo de ciclo en el caso de almacenamiento infinito en función del tiempo de paso de testigo para una red con dos estaciones.
- 4.7 Acotaciones del tiempo de acceso en una red sin almacenamiento y una estación.
- 4.8 Acotaciones del tiempo de acceso en una red sin almacenamiento y cinco estaciones.
- 4.9 Acotaciones del tiempo de acceso en una red sin almacenamiento y diez estaciones.
- 4.10 Acotaciones del tiempo de acceso en una red sin almacenamiento y veinte estaciones.
- 4.11 Acotaciones del tiempo de acceso en una red sin almacenamiento y cien estaciones.
- 4.12 Características caudal-retardo para una red sin almacenamiento en función del número de estaciones. Cota inferior.
- 4.13 Características caudal-retardo para una red sin almacenamiento en función del número de estaciones. Cota superior.
- 4.14 Características caudal-tiempo de acceso para una red con almacenamiento infinito en función del número de estaciones.
- 4.15 Características caudal-retardo para una red con almacenamiento infinito en función del número de estaciones.
- 4.16 Características tiempo de acceso-caudal de entrada conjuntas para el modelo de estación sin almacenamiento y almacenamiento infinito.
- A4.1 Crecimiento monótono de $F(a)$ para distintos valores de N .
- A4.2 Crecimiento monótono de $F(a)$ para distintos valores de U .

INDICE

PREFACIO Y ESTRUCTURA DE LA TESIS	II
CAPITULO 1: ESTADO DEL ARTE Y ANALISIS BIBLIOGRAFICO DE MODELOS DE REDES DE ACCESO ALEATORIO	1-2
1.1 INTRODUCCION	1-2
1.2 MODELOS DE CAPACIDAD	1-3
1.3 MODELOS DE RETARDO	1-6
1.3.1 Modelos de población finita	1-7
1.3.2 Modelos de población infinita	1-16
CAPITULO 2: ESTADO DEL ARTE Y ANALISIS BIBLIOGRAFICO DE LA MODELACION DEL MECANISMO DE PASO DE TESTIGO	2-2
2.1 INTRODUCCION	2-2
2.2 ESTUDIOS DE COLAS CICLICAS	2-4
2.3 MODELOS DE ANILLO CON PASO DE TESTIGO	2-7
2.4 MODELOS DE BUS CON PASO DE TESTIGO	2-9

CAPITULO 3: ANALISIS DE LA PERSISTENCIA EN ACCESO MULTIPLE ALEATORIO	3-2
3.1 INTRODUCCION	3-2
3.2 PROTOCOLO DE ACCESO CSMA/CD	3-6
3.2.1 Descripción del protocolo de acceso CSMA/CD	3-6
3.2.2 Características de nivel físico	3-8
3.2.3 Políticas de control de retransmisión	3-11
3.3 MODELOS ANALITICOS	3-14
3.3.1 Modelo general	3-14
3.3.2 Planteamiento	3-19
3.3.3 Protocolo CSMA/CD p-persistente	3-21
3.3.4 Protocolo CSMA/CD no-persistente	3-28
3.3.5 Características Caudal-Retardo	3-33
3.4 MODELOS DE SIMULACION	3-60
3.4.1 Introducción	3-60
3.4.2 CSMA/CD p-persistente	3-62
3.4.3 CSMA/CD no-persistente	3-66
3.4.4 CSMA/CD l-persistente	3-69
3.4.5 Aproximación de características para redes asíncronas	3-72
3.5 VALIDACION DE RESULTADOS	3-79
3.6 CONCLUSIONES	3-87

CAPITULO 4: MODELO DE ACCESO A BUS MEDIANTE PASO DE TESTIGO INCORPORANDO LA DEPENDENCIA ESTADISTICA INTRODUCIDA POR EL MECANISMO DE ACCESO	4-2
4.1 INTRODUCCION	4-2
4.2 PROPUESTA DE MODELO DE ACCESO MEDIANTE PASO DE TESTIGO SOBRE TOPOLOGIA BUS	4-4
4.2.1 Características de nivel físico	4-4
4.2.2 Modelo del protocolo de acceso	4-7
4.3 APROXIMACIONES A LA DISTRIBUCION DEL TIEMPO DE CICLO	4-12
4.3.1 Primer y segundo momentos del tiempo de ciclo	4-13
4.3.2 Servicio no exhaustivo sin almacenamiento	4-17
4.3.3 Servicio no exhaustivo y almacenamiento infinito	4-25
4.4 EVALUACION DEL RETARDO	4-30
4.4.1 Retardo desde cabecera de cola	4-30
4.4.2 Tiempo de espera en cola	4-39
4.5 CONCLUSIONES	4-45
CAPITULO 5: CONCLUSIONES	5-2

APENDICE 1: OBTENCION DEL PRIMER MOMENTO DE LA VARIABLE q (NUMERO DE ESTACIONES DISPUESTAS)	A1-2
APENDICE 2: OBTENCION DE LA PROBABILIDAD DE NINGUNA Y UNA ESTACION DISPUESTAS (q_0, q_1)	A2-2
APENDICE 3: RESUMEN DE PAQUETES DE SIMULACION	A3-2
APENDICE 4: DEMOSTRACION DE LA MONOTONIA CRECIENTE DE $F(a)$	A4-2
APENDICE 5: OBTENCION DE \bar{q} PATA EL PROTOCOLO 1-PERSISTENTE	A5-2
BIBLIOGRAFIA	B-2

CAPITULO 1

ESTADO DEL ARTE Y ANALISIS BIBLIOGRAFICO
DE MODELOS DE REDES DE ACCESO ALEATORIO

En este capítulo presentamos una visión de los resultados más interesantes en modelación de Redes de Comunicación con protocolo de acceso aleatorio, enunciando en cada caso las bases teóricas del modelo y los resultados aportados por cada modelo. La exposición en algunos casos sigue un criterio histórico, aunque subdividiremos el apartado ateniéndonos a las diferentes características de los modelos.

1.1 INTRODUCCION

Las redes de acceso aleatorio surgieron de la utilización de las técnicas de transmisión de radio a las transmisiones de datos. Al final de la década de los sesenta se inició en las islas Hawaii y apoyado por la NASA y las Fuerzas Aéreas Norteamericanas un proyecto de investigación con el objetivo de analizar alguna alternativa a las comunicaciones entre computadores con enlace por cable (Abr,73a).

Este se considera el primer paso en la evolución del acceso aleatorio que cristalizó en la red ALOHA y evolucionó en distintas vertientes para adquirir la difusión actual en la redes tipo Ethernet (MeB,76), (DIX,80) y su aceptación como estándar por el IEEE en su Normativa 802.3 (AnI,85b).

A continuación presentamos esta evolución enfocada desde el aspecto de evaluación de características bajo la perspectiva de los distintos modelos matemáticos. Empezaremos analizando los modelos de capacidad, para abordar posteriormente la obtención de características caudal-retardo en condiciones estacionarias, como ya hemos indicado en el Prefacio de esta Memoria.

1.2 MODELOS DE CAPACIDAD

El proyecto ALOHA fue la respuesta a una pregunta que se formuló el equipo de la Universidad de Hawaii, sobre como utilizar la capacidad fija y limitada de un conjunto de comunicaciones de la forma más eficaz para enlazar usuarios remotos con un máquina central (Abr,73b).

La evaluación de capacidad era pues uno de los puntos importantes del programa de investigación. Abramson en (Abr,73b) presenta un primer estudio en el que trata de determinar el número medio de estaciones activas que puede soportar la red y por tanto una evaluación de la capacidad del canal. El modelo, que sería posteriormente utilizado por Roberts para la evaluación del sistema ALOHA ranurado (Slotted-ALOHA) modela la oferta de tráfico al canal (denominada G) mediante una distribución Poisson. Ello equivale a considerar que el tiempo entre llegadas para el conjunto formado por los paquetes nuevos más las retransmisiones presenta una distribución exponencial. Esta hipótesis puede mantenerse si se considera que el tiempo de retransmisión es grande comparado con el tiempo de transmisión y que el número de retransmisiones es reducido.

Considerar una fuente Poisson de tasa paquetes por unidad de tiempo, conjunta para todas las estaciones de la red, es una de las hipótesis más comunes en la modelación de redes de comunicación de datos debido a la naturaleza puntual y elevada capacidad de las demandas (Iee,82), (MuE,84).

Debido a esta naturaleza puntual del tráfico de datos se acostumbra a aproximar un conjunto grande de usuarios, cada uno de los cuales genera paquetes de forma poco frecuente, por un número infinito que conjuntamente forman una fuente

Poisson independiente.

Los modelos que presentan esta hipótesis se denominan "modelos de población infinita", son ampliamente utilizados por los investigadores en este área y los encontraremos repetidamente a lo largo de esta exposición.

La hipótesis mencionada de considerar Poisson no solo los paquetes nuevos sino también las retransmisiones, permite a Abramson evaluar la probabilidad de colisión (más de una llegada) en el tiempo de duración del período de vulnerabilidad, denominado "ventana de colisión".

Para la red ALOHA esta ventana es el doble de la duración del paquete (posibilidad de colisión en cabecera o cola). Un sencillo cálculo de probabilidades permite evaluar el caudal efectivo en función de la oferta de tráfico y por tanto la capacidad de la red (Abr,73b), (BaK,75).

Esta evaluación concluye con el resultado clásico que determina una capacidad máxima igual a la mitad de la inversa del número "e" y un número máximo de usuarios igual a la capacidad máxima por la inversa del producto tasa de llegadas por longitud de paquete. Las simulaciones realizadas permitieron evaluar estos resultados como excelentes con una utilización del canal inferior al 15%, así como la tendencia a la inestabilidad para valores superiores.

Entre los años 1975 y 1977 Kleinrock junto con Tobagi publican un conjunto de cuatro artículos (KlT,75), (ToK,75), (ToK,76), (ToK,77), en los que adjuntan a la evaluación de caudal-retardo de distintos tipos de acceso aleatorio un estudio comparativo de capacidad. Este estudio de capacidad (KlT,75) basado en modelos de población infinita y teoría de procesos alternantes, considera el canal como un sistema regenerativo alternante entre los

estados ocupado y desocupado (busy, idle). El caudal efectivo es la relación entre la media de ocupación con éxito y el tiempo medio del ciclo, a su vez formado por la suma de la media del período de ocupación y la media del período de desocupación. La probabilidad de que el paquete se transmita con éxito es la probabilidad de que ningún otro usuario transmita durante el período de vulnerabilidad del paquete. Este período es para las redes tipo CSMA el retardo de propagación entre las estaciones que colisionan, considerado habitualmente de forma simplificada igual al retardo de propagación entre estaciones extremas r .

Mediante este modelo, Kleinrock (KLT,75) evalúa el comportamiento de las distintas variantes de CSMA, en función del concepto de persistencia, determinando las mejores prestaciones para el CSMA p-persistente y una drástica inestabilidad para el l-persistente debido a la inexistencia del algoritmo de control de retransmisiones en el modelo.

En el año 1978 LaBarre amplía los modelos de capacidad con la modelación de la característica de detección de colisión para la variante no-persistente del protocolo (Lab,79).

Finalmente, la variante p-persistente del protocolo CSMA/CD ha sido analizada, mediante un modelo de capacidad de población finita en (TaK,85a) en sus versiones de acceso ranurado y no ranurado.

Los modelos de capacidad expuestos presentan una hipótesis crítica. Esta hipótesis consiste en la consideración de tiempo de retransmisión grande en relación al tiempo de transmisión de un paquete. Ello equivale a considerar un retardo tan grande como para que el paquete sea olvidado por la estación que lo genera, aunque si, forma parte del

tráfico ofrecido al canal. Ello hace imposible la evaluación del retardo medio de transmisión, parámetro por otra parte de gran interés.

En el siguiente apartado nos ocupamos de los modelos de evaluación de retardo medio, así como las características caudal-retardo.

1.3 MODELOS DE RETARDO

Como vimos en el apartado anterior, los modelos de capacidad no permiten hacer estimaciones de retardo medio de los paquetes que circulan por la red. Para ello es imprescindible hacer consideraciones, que abordamos en este apartado, sobre las características del retardo de retransmisión que definimos como el tiempo que transcurre entre dos intentos sucesivos de transmisión de un paquete. Es evidente que este retardo debe de tener al menos una componente aleatoria para evitar reincidencia en sucesos de colisión (TPG,78).

Los algoritmos de resolución de contienda deterministas, no son considerados en esta Tesis por anular la aleatoriedad del acceso.

Kleinrock y Lam (KLL,73) presentaron en 1973 un primer modelo de retardo para red ALOHA-ranurada en el que modelaban este retardo mediante una componente determinista más una componente aleatoria. Esta última obtenida de una distribución uniforme, de forma que la probabilidad de retransmisión en cada ranura era justamente la inversa del número de contendientes. Con esta hipótesis, llamada "esquema de retransmisión aleatorio uniforme", obtienen las características caudal-retardo modeladas según un esquema

de población infinita y condiciones de equilibrio.

En este modelo se refleja la inestabilidad inherente a este tipo de accesos, justificado por la realimentación positiva provocada por las fluctuaciones estadísticas del tráfico ofrecido al canal. Este hecho planteó la necesidad de modelos que tuvieran en cuenta las condiciones de estabilidad para caracterizar el comportamiento de la red.

Puede obtenerse una descripción más exacta del comportamiento del protocolo de acceso mediante la descripción de la red como un proceso estocástico del tipo Markov, es decir, con memoria únicamente del estado anterior, de estado discreto, lo que comunmente se denomina una cadena Markov.

En general estos modelos presentan una segmentación del tiempo en ranuras (slots), lo cual permite utilizar cadenas de tiempo discreto en el análisis. Esta ranuración simplifica el estudio a costa de no considerar posibles colisiones parciales dentro de la ranura.

A continuación presentamos una síntesis de los modelos caudal-retardo que consideramos más significativos diferenciando de forma générica dos tipos de modelos, aquellos que consideran un fuente de tráfico infinita, en oposición a los que contemplan una fuente finita de N estaciones.

1.3.1 Modelos de población finita

Tal y como comentamos en el apartado precedente, entre los años 1975 y 1977 Kleinrock publica un conjunto de cuatro artículos sobre conmutación de paquetes en canales de

radio (históricamente primer medio físico del acceso aleatorio). El primero de ellos (KlT,75), publicado conjuntamente con Tobagi, plantea lo que entonces era un nuevo método de multiplexión del canal, método al que denominan CSMA. Esta idea que Kleinrock presenta como sugerida por Wax, de la Universidad de Hawaii (KlT,75), es propuesta bajo las versiones de persistente y no-persistente.

En uno de los artículos de este conjunto, Tobagi (ToK,77) plantea un modelo de población finita para CSMA (no-persistente) similar al "linear feedback model" utilizado por Kleinrock y Lam (KlL,75) para ALOHA-ranurado, según un esquema propuesto inicialmente por Metcalfe en el año 73 (Met,73). Este modelo determina las características caudal-retardo considerando las condiciones de estabilidad del sistema.

La aplicación de este modelo a CSMA presenta el siguiente problema. Mientras que en ALOHA una estación dispuesta transmite el paquete sin ninguna otra consideración, en el caso del CSMA es preciso tener en cuenta el estado del canal de comunicación, para hacer efectiva la escucha del canal implementada en el protocolo. Esta circunstancia, no permite modelar con una cadena Markov, ya que el tiempo de permanencia en cada estado no puede considerarse con distribución exponencial. Recordamos que ésta es condición necesaria para que la cadena pueda describirse con una única variable (Kle,75), en este tipo de modelos el número de estaciones dispuestas, o con paquete para transmitir, habitualmente denominada "backlog".

Este inconveniente puede sortearse planteando una cadena Markov del tipo "imbedded" (Ken,53), tomando como ranura "imbedded" aquella inmediatamente posterior a una transmisión con éxito, lo cual garantiza el reinicio de un ciclo con tiempo de servicio nulo. Planteándolo en estos

términos, puede obtenerse la matriz de transición entre ranuras, condicionada en cada caso por la ocupación o desocupación del canal.

Esta matriz de transición nos permitirá obtener la distribución de probabilidad estacionaria, mediante la resolución de un sistema de ecuaciones recursivas. Recordamos que para una cadena Markov ergódica esta solución existe y es única (Fel,57).

A partir de esta distribución estacionaria, el caudal efectivo puede calcularse promediando los períodos de ocupación con éxito con respecto al ciclo medio. De igual forma, puede obtenerse el número promedio de paquetes "backlog" en la red, es decir, el valor medio de la variable aleatoria con la que hemos descrito la cadena. La relación de estos dos resultados permite evaluar el retardo medio, empleando el resultado de Little (Lit,61).

Teniendo en cuenta que hemos calculado el número medio de paquetes en el sistema (cola + servicio), el retardo evaluado incluye, además del tiempo de espera el tiempo de transmisión propio del paquete. Ello es debido a la condición del modelo en la que la estación deja de contabilizarse dentro del "backlog" al final de la transmisión del paquete.

La problemática de este tipo de modelos de población finita mediante cadenas Markov y semi-Markov reside en la complejidad que puede requerir el cálculo del vector de estado estacionario para redes con elevado número de usuarios y paquetes de longitud considerable. Es posible, sin embargo, realizar aproximaciones para evitar situaciones de "underflow" debido a las reducidas tasas de generación en el cálculo de la matriz de transición original. Asimismo es aconsejable para los programas de cálculo aprovechar las condiciones de triangularidad de esta matriz.

Esta triangularidad es debida al hecho de que la probabilidad de transición desde un estado al anterior en dos unidades es nula ya que sólo un paquete puede abandonar el sistema en cada transición. Debido al método recursivo de obtención del vector de estado y la forma triangular de la matriz, puede reducirse considerablemente el espacio de almacenado si se genera cada columna de la matriz cuando va a utilizarse, con lo cual se genera y almacena una única vez (TGP,78).

Las características caudal-retardo de este modelo permiten observar el comportamiento del sistema para distintas tasas de retransmisión. Con ello se observa que existe para cada caudal un valor óptimo de retransmisión que es aquel que determina el retardo mínimo. La envolvente de todas las posibles curvas determina las características caudal-retardo del sistema en condiciones óptimas.

A medida que la tasa de retransmisión decrece el caudal máximo alcanzable aumenta, fenómeno intuitivo, ya que las tasas de retransmisión bajas equivalen a paquetes colisionados que no interfieren de nuevo el canal. Sin embargo ello también implica un "backlog" grande del sistema y por tanto retardos elevados.

La necesidad de mejorar el comportamiento de este tipo de canales y asegurar su estabilidad obliga a pensar en políticas de control adaptativo que ajusten el parámetro tasa de retransmisión a las condiciones de carga del canal. Por ejemplo Tobagi en (ToK,77), después de drásticas simplificaciones, analiza una política de retransmisión sencilla maximizando el caudal efectivo con respecto a la tasa de retransmisión que determina la siguiente política de retransmisiones: la tasa de retransmisión es igual a uno si el "backlog" es igual a cero e igual a la inversa del producto del "backlog" por la raíz cuadrada de la longitud del paquete si el "backlog" es mayor que uno. A pesar de su

simplicidad esta política determina valores de retardo considerablemente mejores, especialmente en condiciones de número elevado de usuarios.

En 1979 Tobagi y Hunt completan el modelo anterior (ToK,77) añadiendo la característica de detección de colisión al protocolo CSMA no-persistente (ToH,79), tal y como había hecho LaBarre (Lab,79) pero en este caso con un modelo de población finita.

Esta característica había sido introducida y evaluada por Metcalfe para la red Ethernet (MeB,76), basada en la variante 1-persistente del protocolo CSMA, mediante un modelo de capacidad de población infinita, y que mencionamos aquí por razones históricas ya que no introduce mejoras frente a los modelos de capacidad comentados en el apartado 1.2.

Metcalfe considera un modelo de población infinita en la que la probabilidad de retransmisión para un paquete colisionado es igual a la inversa del número de estaciones que participan en la contienda.

Este modelo le permite evaluar la probabilidad de adquisición del canal por una estación, como la probabilidad de que ninguna de las restantes estaciones intenten la transmisión en una ranura equivalente al retardo de propagación máximo. El tiempo de espera hasta la adquisición puede evaluarse teniendo en cuenta que el suceso cuya probabilidad hemos mencionado finaliza este período de espera. El caudal efectivo, al que Metcalfe denomina eficiencia puede evaluarse mediante un proceso alternante de ocupación y desocupación del que conocemos la duración media de ambos estados.

El modelo de Tobagi (ToH,79), mencionado al inicio de este párrafo, permite evaluar las características caudal-retardo de la red parametrizadas por la tasa de

retransmisión.

El planteamiento del modelo es idéntico al comentado en (ToK,77) y la característica de detección de colisión se modela considerando dos tipos de ciclo de duración distinta, aquellos en los que se produce colisión frente a los que finalizan con transmisión con éxito.

Para ello se evalúa la duración posible de la colisión, t_c , en función del retardo de propagación de la señal entre los extremos del bus, τ , el tiempo de retardo en reconocimiento de la colisión, d_c , y el tiempo denominado de refuerzo de colisión, r_c , "jam" que asegura la detección por parte de todas las estaciones involucradas en la contienda.

El tiempo utilizado en el proceso desde canal libre hasta canal libre es $t_c = 2\tau + r_c + d_c$. El canal quedará libre para todas las estaciones de la red un retardo de propagación más tarde, es decir un tiempo $t_c + \tau$.

Con este modelo de colisión la matriz de transición entre estados de la cadena semi-Markov, determinada por los valores de la variable "backlog", puede evaluarse como la suma de la que obtendríamos con transmisión con éxito más la que obtendríamos considerando un ciclo de colisión.

En este estudio se amplía el modelo base introduciendo la posibilidad de longitud variable de paquete. Ello afecta fundamentalmente a la evaluación del término Q^{*T+1} ya que T , hasta el momento constante, debe ser ahora una variable aleatoria discreta. Conviene hacer constar que este cambio no puede ser aplicado a CSMA sin detección de colisión sin hacer hipótesis adicionales. Ello es debido a que mientras en CSMA/CD la longitud de una colisión puede considerarse constante, en el caso de CSMA la longitud de la colisión

queda determinada por la del paquete de mayor longitud de los que intervienen en la colisión. Ello introduce mayor complejidad, complejidad que en este modelo Tobagi salva considerando un análisis aproximado en el que retoma la longitud de la colisión de la distribución de longitudes de paquete, hipótesis que ya había sido utilizada por Ferguson en el análisis de la red ALOHA que evidentemente adolece de idéntico problema (Fer,77).

Mediante el modelo descrito más los modelos de capacidad de población infinita ya comentados en el apartado 1.2, se analiza el comportamiento del protocolo CSMA/CD comparándolo con el CSMA, ALOHA y ALOHA-ranurado.

La capacidad analizada en función de la relación retardo de propagación, longitud de paquete permite observar que ésta aumenta a medida que la longitud de paquete disminuye. Ello es debido a que el menor fraccionamiento de la información evita situaciones de colisión. En el caso extremo de paquete de longitud infinita, la capacidad alcanzaría el 100%. Evidentemente hay que hacer hincapié en la evaluación parcial de los modelos de capacidad que no tienen en cuenta el retardo.

La diferencia entre el protocolo analizado por Tobagi y el presentado por Metcalfe es el concepto de persistencia del protocolo de acceso. El modelo de Tobagi se aplica a un protocolo no-persistente, mientras que la red de Metcalfe utiliza el concepto de 1-persistencia. Esto sin embargo no aparece reflejado en el modelo de éste último debido a la dureza de las hipótesis de partida que no permiten modelar la complejidad de este detalle.

En el IFIP,82 en Florencia se presentaron diversas evaluaciones de redes tipo Ethernet entre las que cabe destacar la de Sacham y Hunt (SaH,82) que resuelven la dependencia del comportamiento de las redes tipo CSMA de la

variable que describe el estado del canal mediante una cadena semi-Markov resuelta por el método de variables suplementarias (Cox,55), definiendo como variable suplementaria la que determina el tipo de ciclo. Esta variable puede presentar valores 0, 1 y 2 donde cero corresponde a ciclo de transmisión con éxito, uno a ciclo de colisión y dos a ciclo ocioso.

Este modelo presenta un resultado que determina que para condiciones de tráfico elevado el retardo disminuye a medida que el caudal aumenta para tasas de retransmisión suficientemente pequeñas. Este fenómeno es justificado por los autores mediante lo que denominan captura del canal por un usuario afortunado.

Ello significa que en condiciones de tráfico elevado, con tasas de retransmisión bajas es más factible que el usuario que está realizando la transmisión correcta tengan un nuevo paquete al finalizar su transmisión y gane el acceso de nuevo al canal antes que cualquiera de los que se encuentran es proceso de retransmisión. El retardo prácticamente nulo de este usuario afortunado debería influenciar suficientemente el valor de la media como para justificar el fenómeno apreciado.

Por otra parte, en (CoL,83) se presenta un modelo para CSMA/CD no ranurado no-persistente donde se describe el comportamiento del protocolo con una cadena Markov de tiempo continuo y cuatro variables. Ello permite plantear políticas de control de retransmisión fijas o dependientes del estado del sistema. El estudio realizado para las primeras concluye que existe un amplio rango de probabilidades fijas de retransmisión que conducen a prestaciones similares, existiendo, sin embargo, una tasa de retransmisión a partir de la cual el caudal efectivo se degrada rápidamente.

Hasta aquí hemos presentado modelos de evaluación de características caudal-retardo en los que se obtiene únicamente medias de retardos. Sin embargo está claro el interés de la evaluación de las distribuciones en un protocolo que por su aleatoriedad y la inexistencia de un orden de acceso preestablecido intuitivamente parece que conduzca a distribuciones con elevadas desviaciones.

En este sentido existen modelos sencillos que tratan el problema mediante colas M/M/1 con distribución de servicio LIFO en lugar de FIFO para intentar reflejar de alguna manera este fenómeno, en el sentido de que el último paquete llegado parece tener mayor probabilidad de acceso con éxito que los que ya se han visto envueltos en sucesivas colisiones.

En el año 1982 Tobagi (Tob,82) presenta un análisis de distribuciones de retardo para redes tipo ALOHA-ranurado y CSMA. Para la modelación utiliza colas de tiempo discreto con tamaño de cola finito y procesos de llegada y salida dependientes del estado y con servicio de cola aleatorio. El modelo se basa en una cadena Markov de dos variables, una el tradicional "backlog" y una adicional de tipo indicador que define de la siguiente manera: el indicador en un instante "t" vale cero si no hay salida en la ranura "t" y vale uno si hay salida en la ranura "t". Ello le permite obtener las distribuciones de tiempos entre salidas de paquete, así como las distribuciones de retardo.

Para ALOHA-ranurado obtiene expresiones cerradas para el cálculo de los momentos de ambas variables mientras que para CSMA no-persistente es preciso un procedimiento recursivo para el cómputo de momentos. No presenta curvas de estos últimos aunque si lo hace para ALOHA-ranurado concluyendo que la distribución del retardo tiene momentos y distribución muy similares a la distribución geométrica.

Recientemente Kleinrock junto con Takacs (TaK,84), (TaK,85b) se han ocupado del tema de existencia de almacenamiento en las estaciones, tema prácticamente no abordado en los modelos de CSMA. En (TaK,85b) obtienen de forma explícita la media del retardo incluyendo el tiempo de espera en cola para una red de dos usuarios con capacidad infinita de almacenado. En (TaK,84) se plantea, en cambio, el modelo para un número finito de usuarios basado en la aproximación por "proceso de difusión" (Kle,76) de la distribución conjunta de longitud de las colas, lo cual le permite proponer fórmulas aproximadas para el retardo medio.

Como ya hemos mencionado a lo largo de este apartado, uno de los principales inconvenientes de los modelos de población finita es la necesidad de utilización de procesos de cálculo iterativo para su resolución. Esto los hace comparativos, en cuanto a tiempo de respuesta, a modelos de simulación que resuelven redes con hipótesis de partida menos restrictivas.

En el apartado que sigue presentamos los modelos de población infinita, una de cuyas particularidades interesantes es la posibilidad de obtención de resultados analíticos explícitos.

1.3.2 Modelos de población infinita

En general la obtención de resultados analíticos explícitos en redes de acceso aleatorio está limitada por la necesidad de considerar el sistema alimentado por una población infinita. Ello obliga a considerar las llegadas de paquetes independientemente del número de estaciones de la red. El proceso Markov o semi-Markov que describe el comportamiento de la red tiene infinitos estados y es

posible obtener soluciones analíticas explícitas para la transformada z del número de paquetes en el sistema sin necesidad de utilizar los métodos recursivos descritos en el apartado anterior.

Para el caso de fuente infinita Poisson y longitud de paquete con distribución exponencial el proceso es Markov puro y puede analizarse la red como una cola M/M/1 en la que llegada de paquete se asocia a estación dispuesta, lo cual implica la imposibilidad de considerar colas particulares en las estaciones. Este sería el caso de las redes ALOHA y ALOHA-ranurado con tiempo de transmisión con distribución exponencial.

Si la longitud de la paquete tiene distribución general (Fer,77) o, caso que nos interesa, el algoritmo de acceso tiene la condición de escucha de canal (tipo CSMA) lo cual modifica la distribución de los tiempos de transmisión, nos encontramos ante una cola tipo M/G/1 que debe analizarse mediante un proceso semi-Markov, proceso en el que el tiempo entre transiciones no presenta distribución exponencial y por tanto memoria de anterior estado únicamente, características de los procesos Markov, al igual que ocurría en los modelos de población finita del apartado anterior.

Los resultados aplicables en el caso de población infinita son conocidos como las ecuaciones de transformadas de Polaczek-Khinchin (Khi,32) y determinan la transformada z del número de elementos en el sistema (cola+servidor) en función de la transformada z del número de llegadas en el intervalo de transición entre estados y el caudal del sistema. Para su utilización es preciso conocer la distribución del tiempo de servicio, teniendo en cuenta que no es solo la distribución de longitudes de paquete sino también la de los períodos de contienda durante los cuales la red se ve envuelta en colisiones. La ampliación del

modelo de población finita "linear feedback model" a población infinita conduce a una cadena Markov no ergódica no existiendo condiciones estacionarias. Ello coincide con el concepto de inestabilidad inherente a este tipo de accesos que ya comentábamos al inicio de este apartado.

Para que la cadena Markov sea ergódica es necesario plantear hipótesis adicionales sobre el algoritmo de control de retransmisión pasando del esquema de probabilidad de retransmisión constante del "linear feedback model" a esquemas adaptativos que estabilicen el comportamiento del canal.

En el año 1979 Lam (Lam,79) presenta un modelo de este tipo que le permite obtener un resultado analítico explícito para las características caudal-retardo del protocolo CSMA/CD 1-persistente.

Lam modela la contienda bajo hipótesis similar a la utilizada por Metcalfe en (MeB,76), es decir, la presencia de un algoritmo de control que asegura la existencia de una probabilidad de éxito constante durante los períodos de contienda. Esta hipótesis garantiza la estabilidad del sistema ya que limita el tiempo medio del período de contienda.

La 1-persistencia se modela teniendo en cuenta, en el planteamiento para la obtención de la transformada z de la distribución el número de estaciones en el sistema que después de una transmisión con éxito con más de una estación en el sistema existirá necesariamente una colisión.

El tiempo es ranurado con longitud dos veces el retardo de propagación. Este tiempo es además el tamaño mínimo de la colisión. Una colisión tiene por tanto una longitud mínima igual a la ranura de tiempo del modelo, ello conduce

a sobreestimar la probabilidad de colisión ya que la ranura del modelo es además el período de vulnerabilidad.

El primer momento de la distribución límite del número de elementos en el sistema permite obtener el retardo medio mediante el resultado de Little. El caudal es simplemente la tasa de generación por la longitud de paquete dado que estando en condiciones estacionarias todas las tramas que llegan al sistema deben ser transmitidas con éxito. Los resultados de simulación presentados le permiten afirmar que los resultados teóricos son aplicables para algoritmos no óptimos, siempre y cuando den lugar a un canal estable. En el congreso del IFIP en Florencia del año 82 ya mencionado, Vo-Dai y Heyman (Vod,82), (Hey,82), presentan dos modelos de caudal-retardo para un protocolo CSMA/CD. El primero (Vod,82) es un modelo de un protocolo no-persistente y no ranurado. En el modelo se obtiene el caudal en función del tráfico ofertado mediante la modelación con un proceso regenerativo de tres estados ocioso, contienda y transmisión; modelo que también precisa de hipótesis adicionales respecto a la distribución del período de contienda.

La comparación de los resultados con modelos de sistemas no ranurados le permite afirmar que para CSMA/CD el comportamiento es prácticamente idéntico para las versiones ranuradas y no ranuradas en una región que denomina "operativa", definida como aquella en la que el caudal aumenta al aumentar el tráfico ofrecido al canal. Comentando sin embargo que la versión ranurada es ligeramente más estable que la no ranurada.

Para modelar el retardo plantea primero un mecanismo de control de retransmisión analizando el retardo mediante una cola en la que el tiempo de servicio incluye el tiempo de transmisión más el tiempo de resolución de los conflictos de colisión. El modelo es similar al empleado por

Kleinrock y Tobagi (KLT,75) en la evaluación de retardo para los modelos de población infinita de las distintas variantes de CSMA.

Por su parte Heyman (Hey,82) analiza como afectan al comportamiento de los protocolos CSMA y CSMA/CD la consideración de llegadas Poisson compuestas, junto con diversas consideraciones sobre tamaño de buffers. Basándose en un modelo no ranurado utiliza una cola M/D/1/K, es decir, con tiempo de servicio constante y limitación de k tramás a ser aceptados por la cola más el servidor simultáneamente. Los paquetes que llegan cuando la cola está llena son rechazados prescindiendo de ellos en el futuro. Ello se interpreta como la existencia de K estaciones de forma que cuando un paquete llega a una estación ocupado es rechazada, hipótesis por otra parte muy común en la mayoría de modelos de población finita, como ya comentamos en el apartado 1.3.1. Para modelar el comportamiento del protocolo no-persistente bajo distintos algoritmos de control de retransmisión, Medith y Chin Tau en (MeC,83) utilizan un modelo de población infinita. Los algoritmos de control modelados están todos ellos basados en políticas que asignan tasas de retransmisión inversamente proporcionales al número de contendientes, supuesto este número conocido por todas las estaciones. Los modelos planteados les permiten concluir que este tipo de políticas son suficientes para conseguir la estabilización del canal.

Recientemente Coyle y Bede Liu (CoL,85) han presentado un modelo matricial para el protocolo CSMA/CD no-persistente, basado en la utilización del concepto "Matrix-Geometric solutions" desarrollado por Neuts (Neu,80); concluyendo que este método se adapta a la descripción de este tipo de accesos. Los resultados obtenidos en este trabajo en forma matricial son similares a las expresiones en términos de transformadas del modelo de Lam (Lam,79) ya comentado.

En este capítulo se presenta un visión de los resultados más destacados en modelación de redes de comunicación con protocolo de acceso mediante el mecanismo denominado "paso de testigo". Este análisis se presenta en primer lugar bajo la perspectiva de los modelos de colas cíclicas que reflejan el comportamiento del mecanismo rotativo "round robin" de evolución del testigo para abordar posteriormente su adaptación a redes en anillo y los estudios más recientes de utilización de este mecanismo sobre topología bus.

2.1 INTRODUCCION

La idea básica del mecanismo de paso de testigo corresponde a un sistema en el que se asignan derechos de acceso de forma cíclica entre todos los participantes. El método de asignación puede ser mediante mecanismos de pregunta-respuesta, testigo, o reserva, pero los métodos de modelación no tienen habitualmente en cuenta el mecanismo concreto, sino el tiempo perdido por el mecanismo correspondiente.

El estudio de los sistemas con servicio cíclico requieren, en general, la realización de hipótesis y aproximaciones para que se presenten como tratables. Una de las hipótesis que se encuentra frecuentemente es la llamada "suposición de independencia". Esto significa que el proceso estocástico dentro de una cola concreta puede considerarse independiente de los procesos que ocurren en las restantes colas. Para ello es preciso que todos los fenómenos que puedan afectar a las colas entre si queden reflejados en la evaluación de la distribución del tiempo de ciclo, entendiendo por tiempo de ciclo al que transcurre entre dos solicitudes sucesivas de una misma cola.

Se analiza la red como una red de colas con servicio cíclico y servidor único. Los sistemas de cola cíclica y servidor único se analizan en función de las características particulares del servicio. En este sentido se diferencian las siguientes políticas de servicio:

Servicio Exhaustivo

El servidor al acceder a una cola, vacía ésta por completo, dando servicio a todas los mensajes que en ella se encuentran (RuM,83), (BuX,84).

Servicio no Exhaustivo

El servidor al acceder a una cola, da servicio a un número limitado de los mensajes que en ella se encuentran en el momento de llegada del servicio. Esta limitación es habitualmente de uno (HaO,72), (Kue,79), (Ser,85).

Por otra parte pueden diferenciarse dentro de la política del servicio exhaustiva dos tipos de servicio, los denominados con y sin compuerta (RuM,83). Los primeros corresponden a un servidor que transmite únicamente los mensajes encontrados en la cola en el momento de llegada de servicio, mientras que en los segundos se transmiten además los mensajes que van llegando durante el servicio. La denominación de con o sin compuerta refleja pues la existencia o no de barrera para los nuevos mensajes una vez iniciado el servicio.

2.2 ESTUDIOS DE COLAS CICLICAS

Los primeros estudios de colas cíclicas datan de los años 1960-70 y presentan generalmente sistemas en tiempo continuo con llegadas modeladas según un proceso Poisson. En (CoM,69), (Coo,70) se analiza el caso de colas simétricas y servicio no exhaustivo, aunque no se obtienen soluciones explícitas para la distribución de los tiempos de espera.

Chu, Konheim y Meister realizaron a principios de los setenta estos mismos análisis pero para el caso de sistemas en tiempo discreto y usuarios estadísticamente idénticos con el objeto de obtener la distribución del tiempo de espera en forma explícita (ChK,72), (KoM,74).

En (KoM,74) se analiza la problemática de comunicación entre una estación central colectora de datos de un conjunto de subestaciones que generan dichos datos. La estación central se comporta como servidor que vacía los almacenes de las colas de las subestaciones mediante un mecanismo de Polling del tipo exhaustivo sin compuerta. Entre solicitudes de subestaciones sucesivas existe un intervalo de tiempo (especificado por su distribución) denominado intervalo de réplica que permite modelar condiciones de direccionado, chequeo, reconocimiento, testigo, etc.

El sistema se describe mediante un vector de estado formado por las variables que especifican el número de elementos en la cola para cada una de las subestaciones, W_j , más una variable que caracteriza la disponibilidad del canal para una estación "i", U_j . La variable vale "i" si el canal está disponible para el usuario "i" en la ranura (j+1) y cero en caso contrario. El proceso definido mediante este vector no es Markoviano, pero un subproceso "imbedded" del

mismo si lo es.

Este es el formado por las variables mencionadas evaluadas en los instantes en los que el canal queda disponible para cada una de las subestaciones. Las observaciones realizadas al sistema en estos tiempos si son un proceso Markov.

Con las hipótesis de ley común para las llegadas, intervalo de réplica de longitud media finita y tasa total de llegadas inferior a uno; el sistema tiene distribución límite que puede ser calculada explícitamente. El modelo permite obtener la media del retardo y el tiempo de espera a partir de las medias y variancias de las distribuciones de los intervalos de réplica y número de llegadas al j -ésimo terminal en la ranura j .

El caso de servicio no exhaustivo en las colas presenta mayores dificultades matemáticas que los sistemas exhaustivos. El problema fue primeramente estudiado por Nair (Nai,76) y Eisenberg (Eis,79) para el caso de dos colas tipo M/G/1 con tiempo de conmutación entre servicios, en lo que Eisenberg denomina servicio alternante.

Basado en un estudio previo de Hashida y Ohara (HaO,72), Khuen presenta en el año 79 un estudio de un sistema cíclico con servicio no exhaustivo y almacenamiento infinito en las estaciones del que obtiene el tiempo medio de ciclo junto con un criterio de estabilidad. Define como sistema estable aquel que para tiempos de servicio positivos y tasas de llegada finitas presenta medias de longitud de cola limitadas. Este criterio determina la estabilidad de una de las colas bajo la hipótesis de las restantes estables (Kue,79).

El modelo considera dos tipos diferentes de ciclo, por una parte los que incluyen servicio de la estación en estudio y por otra los que no incluyen este servicio por estar la cola

vacía en el momento de llegada del servidor a la estación. Esta diferencia presenta resultados significativos en aquellos casos en que el número de estaciones es reducido y un servicio puede afectar significativamente a los valores del ciclo medio.

El análisis de retardos se realiza mediante una cola tipo M/G/1 utilizando una cadena Markov "imbedded" definiendo como puntos "imbedded" los de llegada de servicio a la estación en estudio. La distribución en los puntos de partida de cliente, puede obtenerse a partir de la distribución anterior teniendo en cuenta las llegadas a la cola durante el tiempo de servicio.

Recientemente Servi (Ser,85) ha presentado una ampliación del modelo de Khuen en el que analiza la capacidad de colas cíclicas en las que existe limitación del número de entradas que pueden ser servidas por ciclo. Servi considera además la posibilidad de que el servidor tenga que realizar tareas de mantenimiento en una cola de la que se realiza un servicio único por ciclo.

2.3 MODELOS DE ANILLO CON PASO DE TESTIGO

Los primeros estudios realizados de la utilización del mecanismo de paso de testigo para redes de comunicación fueron modelos para acceso en redes con topología de anillo en el nivel físico.

El anillo Newhall, que utiliza este mecanismo para gestionar el acceso (FaN,69) fue analizado por Kaye (Kay,72), utilizando un modelo de sistema de anillo con únicamente una palabra de almacenado. Kaye asume que una vez generada un mensaje por una estación, ésta permanece inactiva hasta que consigue deshacerse del mismo; solo entonces la estación queda activa para nuevas generaciones según un proceso Poisson, en una red simétrica con longitud de mensaje constante. Con ello obtiene fórmulas analíticas para el número de mensajes transmitidos en media por tiempo de ciclo y la probabilidad de bloqueo de la estación, así como el tiempo de acceso (desde cabecera de cola al instante en que se inicia su servicio).

En el mismo Symposium en el Polytechnic Institute of Brooklyn de Abril de 1972, Yuen junto con Newhall modelan el anillo de este nombre para una red con tráfico Poisson equilibrado, longitud constante de mensaje y estaciones sin capacidad de almacenamiento, obteniendo un modelo aproximado para condiciones de tráfico ligero (YBN,72).

En el año 1974 Robillard (Rob,74) analiza mediante un proceso Markov la red Newhall para los casos de almacenamiento con buffer único y múltiple en un sistema con estaciones idénticas y tasa de generación Poisson. En el caso de buffer único sus resultados son similares a los obtenidos por Kaye (Kay,72).

En 1977 Labetoulle (LMP,77) presenta un modelo similar en el que analiza el comportamiento de la red Mininet estudiando el funcionamiento de dos ordenadores frente a un conjunto de terminales. Ese mismo año, Carsten analizó la condición de estaciones asimétricas para el caso de almacenamiento infinito en un anillo con servicio exhaustivo y llegadas Poisson (Car,77).

En 1981 Bux realiza un análisis comparativo del comportamiento de diferentes accesos (Bux,81) en el que plantea un modelo de anillo con paso de testigo en el que utiliza el análisis de colas cíclicas de Konheim y Meister (KoM,74) para "polling" en el que compensa la característica discreta del modelo haciendo tender a cero el intervalo de ranura del modelo. Obtiene de esta manera y para llegadas Poisson la media del que denomina tiempo de transferencia (tiempo desde generación hasta recepción). El modelo se ajusta al comportamiento de un anillo con paso de testigo adecuando la distribución del tiempo de servicio del modelo.

Para ello contempla distintos procedimientos de emisión de testigo considerando sistemas de testigo único (bajo condiciones de operación con "paquete único" o "testigo único") y testigo múltiple.

2.4 MODELOS DE BUS CON PASO DE TESTIGO

En la reunión de Diciembre de 1980 del Proyecto IEEE 802 de normalización de Redes Locales, se expresó un interés especial por la evaluación de características de tráfico y prestaciones de las redes objeto de normalización. Como consecuencia de ello se realizó una reunión en Abril de 1981 entre las secciones interesadas en el tema de "evaluación de tráfico de los métodos de acceso al medio" propuestos en la normativa 802.

Como resultado de estas reuniones en 1982 se publicó un borrador de trabajo (Iee,82) presentado por E. Arthurs y B.W.Stuck de la Bell Laboratories; W.Bux de IBM Zurich Research Laboratory; R.Rosenthal del NBS; M.Marathe y W.Hawe de Digital Equipment Corporation; T.Phinney de Concord Data Systems y V.Tarassov de ATT en el que entre otros se analiza el protocolo de paso de testigo.

Este trabajo presenta un análisis del protocolo en distintos niveles de complejidad. Se inicia el estudio por los casos límite. Un primer caso en el que cada estación tiene un paquete para transmitir, lo que puede considerarse equivalente a condiciones de tráfico intenso, teniendo en cuenta dos situaciones; con y sin pérdida de tiempo por conmutación entre estaciones. Un segundo caso, también de tráfico intenso, en el que las estaciones pueden estar ocupadas o desocupadas pero el sistema está siempre ocupado y con pérdida de tiempo en la conmutación entre estaciones de forma que este tiempo más el dedicado a transmisión de paquetes debe sumar la unidad; y un tercer caso en el que se analizan las asíntotas de la media de caudal efectivo y retardo con fuente de llegadas finita.

En un segundo nivel se preocupan por los valores medios del retardo de transmisión. En este caso se analizan dos

situaciones diferentes, una con fuente finita y otra con fuente infinita.

En el primer caso se consideran N estaciones idénticas en las que los tiempos de desocupación forman una secuencia de variables aleatorias idénticas e independientes con distribución exponencial, longitud de paquete con distribución de tipo general y en la que el tiempo de conmutación entre estaciones es también una variable aleatoria. Esta variable en la práctica puede modelarse como una constante más un término proporcional al número de estaciones. En el segundo caso las llegadas son Poisson y el servidor realiza el servicio de S paquetes antes de proceder con una nueva estación. El tiempo de desocupación es una variable aleatoria y la secuencia de tiempos intervisitas son variables aleatorias independientes e idénticas. El modelo permite estudiar las fluctuaciones en la distribución del tiempo de ciclo, pero no la correlación entre los distintos ciclos debidas a puntas de trabajo en una cola particular. El método de análisis se basa en estudios de fluctuaciones de sumas de variables aleatorias y se concreta para servicios de uno, dos paquetes y servicio exhaustivo.

Finalmente utilizan el modelo de Konheim y Meister (KoM,74) para obtener el modelo de un sistema con servicio exhaustivo en las colas.

Mediante estos modelos se pretende analizar por una parte el caso de tráfico simétrico, tanto para sistemas exhaustivos como no exhaustivos, y el caso no simétrico, es decir, no balanceado de forma que una estación muy cargada puede fácilmente capturar el medio de comunicación. Un modo de evitar estos fenómenos de captura es permitir un número máximo de transmisiones por ciclo a lo que se denomina "control de sobrecarga", de forma que en caso de baja carga todos los paquetes puedan ser transmitidos por las

estaciones, mientras que con carga elevada entre en función el número máximo de transmisiones por ciclo evitando así los procesos de captura.

Uno de los miembros de este subcomite W.Bux publica en el año 84 (Bux,84) un estudio de prestaciones de los tres métodos de acceso normalizados por el IEEE 802, Token ring, token bus y CSMA/CD. En este estudio utiliza el modelo de colas cíclicas (KoM,74) para analizar el caso del acceso mediante testigo tanto para bus como para anillo, con ello completa el estudio comparativo que, como ya mencionamos, publicó en el año 81. El estudio de anillo ya lo comentamos en el apartado anterior y para el bus considera que el tiempo máximo de retención de testigo (maximun token holding time) es suficientemente grande como para que las estaciones puedan siempre vaciar completamente sus colas en cada llegada de servicio. Esta es una hipótesis imprescindible ya que utiliza un modelo de servicio exhaustivo. Con ello estudia el comportamiento con tres tipos de tráfico: Totalmente simétrico, asimétrico con el cuarenta por ciento del tráfico generado por solo dos estaciones y el sesenta por ciento restante repartido uniformemente entre las restantes estaciones, y finalmente asimétrico con el ochenta por ciento del tráfico generado por una única estación.

En este estudio concluye que al aumentar la asimetría del tráfico el retardo medio decrece ligeramente debido a que el tiempo perdido en la conmutación del servicio por paquete transmitido es menor. Finalmente afirma que este resultado se invierte en el caso de que el tiempo máximo de retención de testigo no sea suficientemente largo.

Por otra parte en 1983 Rubin y Moares (RuM,83) publican un análisis de retardos para métodos de Polling y acceso por paso de testigo bajo las características de acceso exhaustivo con y sin compuerta. Para el caso de tráfico

simétrico obtienen expresiones analíticas explícitas, mientras que para el caso asimétrico los resultados requieren la resolución de un conjunto de $M+3$ ecuaciones lineales, siendo M el número de estaciones de la red.

Comparando ambas políticas concluye que el sistema sin compuerta se comporta siempre mejor que el sistema con compuerta en cuanto se refiere al tiempo de espera. La comparación de estos resultados con los de Konheim y Meister le permiten afirmar que estos últimos corresponden a una estimación optimista del tiempo de espera cuando la variable que representa el número de llegadas en una ranura tiene una variancia considerable.

En cuanto al comportamiento simétrico y asimétrico concluye que para el sistema con compuerta el tiempo de espera menor se presenta para las condiciones de tráfico simétrico mientras que en el caso sin compuerta el comportamiento se invierte, resultado coincidente con el presentado por Bux en el 84.

El modelo se basa en la descripción del sistema mediante una cadena Markov de cuatro variables: Tiempo durante el cual el canal está disponible para el terminal i ; tiempo de conmutación de la estación i a la $i+1$; número de mensajes que llegan al terminal i durante la k ésima ranura y finalmente el número de paquetes de j ésimo mensaje que llegan al terminal i ; todas ellas evaluadas en el n ésimo ciclo.

En el año 1982 (CDH,83) se formó a nivel Europeo un grupo de trabajo destinado a la evaluación de prestaciones de Redes de Area Local denominado COST 11. Este grupo publicó en el año 1984 (NiD,84) los trabajos realizados en el tema de evaluación de prestaciones en redes de acceso múltiple sobre topología bus para dos tipos de acceso con esquema de prioridades: CSMA/CD tipificado por la red Twentynet

(NiV,84) y "paso de testigo" tipificado por el acceso de la Norma IEEE 802.4 (AnI,85c).

La evaluación se basó en modelos de simulación complementados con modelos analíticos. En el caso de paso de testigo estos resultados analíticos conducen a acotaciones del tiempo de ciclo y caudales máximos en función del nivel de prioridad.

Como hemos visto en este apartado, los modelos de paso de testigo se fundamentan casi en su totalidad en modelos de colas con servicio exhaustivo. Ello impide la evaluación de la acotabilidad de retardos. Por ello se consideró interesante basar la evaluación en el modelo de Kuehn para servicio no exhaustivo, pudiendo analizar de esta forma el comportamiento del mecanismo de acceso en el caso de tiempo limitado de retención de testigo.

Por otra parte la utilización de la hipótesis de independencia hacía suponer que los resultados, así obtenidos, presentaban valores inferiores a los reales, tema que se propuso analizar.

Ello ha conducido a modelos cuyo planteamiento y resolución se presentan en el capítulo 4.

CAPITULO 3

ANALISIS DE LA PERSISTENCIA EN ACCESO MULTIPLE ALEATORIO

3.1 INTRODUCCION

Este capítulo se dedica al estudio del concepto de persistencia propuesto por Kleinrock (KLT,75) en protocolos de acceso múltiple aleatorio.

Para lo cual se proponen modelos analíticos y de simulación que permiten obtener las características Caudal-Retardo de forma explícita, en condiciones estacionarias, del protocolo de acceso aleatorio CSMA con y sin detección de colisión y algoritmo de control de retransmisiones adaptativo, incorporando la modelación de distintos tipos de algoritmo en función del concepto de persistencia.

Los modelos existentes de los distintos conceptos de persistencia para el protocolo con detección de colisión presentan esquemas de modelación particulares en función de la persistencia del acceso, lo cual no permite una evaluación conjunta de todas las posibilidades del protocolo básico CSMA/CD.

En este capítulo se proponen, a partir de un modelo básico, utilizando una metodología análoga a la propuesta por Lam para 1-persistencia (Lam,80), modelos analíticos que nos permiten obtener, de forma explícita, las características Caudal-Retardo en estado estacionario.

En los párrafos que siguen nos referiremos al planteamiento general del sistema a modelar, siendo este planteamiento válido, no solo para el protocolo CSMA/CD, que se analiza en este capítulo, sino también para el protocolo de Paso de Testigo que se estudia en el capítulo que sigue.

El planteamiento de estos modelos se basa en considerar el comportamiento de las estaciones de la red estructurado en

niveles, bajo el esquema de la Normativa OSI (ISO,79) de Interconexión de Sistemas Abiertos, subdividiendo además el nivel de Enlace, nivel dos OSI, en los dos subniveles, establecidos por la Normativa IEEE 802 (Iee,83) de Redes de Area Local, denominados LLC (Logical Link Control) y MAC (Medium Acces Control). Según este planteamiento que queda reflejado en la Figura 3.1 nos ocuparemos de modelar la red a nivel MAC, es decir, a nivel de acceso al medio.

Este MAC distribuido entre las estaciones es contemplado como un sistema al que llegan tramas, tramas que permanecen un cierto tiempo en el sistema y finalmente lo abandonan cuando son transmitidas con éxito. Dado que la modelación no se ve afectada por el troceado de la información en mensajes o paquetes si no, por el tamaño del conjunto de datos incluidos en un mismo bloque de información, de aquí en adelante prescindiremos de la denominación paquete o mensaje, para referirnos a este bloque básico de troceado con el nombre de "trama".

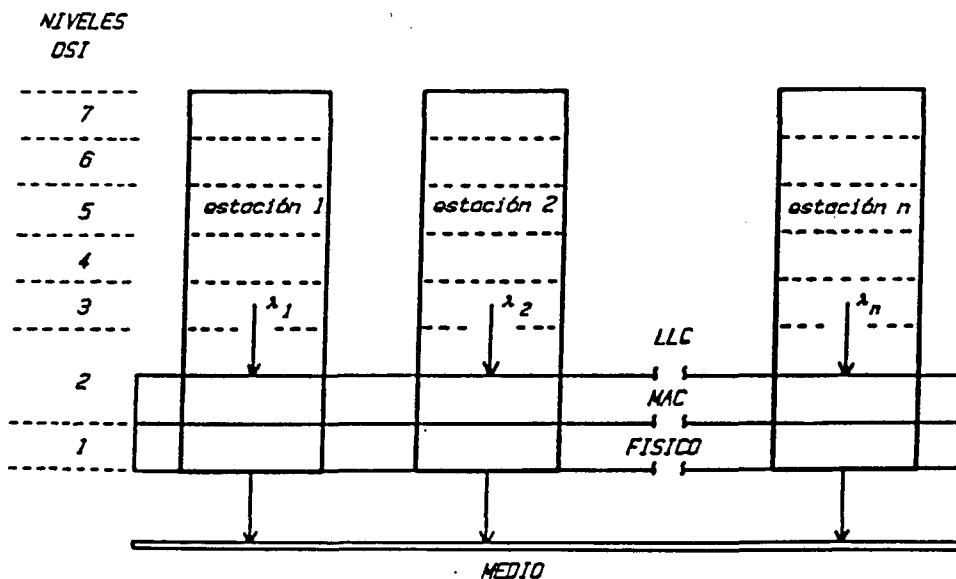


Figura 3.1 Modelo de Red Local a nivel de acceso al medio, MAC, (ISO,79), (AnI,85a).

A partir de esta estructura general a tener en cuenta en la modelación de redes locales de acceso múltiple, a nivel de acceso, iniciamos la modelación, en este capítulo, por el protocolo de acceso CSMA/CD, dejando la modelación del mecanismo de paso de testigo para el capítulo siguiente.

A continuación de esta introducción, el apartado 3.2 está destinado a la descripción del protocolo de acceso CSMA/CD en lo que respecta, no solo al comportamiento del autómata de acceso, sino también, a las características del medio físico que afectan al funcionamiento del acceso y las políticas de control de las retransmisiones.

En el apartado 3.3 se plantea el modelo analítico básico, partiendo de una cadena Markov de tipo "imbedded", modelo que se adapta posteriormente en el mismo apartado a las variantes de p-persistencia y no-persistencia, concluyendo con las características Caudal-Retardo junto con la evaluación comparativa en función de la persistencia, donde se incluye la 1-persistencia modelada por Lam (Lam,80), posible gracias a la igualdad del modelo analítico básico. El estudio de la incidencia de la duración de la colisión en las características, es realizable gracias a la posibilidad de variación de este parámetro en los modelos analíticos propuestos, variación que además permite su utilización en accesos sin detección de colisión.

Los modelos de simulación se presentan, junto con sus resultados, frente a los analíticos obtenidos en el apartado precedente, en el apartado 3.4, junto con una propuesta de adaptación de las características a accesos no ranurados, propuesta que se contrasta con modelos de simulación en los que las estaciones transmiten en forma asíncrona; dejando para el 3.5 la validación de resultados.

Finalmente el apartado 3.6 reúne las aportaciones y conclusiones obtenidas a lo largo de este capítulo.

3.2 PROTOCOLO DE ACCESO CSMA/CD

En este apartado se describen las características a modelar del protocolo de acceso CSMA/CD, bajo tres aspectos. Por una parte el comportamiento concreto del mecanismo de acceso básico CSMA/CD; por otra los parámetros del medio físico que afectan al comportamiento del acceso y, finalmente, plantear las consideraciones a tener en cuenta respecto a las políticas de control de retransmisión modelables.

3.2.1 Descripción del protocolo de acceso CSMA/CD

En este apartado se realiza la descripción del comportamiento de una estación que se rija según el protocolo de acceso CSMA/CD (Carrier Sense Multiple Acces with Collision Detection), acceso múltiple con escucha de canal y detección de colisión.

El protocolo de acceso CSMA/CD es un protocolo de acceso múltiple de tipo aleatorio (Sta,84b). En estos protocolos no existe un árbitro, ya sea centralizado o distribuido, que organice los instantes de inicio de transmisión de cada una de las estaciones. Estas inician su transmisión cuando tienen una trama para transmitir, en lo que denominaremos estación "dispuesta".

El mecanismo de escucha de canal permite tomar la decisión de transmisión en función del estado del bus. El bus puede encontrarse en dos posibles estados, ocupado o libre.

Bus ocupado es aquel en el que existe situación de transmisión. Bus libre es aquel en el que no hay presencia de transmisión.

Esta transmisión puede finalizar con éxito cuando la trama transmitida por una estación no es violada por la transmisión de otra estación "dispuesta", o bien puede perderse por la colisión de dos tramas que inician su transmisión con un retardo inferior al retardo de propagación de la señal entre las dos estaciones que colisionan.

El mecanismo de detección de colisión permite a la estación, o estaciones, que se han visto involucradas en la colisión percatarse de la pérdida de la trama además de retirarse del bus para reducir de esta forma el tiempo de ocupación inútil.

Una estación que tiene una trama para retransmitir, a la que denominaremos "trama rechazada" "backlog", refiriéndonos a este término tanto si el rechazo se debe a colisión como a llegada con bus ocupado; debe intentar su retransmisión en el futuro en un instante escogido de forma aleatoria para evitar que una elección determinista genere colisiones sucesivas.

Cada estación participante en la colisión refuerza ésta mediante una interferencia de duración fija denominada refuerzo de colisión "jam" (MeB,76), (DIX,80), (AnI,85b), ejecutando a continuación un algoritmo de control para seleccionar el instante en que intentará la retransmisión de la trama, pasando la estación a condición de "dispuesta".

El autómata que rige el comportamiento de una estación dispuesta presenta distintas variantes en función del concepto denominado por Kleinrock persistencia del acceso (KLT,75). Los algoritmos persistentes son aquellos en los que la estación permanece a la espera de bus libre cuando intenta acceder y se encuentra el bus ocupado. Los algoritmos no persistentes, en cambio, consideran la

situación de ocupación del bus como indicador de congestión del acceso, ejecutando en esta situación el algoritmo de control de retransmisión propio de los sucesos de colisión.

En esta tesis se modelan los algoritmos no-persistentes y p-persistentes con p adaptativa según la carga del bus; para los cuales se dará una descripción de funcionamiento en el instante de concretar las características del modelo en el apartado 3.3.

En el apartado que sigue se analizan los parámetros de nivel físico que afectan al funcionamiento del acceso y por tanto intervienen en el modelo.

3.2.2 Características de nivel físico

En este apartado se analizan los parámetros fundamentales de nivel físico que afectan al funcionamiento de los protocolos de acceso de tipo aleatorio, así como la estructuración en ranuras que se ha utilizado en los modelos de CSMA/CD que se exponen en el apartado 3.3.

En una red con topología bus las estaciones tienen conexión física directa, una con todas, por medio de una línea única (cable coaxial, par trenzado, fibra óptica) a la que acceden cuando precisan realizar una transmisión en lo que se denomina una conexión "broadcast" (Cot,79).

Las características de la línea que afectan al funcionamiento del acceso son, la longitud (L) y la velocidad de propagación de la señal por el cable (v). El parámetro que tiene en cuenta ambas características es el denominado retardo de propagación de la señal de extremo a

extremo del cable al que llamaremos (τ).

Tau es el tiempo que tarda una señal en recorrer la distancia que separa los puntos extremos de la línea y por tanto, $\tau=L/v$. Su importancia como parámetro de los modelos de acceso aleatorio radica en el hecho de que en el acceso aleatorio la ventana de colisión, es decir, el tiempo durante el cual una trama es vulnerable, se aproxima mediante el parámetro tau.

Por otra parte, el acceso aleatorio exige un tiempo mínimo de bus libre entre transmisiones consecutivas, tiempo que se denomina tiempo entre tramas "interframe". Este tiempo es necesario para asegurar igual probabilidad de éxito en el acceso a todas las estaciones de la red y se modela aproximándolo también mediante el parámetro tau.

Para realizar el análisis discretizaremos el tiempo en ranuras "slots" de anchura T igual a la ventana de colisión, es decir, el retardo de propagación entre estaciones extremas, tau.

El doble de este valor (2τ) es además el tamaño mínimo de trama que puede ser transmitido. Esta restricción es debida a que es necesario asegurar que la colisión, en el peor caso, extremos del bus, sea detectada por las estaciones involucradas antes de la finalización de la trama. En la Figura 3.2 se ha representado la evolución de una colisión para dos casos, uno con longitud de trama (l_t) superior al tamaño mínimo, caso i), y un segundo caso con longitud de trama inferior al tamaño mínimo y por tanto en el que no se detecta colisión, caso ii).

En el eje "x" se representa la distancia que separa a las dos estaciones extremas del bus, A y B, que se ven involucradas en la colisión; en el eje "y" se representa la evolución temporal de las señales que tardan en

propagarse de A a B un tiempo τ . Las zonas rayadas representan la transmisión del denominado "jam" o refuerzo de colisión de duración " rc ".

En el caso i) la estación A detecta su colisión con B dos retardos de propagación después de haber iniciado la transmisión (peor caso). La longitud de la trama es superior a este valor y por tanto se identifica esta colisión con la trama que se está transmitiendo; A inicia la ejecución del refuerzo de colisión y el bus estará de nuevo libre después de un tiempo 2τ para la estación A y un retardo de propagación más tarde para la estación B.

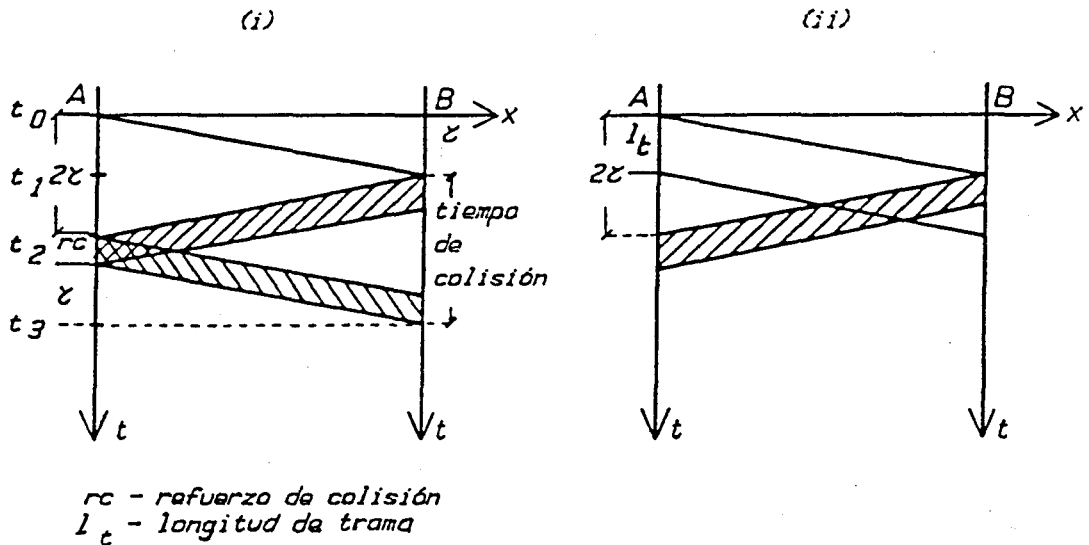


Figura 3.2 Tamaño mínimo de trama para la detección de colisión

En el caso ii) la longitud de la trama es inferior a 2τ y la colisión no es detectada. La estación A, esta vez, verá un refuerzo de colisión que no identificará con colisión propia porque ya no está transmitiendo.

En resumen los modelos presentados para CSMA/CD están fuertemente ligados al parámetro denominado retardo de propagación, parámetro que representa las condiciones físicas de la red. La ranuración del modelo en ranuras de duración τ es una condición que puede darse en el sistema

real si el funcionamiento de la red es síncrono o puede considerarse como una simplificación para facilitar el modelo en caso de que analicemos una red no síncrona.

A continuación, y para finalizar este apartado, consideraremos la incidencia de las políticas de control de retransmisión en los modelos de acceso aleatorio.

3.2.3 Políticas de control de retransmisión

En los mecanismos de acceso con contienda, es preciso resolver los conflictos de colisión mediante mecanismos adicionales al autómata básico de acceso, estos mecanismos se denominan políticas de control de retransmisión.

Por política de control de retransmisión entendemos, pues, aquellos mecanismos que permiten a una estación que tiene una trama rechazada determinar el instante en que queda dispuesta para el nuevo intento de transmisión.

Una política de control habitualmente empleada en la modelación de redes de tipo CSMA es la condición de probabilidad de retransmisión constante en cada ranura (ToH,79), (ShH,82), (Vod,82).

Las estaciones trabajan con una probabilidad de retransmisión constante ajustada a las condiciones medias de tráfico de la red. La no adaptabilidad de este parámetro con la carga, hace trabajar a la red lejos del punto óptimo en condiciones de tráfico ligero, así como, en condiciones de tráfico intenso, con degradación de caudal efectivo y sin garantía de estabilidad (ToK,77).

Resulta por tanto interesante contemplar la posibilidad de implementar algoritmos adaptativos en función de las condiciones de trabajo de la red. Un algoritmo de este tipo es, por ejemplo, el algoritmo de control utilizado en la red Ethernet (MeB,76). Metcalfe basa su política de retransmisión en el número de colisiones sucesivas de una misma trama, considerando este parámetro como una buena estimación del grado de congestión de la red.

Este algoritmo denominado "truncated binary exponential backoff" duplica la media del intervalo de retransmisión con cada nueva colisión, la Normativa IEEE 802.3 (AnI,85b) lo describe formalmente como sigue:

"El retardo de retransmisión es un múltiplo entero del tiempo de ranura. El número de ranuras de retardo después del enésimo intento de retransmisión se escoge como una variable aleatoria "r" distribuida uniformemente en el rango $0 \leq r \leq 2^{*k}$, en donde k es el mínimo de (n,10)."

El diseño del algoritmo usado para generar esta variable "r" debe ocuparse de que exista una correlación mínima entre distintas estaciones.

La limitación del retardo a partir de 10 colisiones seguidas, junto con el reinicio a retardo cero posterior a 16 colisiones seguidas, pretenden asegurar un funcionamiento mínimo en casos de gran congestión.

Bajo la suposición de conocimiento por parte de la estación del número de estaciones que compiten por el bus, pueden plantearse políticas de control basadas en la asignación de tasas de retransmisión con proporcionalidad inversa al número de contendientes. Estas políticas adaptativas consiguen el funcionamiento estable de la red (MeC,83) y las denominaremos por simplicidad políticas del tipo " α/nc ", donde α es el coeficiente de proporcionalidad y

"nc" es el número de contendientes. En los modelos de simulación realizados en esta tesis, se ha utilizado este tipo de política, considerando que era la que más se adaptaba a las condiciones exigidas por los modelos analíticos al algoritmo de control.

Partiendo de las consideraciones realizadas sobre el mecanismo de acceso, los parámetros de nivel físico que afectan al funcionamiento de este acceso y la política de control seleccionada, en el apartado que sigue plantearemos un modelo de colas que nos permitirá la obtención de las características Caudal-Retardo en estado estacionario de las dos variantes de acceso, p-persistente y no-persistente.

3.3 MODELOS ANALITICOS

En este apartado se proponen y resuelven los modelos analíticos explícitos de las variantes p-persistente y no-persistente del protocolo de acceso CSMA/CD, ampliando los resultados de Lam (Lam,80) de 1-persistencia que permitirán en el apartado 3.3.6 realizar un análisis conjunto del concepto de persistencia.

El apartado se inicia con una propuesta de modelo general basado en una cola M/G/1 cuyo comportamiento se describe mediante una cadena Markov de tipo "imbedded". La resolución del modelo conduce a la evaluación, a través de su transformada z , de la variable, que describe el comportamiento de la cadena, definida como el número de estaciones dispuestas. Con este resultado podemos finalmente obtener las características Caudal-Retardo utilizando la relación de Little (Lit,61).

La exposición se inicia por el planteamiento general de la cadena Markov, planteamiento que se adaptará en su resolución en función de la persistencia del acceso. Este apartado finaliza con la presentación de las características Caudal-Retardo.

3.3.1 Modelo general

En este apartado nos ocupamos del planteamiento de un modelo base, sin particularización de la persistencia, para lo cual especificaremos la nomenclatura empleada, el proceso de llegadas, el servicio y las políticas de control de retransmisión.

Analizaremos el sistema como una cola de servidor único. Esta cola es la formada por las estaciones dispuestas, tanto si su trama es nueva como si es una trama rechazada.

Las estaciones tienen una única unidad de almacenamiento. La cola de estaciones es, por tanto, equivalente a la cola de tramas pendientes de transmisión.

La evolución temporal de la cola para el caso particular de dos llegadas de trama T_{n+1} y T_{n+2} durante el período de servicio de la trama T_n se refleja en la Figura 3.3. Finalizado el tiempo de transmisión de la trama T_n , reflejado en la figura por el término x_n , las tramas que esperan intentan el acceso provocando colisiones que se reflejan en el intervalo denominado c_{n+2} . La razón de esta denominación es que finalmente es la trama T_{n+2} quien consigue acceder al servicio y deja el sistema después de su intervalo de transmisión x_{n+2} . El tiempo de servicio de una trama dependerá, por tanto, de los tiempos de transmisión y los tiempos determinados por los sucesos de colisión. El que el servicio no sea FIFO, tal y como se observa en el ejemplo propuesto, afecta a la variancia del número de tramas encoladas, pero no al valor medio (Kle,75).

Debido al comportamiento puntual de las demandas de tráfico de datos, consideraremos que el conjunto de demandas de las estaciones de la red puede modelarse mediante una fuente Poisson infinita, hipótesis habitualmente empleada en la modelación de tráfico de entrada en redes de datos, tal y como comentamos en el Capítulo 1.

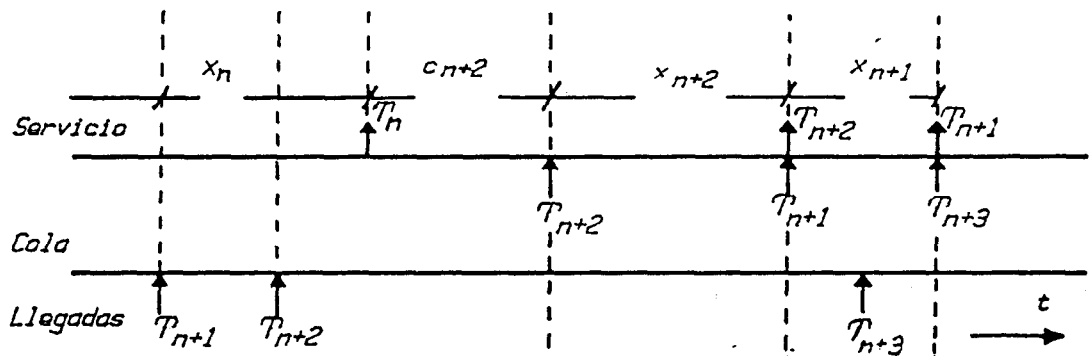


Figura 3.3 Ejemplo de evolución temporal de la cola que modela la red.

Nos encontramos pues con una cola de servidor único, el bus, con entradas Poisson y tiempos de servicio con distribución general debido a los períodos de contienda, es decir, una cola M/G/1 (Kle,75).

Para su resolución describiremos el comportamiento de la cola mediante una cadena Markov "imbedded" donde la ranura "imbedded" es la primera de bus libre posterior a la finalización de cada transmisión con éxito (Kle,75).

Utilizaremos para especificar el estado de la cadena Markov la variable " q_n " definida como el número de tramas rechazadas en el sistema al finalizar la n ésima transmisión.

Finalmente, denominaremos " t_{n+1} " al tiempo de servicio de la trama T_{n+1} ; t_{n+1} será por tanto el intervalo comprendido entre q_n y q_{n+1} .

Distinguiremos, en función del estado q_n y la situación del bus, tres tipos de intervalos o períodos diferentes, a los que nos referimos, siguiendo la nomenclatura de otros autores "idle", "sucess", "contention" (MeB,76), (ToK,77)

con los nombres de "ocio", "éxito" y "contienda".

Período de "ocio":

Condición de bus libre en la que no existe ninguna trama pendiente de transmisión después de la última transmisión con éxito.

Período de "éxito":

Condición de bus ocupado en la que hay en curso una transmisión debida a una única estación y que por tanto finalizará con éxito.

Período de "contienda":

Condición de bus ocupado o libre en la que existe alguna trama pendiente de transmisión después de la última transmisión con éxito.

Supondremos además la existencia de un algoritmo de control adaptativo que nos asegure la estabilidad del acceso en régimen estacionario y que determine una distribución de períodos de contienda independiente del número de estaciones que compiten por el bus. Ello equivale a suponer que el algoritmo de control permite trabajar con caudal efectivo constante durante los períodos de contienda, es decir, con oferta de tráfico independiente del número de contendientes.

Finalmente, supondremos que el algoritmo de control determina retardos de retransmisión suficientemente reducidos como para asegurar que las estaciones con tramas rechazadas, en el intervalo de contienda c_{n+1} , estén dispuestas antes de la transición al estado q_{n+1} . De esta forma, tramas rechazadas y estaciones dispuestas son términos equivalentes en los puntos de transición de la

cadena. En la Figura 3.4 se ilustran estos conceptos representando el estado del bus durante la transición entre estos dos estados, q_n y q_{n+1} . El período de ocio, caso de existir, finaliza en la ranura inmediata a la llegada de alguna trama. El período de contienda, caso de existir, finaliza en la ranura inmediata a la llegada de una única trama en una ranura en situación de bus libre. El período de éxito, período que debe existir para que se produzca la transición entre estados, finaliza una ranura después de que se produzca la condición de bus libre posterior a la transmisión con éxito.

Esta ranura adicional modela el tiempo de bus libre entre tramas "interframe" necesario para asegurar idéntica probabilidad de acceso para todas las estaciones de la red, ya comentada en el apartado 3.2.1.

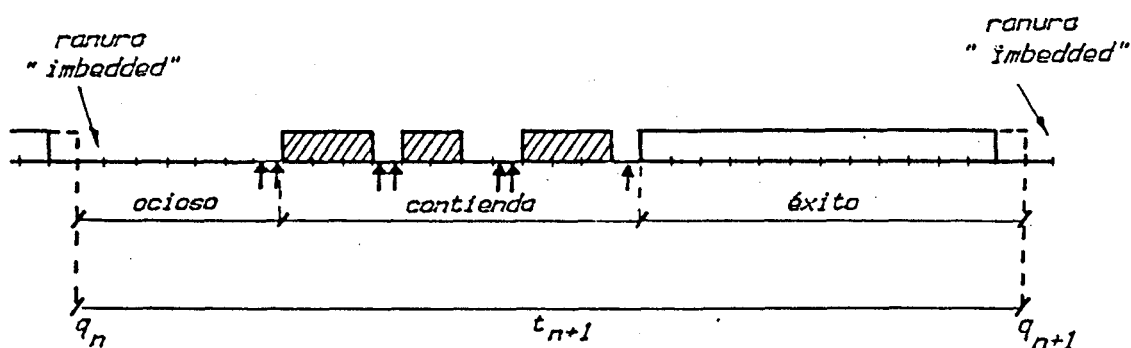


Figura 3.4 Períodos de ocio, éxito y contienda.

En el párrafo que sigue se especifica la nomenclatura que se empleará en el planteamiento matemático del modelo, así como, el desarrollo de este modelo en los aspectos generales de aplicación a las tres variantes del protocolo.

3.3.2 Planteamiento

A partir de este punto, se aborda la resolución de la cadena Markov propuesta para describir el comportamiento del sistema. Esta resolución nos permitirá obtener la distribución límite del número de estaciones dispuestas en la forma de la transformada z de la variable q_n cuando el sistema haya evolucionado hasta encontrarse en condiciones estacionarias $Q(z)$.

Para ello, nos ocuparemos primeramente de la definición de los términos que intervienen en la evolución de la cadena.

A partir de aquí llamaremos:

v_{n+1} número de llegadas durante el período de éxito en la transmisión de la trama T_{n+1} .

u_{n+1} número de llegadas durante el período de contienda en la transmisión de la trama T_{n+1} .

i_{n+1} número de llegadas durante la última ranura del período de ocio en la transmisión de la trama T_{n+1} .

La ecuación que rige el comportamiento de la cadena propuesta viene determinada por la variación de la variable de estado q_n en función del número de llegadas y salidas del sistema entre los puntos "imbedded".

$$q_{n+1} = q_n + i_{n+1} + u_{n+1} + v_{n+1} - 1 \quad (C3.1)$$

La Figura 3.5 representa las variables discretas i_{n+1} , u_{n+1} y v_{n+1} , en función del tipo de período. En ella puede observarse que la variable i_{n+1} representa el número de llegadas en una ranura condicionado a la finalización del período de ocio, es decir, a la llegada de alguna trama.

La variable v_{n+1} es independiente del estado del sistema debido a la independencia de la duración de la transmisión x_{n+1} con q_n . No lo son en cambio las variables i_{n+1} y u_{n+1} . Esta dependencia tiene distintas características según la persistencia del acceso y se especificarán en el momento de resolución de los modelos, en los apartados 3.3.3 y 3.3.4.

Estas llegadas estarán determinadas por las distribuciones de longitud de estos períodos y la distribución Poisson de llegadas de tasa λ llegadas/s.

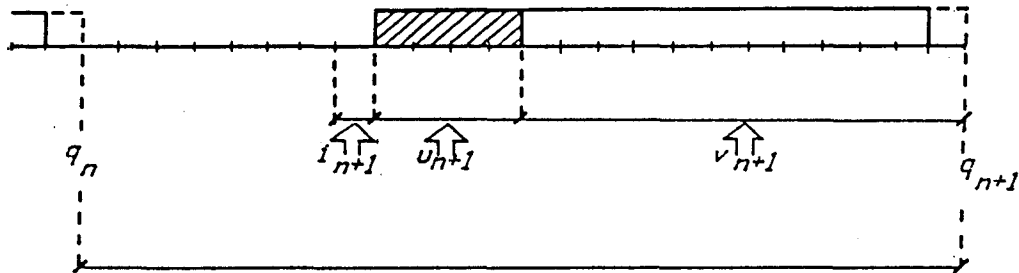


Figura 3.5 Variables i_{n+1} , u_{n+1} y v_{n+1} que representan el número de llegadas durante los períodos de ocio, contienda y éxito respectivamente.

Para aquellos valores de λ que cumplan la condición de ergodicidad (Fel,66):

$$P(\text{sistema ocupado}) < 1 \tag{C3.2}$$

la cola es estable y, por tanto, existe y es única la

distribución de probabilidad límite de la variable q_n , especificada por su función de masa "probability mass function" en la forma:

$$q_k = \lim_{n \rightarrow \infty} \Pr(q_n = k), \quad k = 0, 1, 2, \dots \quad (C3.3)$$

Dado que es una cadena Markov "imbedded" esta distribución no sólo es válida para los puntos regenerativos sino para cualquier observador aleatorio del sistema (Kle,75).

La existencia de esta distribución de probabilidad límite nos permite obtener la transformada z de la variable q_n en condiciones estacionarias, $Q(z)$, partiendo de la ecuación 3.1 y particularizando las dependencias de las variables u_{n+1} e i_{n+1} con la variable de estado q_n para el protocolo en función de la persistencia del acceso.

A continuación se realiza este desarrollo para la variante p -persistente.

3.3.3 Protocolo CSMA/CD p -persistente

En este apartado se particularizan las características especiales concernientes a esta variante del protocolo CSMA/CD. El concepto de p -persistencia se reflejará en las relaciones de dependencia de los períodos de ocio y contienda con la variable q_n , número de estaciones dispuestas, así como en las características específicas de la distribución del período de contienda.

El acceso que se plantea en este capítulo es el protocolo p -persistente de Tobagi y Kleinroch (KlT,75), diferenciado únicamente en la existencia de un algoritmo de control que adapta el valor de p (probabilidad de transmisión) en

función de la carga del bus.

En el protocolo de acceso p-persistente las estaciones se comportan de la siguiente forma:

Cuando una estación tiene una trama para transmitir, actúa de distinta forma en función de los dos posibles estados del bus, ocupado o libre. Las acciones correspondientes a cada una de estos dos estados son las siguientes:

a) Si el bus está libre, la estación transmite con probabilidad p y retarda la transmisión una ranura con probabilidad $(1-p)$. En la siguiente ranura repite la operación.

b) Si el bus está ocupado, la estación espera a que quede libre y entonces actúa como en a).

Si la transmisión iniciada finaliza en colisión, la estación deja de transmitir y realiza la retransmisión según lo especificado en los dos párrafos anteriores.

A continuación y basado en la descripción del acceso realizada en los párrafos precedentes obtendremos la transformada z de la función de distribución límite de la variable de estado q_n , a la que hemos denominado $Q(z)$ en el apartado 3.3.2.

Recordamos que, tal y como planteamos en el apartado 3.3.2, existe una solución única para la distribución de probabilidades de longitud de la cola de la que a continuación obtenemos su transformada z , para la transmisión T_n , $Q_n(z)$:

$$Q_n(z) = \sum_{k=0}^{\infty} P(q_n=k) z^k = E(z^{q_n}) \quad (C3.4)$$

Para ello partimos de la ecuación que rige el comportamiento del sistema:

$$q_{n+1} = q_n + v_{n+1} + i_{n+1}(q_n) + u_{n+1}(q_n) - 1 \quad (C3.5)$$

Utilizando ambos lados de la ecuación como exponente de z y aplicando el operador esperanza matemática, obtendremos la relación que sigue:

$$E(z^{q_{n+1}}) = E(z^{q_n + i_{n+1}(q_n) + v_{n+1} + u_{n+1}(q_n) - 1}) \quad (C3.6)$$

Esta relación conducirá, utilizando la independencia de v_{n+1} de q_n a la relación:

$$Q_{n+1}(z) = E(z^{q_n + i_{n+1}(q_n) + u_{n+1}(q_n)}) E(z^{v_{n+1}})^{-1} \quad (C3.7)$$

Para resolver el término A que expresamos a continuación:

$$A = E(z^{q_n + i_{n+1}(q_n) + u_{n+1}(q_n)}) \quad (C3.8)$$

precisamos conocer las relaciones de dependencia $i_{n+1}(q_n)$ y $u_{n+1}(q_n)$. Estas relaciones se resumen en la Tabla 3.1 y su justificación se presenta a continuación.

La variable i_{n+1} , número de llegadas en la última ranura del período de ocio, vendrá determinada por la distribución de llegadas Poisson y la existencia o no de este tipo de período en el ciclo iniciado con la variable q_n . Si esta variable vale cero ($q_n = 0$), es decir, el sistema está vacío, existirá período de ocio e i_{n+1} será, en la última ranura de este período, distinto de cero e igual al número de llegadas (k). En este caso la variable i_{n+1} valdrá k con probabilidad p_k condicionada a la finalización del período de ocio, es decir, al evento de

alguna llegada, evento cuya probabilidad es $(1-p_0)$, donde p_0 y p_k son, respectivamente, las probabilidades Poisson de ninguna y k llegadas en un intervalo de longitud T .

$q_n = 0$ $u_{n+1}(0) = u'_{n+1}$ $i_{n+1}(0) = k$ con probabilidad $\frac{p_k}{1-p_0}$; $k > 0$ $q \geq 1$ $u_{n+1}(\geq 1) = u'_{n+1}$ $i_{n+1}(\geq 1) = 0$ con probabilidad 1

Tabla 3.1 Relaciones de dependencia de las variables i_{n+1} y v_{n+1} para la variante p -persistente.

Si el sistema ya está ocupado por al menos una estación ($q_n \geq 1$), ésta se creará en situación de contienda, ya que ha llegado con bus ocupado y no existirá período de ocio. Recordemos que en el modelo la contienda es un conjunto de situaciones de colisión y bus vacío, y que aquí nos referimos al período de bus vacío posterior a una transmisión con éxito. Por tanto en este caso el número de llegadas, debido a la inexistencia del período de ocio se considerará cero en este tipo de período.

Esta dependencia no existe para el número de llegadas durante el período de contienda u_{n+1} ya que la estación, debido a la p -persistencia se creará en contienda tanto si llega cuando hay bus ocupado, como cuando llega en situación de bus libre. Estas llegadas estarán por tanto condicionadas por la distribución Poisson de llegadas y la

distribución de la variable que determina la duración del período de contienda a la que denominaremos c_{n+1}' , por lo cual nos referiremos a la variable que determina el número de llegadas en este intervalo con el término u_{n+1}' .

Estas relaciones permiten escribir el término A especificado por la ecuación C3.8 en función de la transformada z de la variable u_{n+1}' , debido a su independencia de q_n en la forma:

$$A = E(z^{q_n + i_{n+1}'(q_n)}) U_{n+1}'(z) \quad (C3.9)$$

Quedando por calcular el término que se expresa a continuación y que denominaremos A':

$$A' = E(z^{q_n + i_{n+1}'(q_n)}) \quad (C3.10)$$

A' puede calcularse a partir de las relaciones de dependencia, particularizando las condiciones para $q_n=0$ en función de la probabilidad de que el sistema se encuentre en este estado en la forma:

$$A' = P(q_n=0) E(z^{0+i_{n+1}'(0)}) + \sum_{k=1}^{\infty} P(q_n=k) E(z^{k+0}) \quad (C3.11)$$

en la que el segundo término de la suma no es más que la transformada z de q_n , $Q_n(z)$, menos el término q_{n0} , definido como la $P(q_n=0)$. Esta probabilidad, en el límite $n \rightarrow \infty$, " q_0 ", puede evaluarse a partir de $Q(z)$ mediante la relación $Q(z=1)=q_0$ y cuya obtención se realiza en el Apéndice 2 a partir de $Q(z)$.

$$\begin{aligned} A' &= q_{n0} E(z^{i_{n+1}'(0)}) + \sum_{k=1}^{\infty} P(q_n=k) E(z^k) = \\ &= q_{n0} E(z^{i_{n+1}'(0)}) + (Q_n(z) - q_{n0}) \end{aligned} \quad (C3.12)$$

El primer término de la suma valdrá:

$$E(z^{i_{n+1}(0)}) = \sum_{k=1}^{\infty} \frac{p_k}{1-p_0} z^k = \frac{P(z) - p_0}{1 - p_0} \quad (C3.13)$$

donde $P(z)$ es la transformada z de la distribución Poisson de entradas, y por tanto,

$$Q_{n+1}(z) = \frac{1}{z} V_{n+1}(z) U'_{n+1}(z) \left(\frac{q_{n0}}{1-p_0} (P(z)-p_0) + Q_n(z) - q_{n0} \right) \quad (C3.14)$$

para finalmente obtener $Q(z)$, calculando el límite para n tendiendo a infinito:

$$Q(z) = V(z) U'(z) q_0 \frac{\left(\frac{P(z)-p_0}{1-p_0} - 1 \right)}{z - V(z) U'(z)} \quad (C3.15)$$

El resultado obtenido permite observar que esta ecuación coincide con las relaciones de transformadas de Pollaczek Khinchin (Khi,32), en el caso en que el tiempo de servicio de la cola sea igual a la suma de dos variables aleatorias independientes, en este caso, x y c' . En este caso la transformada z del número de llegadas durante el tiempo de servicio puede evaluarse como el producto de las transformadas $V(z)$ y $U'(z)$.

$$\begin{aligned} (V+U')(z) &= E(z^{v+u'}) = E(z^v z^{u'}) \\ &= E(z^v) E(z^{u'}) = V(z) U'(z) \end{aligned} \quad (C3.16)$$

El término $(P(z)-p_0)/(1-p_0) - 1$ refleja la ranuración del modelo, tal y como se observa por su obtención en la ecuación 3.13. Este término coincide con el $(z-1)$ de las ecuaciones de transformadas P-K, ya que, en el caso no ranurado, una llegada con sistema vacío inicia inmediatamente el servicio, no existiendo por tanto

posibilidad de más de una llegada durante el período de ocio, y el término $z^{*i_{n+1}}(0)$ se convierte en z .

En el apartado 3.3.5 veremos que este término introduce un retardo de trama adicional de valor $T/2$, típico de los sistemas ranurados.

A continuación se evalúa el valor medio de la variable q , número de estaciones dispuestas en condiciones estacionarias, al que denominaremos \bar{q} , valor que finalmente en el apartado 3.3.5 nos permitirá evaluar el retardo medio de trama.

Habiendo obtenido la transformada z de la variable número de estaciones dispuestas; la primera derivada de esta transformada, evaluada en z igual a uno, nos permitirá evaluar el valor medio de la variable q , que según el modelo de colas, nos determinará el número medio de tramas en la cola (Fel,57).

Obtendremos, por tanto, el primer momento de la distribución mediante la derivada de su transformada z en $z = 1$, es decir:

$$\bar{q} = \frac{d}{dz} Q(z) /_{z=1} \quad (C3.17)$$

Para ello es preciso realizar tres derivaciones sucesivas. La primera corresponde al cálculo del momento que en z igual a uno presenta una indeterminación del tipo $0/0$. Para resolver esta indeterminación se aplica la regla de L'Hopital dos veces consecutivas ya que la primera aplicación no resuelve la indeterminación.

En el Anexo 1 presentamos la resolución de la ecuación anterior, reproduciendo aquí únicamente su resultado final.

$$\bar{q} = v_{(1)}^{(1)} + u'_{(1)}^{(1)} + \frac{1}{2} \frac{p_{(1)}^{(2)}}{p_{(1)}^{(1)}} + \frac{1}{2} \frac{u'_{(1)}^{(2)} + v_{(1)}^{(2)} + 2u'_{(1)}^{(1)} v_{(1)}^{(1)}}{(1 - u'_{(1)}^{(1)} - v_{(1)}^{(1)})} \quad (C3.18)$$

La aplicación de este resultado, con particularización de los valores de las distintas distribuciones se reanuda en el apartado 3.3.5 (Características Caudal-Retardo), abordándolo conjuntamente con el modelo no-persistente propuesto y el modelo de l-persistencia de Lam (Lam,80).

A continuación iniciamos el estudio de protocolo no-persistente.

3.3.4 Protocolo CSMA/CD no-persistente

En este apartado analizamos el comportamiento del protocolo no-persistente siguiendo idéntico esquema planteado en el protocolo anterior. La particularización de las dependencias $i_{n+1}(q_n)$ y $u_{n+1}(q_n)$, junto con la utilización de dos períodos de contienda con distribución diferente, conducen a la obtención del valor medio de la variable q para esta variante del protocolo.

Para iniciar el estudio de esta variante del protocolo CSMA/CD expondremos en primer lugar el comportamiento de este tipo de acceso.

Las acciones que emprende una estación dispuesta dependen de el estado del bus, ocupado o libre. Estas acciones son las siguientes:

a) Si el bus está libre transmite.

b) Si el bus está ocupado se retira e intenta la retransmisión en la siguiente ranura con probabilidad p o bien la retarda una ranura con probabilidad $1-p$.

En caso de que la transmisión finalice en colisión, la estación se retira e intenta retransmitir en la siguiente ranura con probabilidad p o bien retarda una ranura con probabilidad $(1-p)$. A partir de la descripción precedente, vamos a obtener la transformada z de la distribución límite del número de estaciones dispuestas $Q(z)$.

Partiendo de la ecuación C3.1 que rige el comportamiento de la cadena, utilizando ambos lados de la ecuación como exponente de z , y aplicando el operador esperanza matemática, tendremos $Q_{n+1}(z)$ en el lado izquierdo de la igualdad, al igual que en el caso anterior.

$$Q_{n+1}(z) = E(z^{q_n + u_{n+1}(q_n) + i_{n+1}(q_n)}) V_{n+1}(z) z^{-1} \quad (C3.19)$$

Para resolver el primer término situado a la derecha de la igualdad, previamente, se deben plantear las relaciones de dependencia $i_{n+1}(q_n)$ y $u_{n+1}(q_n)$, relaciones que se resumen en la tabla 3.2 y cuya justificación se presenta a continuación.

Veamos que ocurre cuando una única estación llega a un sistema vacío, es decir, $q_n = 0$. Estamos en período de ocio y esta llegada finaliza dicho período iniciando el de transmisión con éxito; lo cual asegura un período de contienda nulo. Ello quiere decir que, con probabilidad de única llegada al final de período de ocio $p_1/(1-p_0)$, se producirá una llegada en la última ranura del período de ocio y cero llegadas en el período de contienda.

Si el número de llegadas es mayor que uno ($k > 1$) existirá colisión segura ya que las k estaciones transmitirán al iniciarse la siguiente ranura y tendremos por tanto con probabilidad $p_k/(1-p_0)$ k llegadas en la última ranura del período de ocio. Las llegadas en el período de contienda dependerán de un período de contienda diferente al

planteado en el caso de p-persistencia, variable a la que denominaremos c''_{n+1} . Llamaremos por tanto al número de llegadas en este período u''_{n+1} .

$q_n = 0$	
	$u_{n+1}(0) = 0$ con probabilidad $p_k/1-p_0$; $k=1$
	$i_{n+1}(0) = 1$ " " " "
	$u_{n+1}(0) = u''_{n+1}$ con probabilidad $p_k/1-p_0$; $k>1$
	$i_{n+1}(0) = k$ " " " "
$q_n \geq 1$	
	$u_{n+1}(\geq 1) = u'_{n+1}$
	$i_{n+1}(\geq 1) = 0$

Tabla 3.2 Relaciones de dependencia de las variables u_{n+1} e i_{n+1} para la variante no-persistente

La variable c'' es diferente de la c' , definida en el apartado 3.3.3, debido a la circunstancia de colisión previa a la resolución de la contienda. Esta situación no se daba en el anterior protocolo pues la estación se considera siempre en contienda y puede resolverla sin colisión previa.

No ocurre lo mismo si el sistema está ocupado por al menos una estación. Vemos que no existe período de ocio ya que la estación se considera en situación de contienda y el período de contienda puede resolverse sin colisión si una de las estaciones transmite en solitario en la primera

ranura de contienda. Por tanto tendremos cero llegadas en el período de ocio ya que éste no existe. La variable aleatoria discreta que determina el número de llegadas en el período de contienda se regirá por la distribución de c_{n+1} y la denominaremos u_{n+1} ya que es la misma utilizada en el protocolo p-persistente.

Utilizando las relaciones de dependencia, podremos resolver el término A, que recordamos está definido por:

$$A = E(z^{q_n + u_{n+1}(q_n) + i_{n+1}(q_n)}) \quad (C3.20)$$

en función de los estados q_{n_0} y $q_n \geq 1$ en la forma:

$$A = q_{n_0} E(z^{u_{n+1}(0) + i_{n+1}(0)}) + U'_{n+1}(z)(Q_n(z) - q_{n_0}) \quad (C3.21)$$

donde q_{n_0} representa, igual que en la variante anterior, la probabilidad de que q_n sea igual a cero.

Para lo cual resolveremos previamente el término A" definido en la forma:

$$A'' = E(z^{u_{n+1}(0) + i_{n+1}(0)}) \quad (C3.22)$$

que puede expresarse en función de la probabilidad de una y más de una llegadas en T, en la forma:

$$\begin{aligned} A'' &= \frac{p_1}{1-p_0} z + \sum_{j=2}^{\infty} \frac{p_j}{1-p_0} E(z^{j+u''_{n+1}}) = \\ &= \frac{1}{1-p_0} (p_1 z (1 - U''_{n+1}(z)) + U''_{n+1}(z) (P(z) - p_0)) \end{aligned} \quad (C3.23)$$

Lo cual nos permite obtener finalmente el valor de $Q(z)$ deseado a partir de la ecuación C3.19, planteando el

límite cuando n tiende a infinito:

$$Q(z) = V(z) \frac{\frac{q_0}{1-p_0} (p_1 z(1-U''(z)) + U''(z)(P(z)-p_0) - (1-p_0)U'(z))}{z - U'(z) V(z)} \tag{C3.24}$$

Debido a la existencia de las distribuciones de tiempo de contienda en el estudio de la no-persistencia, las transformadas $U'(z)$ y $U''(z)$ aparecen afectadas por términos que reflejan la existencia de $U''(z)$ para más de una llegada con el sistema vacío al finalizar el período de ocio,

$$\frac{q_0}{1-p_0} U''(z) (P(z)-p_0-p_1 z) \tag{C3.25}$$

la inexistencia de contienda con probabilidad de llegada única con el sistema vacío,

$$\frac{q_0}{1-p_0} p_1 z \tag{C3.26}$$

y finalmente la garantía de período de contienda del tipo u' para $q > 0$ en los términos $q_0 U'(z)$ y $z-U'(z)V(z)$.

A partir de $Q(z)$ podemos obtener el valor medio de q a partir de su transformada z en $z=1$. En el Apéndice 1 se resuelve el cálculo del primer momento de la variable q , que en este caso, y obtenida por idéntico procedimiento, ya comentado en el apartado 3.3.3 nos da \bar{q} en la forma:

$$\bar{q} = v\left\{ \begin{matrix} 1 \\ 1 \end{matrix} \right\} + \frac{1}{2} \frac{U'\left\{ \begin{matrix} 2 \\ 1 \end{matrix} \right\} + V\left\{ \begin{matrix} 2 \\ 1 \end{matrix} \right\} + 2U'\left\{ \begin{matrix} 1 \\ 1 \end{matrix} \right\} V\left\{ \begin{matrix} 1 \\ 1 \end{matrix} \right\}}{1 - U'\left\{ \begin{matrix} 1 \\ 1 \end{matrix} \right\} - V\left\{ \begin{matrix} 1 \\ 1 \end{matrix} \right\}} + \frac{1}{2} \frac{U''\left\{ \begin{matrix} 2 \\ 1 \end{matrix} \right\} (1-p_0-p_1) + 2U''\left\{ \begin{matrix} 1 \\ 1 \end{matrix} \right\} (P\left\{ \begin{matrix} 1 \\ 1 \end{matrix} \right\} - p_1) - U'\left\{ \begin{matrix} 2 \\ 1 \end{matrix} \right\} (1-p_0) + P\left\{ \begin{matrix} 2 \\ 1 \end{matrix} \right\}}{U''\left\{ \begin{matrix} 1 \\ 1 \end{matrix} \right\} (1-p_0-p_1) - U'\left\{ \begin{matrix} 1 \\ 1 \end{matrix} \right\} (1-p_0) + P\left\{ \begin{matrix} 1 \\ 1 \end{matrix} \right\}} \tag{C3.27}$$

A continuación presentamos las características Caudal-Retardo de las que se hará un estudio conjunto, incluyendo la condición particular de 1-persistencia modelada por Lam (Lam,80) lo cual nos permite analizar la persistencia en las distintas formas propuestas por Kleinrock (KlT,75), tal y como proponíamos al inicio de este capítulo.

En el apéndice 5 se presenta el análisis del protocolo 1-persistente donde se obtiene el valor de \bar{q} que se utilizará en el estudio conjunto, obtenido bajo las mismas consideraciones de los anteriores protocolos.

3.3.5 Características Caudal-Retardo

En los apartados anteriores hemos obtenido una expresión del valor medio del número de elementos en la cola formada por las estaciones que desean acceder a un bus de comunicación en función de la persistencia del protocolo de acceso.

Nuestro interés se centra ahora en poder obtener a partir de este resultado las características caudal-retardo en estado estacionario, es decir, el retardo medio de trama en función del tráfico efectivo que transporta el bus de comunicación.

El tráfico efectivo, debido al análisis en condiciones estacionarias, puede obtenerse a partir del tráfico de entrada, ya que, cumpliéndose la condición de estabilidad de la cola, el caudal de entrada debe igualar al caudal de salida, es decir, el transportado por el bus. En cuanto a la obtención del retardo medio, utilizaremos los valores de \bar{q} obtenidos más el resultado de Little que establece que el

número medio de clientes, en régimen permanente, en un sistema de colas, es igual a la tasa media de llegadas por el tiempo medio perdido por el cliente en el sistema, cola + servidor (Lit,61). Este tiempo medio perdido en el sistema es el retardo de trama buscado, retardo que incluye el tiempo de espera en cola y el tiempo de transmisión propio de la trama y dependiente por tanto del tamaño de trama utilizada por el MAC. Podremos expresar por tanto el retardo medio, al que denominaremos \bar{r} , en función de la tasa de llegadas λ y \bar{q} en la forma:

$$\bar{q} = \lambda \bar{r} \quad (C3.28)$$

Este resultado es independiente de las distribuciones de llegada y servicio y del número de servidores o la disciplina de servicio de la cola (Kle,75).

Para utilizar las relaciones que determinan \bar{q} , previamente obtendremos expresiones adecuadas para los primeros y segundos momentos de las distribuciones de las variables v , u e i , que aparecen en las expresiones (C3.18) y (C3.27).

Como hipótesis de partida, enunciada en el apartado 3.3.2, la distribución de la variable i (número de llegadas en una ranura de longitud $T = \tau$) es una distribución Poisson de tasa λ llegadas/segundo.

Esto es :

$$p_k = (\lambda T)^k \frac{e^{-\lambda T}}{k!} \quad (C3.29)$$

Su transformada z será:

$$P(z) = \sum_{k=0}^{\infty} p_k z^k = \sum_{k=0}^{\infty} (\lambda T)^k \frac{e^{-\lambda T}}{k!} z^k = e^{\lambda T z} e^{-\lambda T} = e^{\lambda T(z-1)} \quad (C3.30)$$

Su primera derivada en z igual a uno es:

$$P_{(1)}^{(1)} = \lambda T e^{\lambda T(z-1)} /_{z=1} = \lambda T \quad (C3.31)$$

y su segunda derivada en z igual a uno es:

$$P_{(1)}^{(2)} = (\lambda T)^2 e^{\lambda T(z-1)} /_{z=1} = (\lambda T)^2 \quad (C3.32)$$

Asimismo conocemos los valores de la transformada en $z = 0$ y de su primera derivada en $z = 0$, que son la probabilidad de cero llegadas y exactamente una llegada respectivamente.

$$p_0 = \exp(-\lambda T) \quad (C3.33)$$

$$p_1 = \lambda T \exp(-\lambda T) \quad (C3.34)$$

Teniendo en cuenta que la distribución de longitudes de transmisión es $x(t)$ y las llegadas se rigen por una distribución Poisson, podemos a su vez calcular la transformada z de la variable v al igual que la de u (Kle,75).

$$V(z) = \sum_{k=0}^{\infty} P(v=k) z^k \quad (C3.35)$$

$$U(z) = \sum_{k=0}^{\infty} P(u=k) z^k \quad (C3.36)$$

Para lo cual previamente obtenemos las distribuciones $P(v=k)$ y $P(u=k)$ con $k=0,1,2\dots$ en función de las distribuciones de los períodos de éxito y contienda respectivamente:

$$P(v=k) = \int_0^{\infty} (P(v=k) / t \leq x \leq t+dt) dt = \quad (C3.37)$$

$$= \int_0^{\infty} P(v=k/x=t) x(t) dt = \int_0^{\infty} \frac{\lambda t}{k!} e^{-\lambda t} x(t) dt$$

con lo cual, utilizando la ecuación 3.32 obtendremos $V(z)$:

$$\begin{aligned} V(z) &= \sum_{k=0}^{\infty} \int_0^{\infty} z^k \frac{(\lambda t)^k}{k!} e^{-\lambda t} x(t) dt = \\ &= \int_0^{\infty} \sum_{k=0}^{\infty} \frac{(\lambda z t)^k}{k!} e^{-\lambda t} x(t) dt = \int_0^{\infty} e^{-(\lambda - \lambda z)} x(t) dt \end{aligned} \quad (C3.38)$$

en función de la transformada de Laplace de la variable x :

$$V(z) = X^*(s)/s = \lambda - \lambda z = X^*(\lambda - \lambda z) \quad (C3.39)$$

De forma análoga podemos expresar la transformada z del número de llegadas durante el período de contienda en la forma:

$$U(z) = C^*(s)/s = \lambda - \lambda z = C^*(\lambda - \lambda z) \quad (C3.40)$$

Estas expresiones nos permiten calcular los términos en U y V de las expresiones de \bar{q} como primeros y segundos momentos de las variables x y c como vemos a continuación.

Calcularemos a continuación las primeras y segundas derivadas de $V(z)$ y $U(z)$ en z igual a uno:

$$\begin{aligned} V_{(1)}^{(1)} &= \frac{d}{dz} X^*(\lambda - \lambda z) / z=1 = \frac{dX^*(\lambda - \lambda z)}{d(\lambda - \lambda z)} \left(\frac{d\lambda - \lambda z}{dz} \right) / z=1 = -\lambda \frac{dX^*(\lambda - \lambda z)}{d(\lambda - \lambda z)} / z=1 = \\ &= -\lambda X^*_{(1)} = \lambda \bar{x} \end{aligned} \quad (C3.41)$$

de idéntica forma la primera derivada de $U(z)$ en z igual a uno puede expresarse como el producto de la tasa de llegadas λ por la duración media del intervalo de contienda.

$$U_{(1)}^{(1)} = \lambda \bar{c} \quad (C3.42)$$

Y planteando ahora la segunda derivada en z igual a uno:

$$\begin{aligned}
 V_{(1)}^{(2)} &= \frac{d^2}{dz^2} X^*(\lambda - \lambda z) /_{z=1} = \frac{d}{dz} \left(-\lambda \frac{dX^*(\lambda - \lambda z)}{d(\lambda - \lambda z)} \right) /_{z=1} = \\
 &= -\lambda \left(\frac{d^2 X^*(\lambda - \lambda z)}{d(\lambda - \lambda z)^2} \right) \left(\frac{d(\lambda - \lambda z)}{dz} \right) /_{z=1} = \lambda^2 X_{(1)}^{*(2)} = \lambda^2 \overline{x^2}
 \end{aligned}
 \tag{C3.43}$$

de forma análoga podemos expresar la segunda derivada de $U(z)$ en z igual a uno como el producto de la tasa de llegadas por el segundo momento del tiempo de contienda.

$$U_{(1)}^{(2)} = \lambda^2 \overline{c^2}
 \tag{C3.44}$$

Finalmente, nos resta por calcular el valor de la transformada z de la variable v en $z = 0$:

$$V(0) = X^*(\lambda - \lambda z) /_{z=0} = X^*(\lambda)
 \tag{C3.45}$$

Estos resultados permiten calcular el número medio de tramas encoladas en la red, o estaciones dispuestas, en función de los primeros y segundos momentos de las variables x , tiempo de transmisión y c , tiempo de contienda y por tanto el retardo medio. Para ello se parte de las ecuaciones (C3.18), (C3.27) que expresan \bar{q} para los modelos propuestos, a las que añadiremos la presentada en el Apéndice 5 A5.10 del modelo de Lam (Lam, 80) expresadas en función de x , \bar{c} y $\overline{c^2}$ y λ . Dividiendo la expresión por λ obtendremos el retardo medio de trama \bar{r} . A continuación se exponen estos resultados, dejando el comentario de los mismos para el final de la exposición, con la intención de realizarlo de forma conjunta.

Protocolo CSMA/CD p-persistente

Partiendo de los resultados obtenidos en este apartado y substituyendo sobre el valor de \bar{q} tendremos de la ecuación C3.18:

$$\bar{q} = \lambda\bar{x} + \lambda\bar{c}' + \frac{1}{2}\lambda T + \frac{1}{2} \frac{\lambda^2 \bar{c}'^2 + \lambda^2 \bar{x}^2 + 2\lambda\bar{c}'\lambda\bar{x}}{1 - \lambda\bar{c}' - \lambda\bar{x}} \quad (C3.46)$$

Utilizando ahora la fórmula de Little tenemos el valor del retardo en función de λ , bajo la consideración de x y c' como variables aleatorias independientes:

$$\bar{r} = \bar{x} + \bar{c}' + \frac{T}{2} + \frac{1}{2} \frac{\overline{\lambda(x+c')^2}}{1 - \lambda(\bar{x} + \bar{c}')} \quad (C3.47)$$

Protocolo CSMA/CD no-persistente

Partiendo de los resultados obtenidos en este apartado y substituyendo sobre el valor de \bar{q} tendremos de la ecuación C3.27:

$$\bar{q} = \lambda\bar{x} + \frac{1}{2} \frac{\lambda^2 \bar{x}^2 + \lambda^2 \bar{c}'^2 + 2\lambda^2 \bar{c}'\bar{x}}{1 - \lambda\bar{c}' - \lambda\bar{x}} + \frac{1}{2} \frac{\lambda^2 \bar{c}''^2 (1 - p_0 - p_1) + 2\lambda\bar{c}''(\lambda T - p_1) - \lambda^2 \bar{c}'^2 (1 - p_0) + \lambda^2 T^2}{\lambda\bar{c}''(1 - p_0 - p_1) - \lambda\bar{c}'(1 - p_0) + \lambda T} \quad (C3.48)$$

Utilizando ahora la fórmula de Little:

$$\bar{r} = \bar{x} + \frac{1}{2} \frac{\overline{(x+c')^2}}{1-\lambda(\overline{x+c'})} + \frac{1}{2} \frac{\lambda \overline{c''^2} (1-p_0-p_1) + 2\overline{c''}(\lambda T - p_1) - \lambda \overline{c'}^2 (1-p_0) + \lambda T^2}{\lambda(\overline{c''}(1-p_0-p_1) - \overline{c'}(1-p_0)) + T}$$

(C3.49)

Protocolo CSMA/CD 1-persistente

Nos interesa en este punto, para realizar el análisis de los resultados presentados, obtener las características del protocolo 1-persistente en función de los momentos del período de contienda.

Partiendo de los resultados obtenidos en este apartado y substituyendo sobre el valor de \bar{q} tendremos de la ecuación A5.10:

$$\begin{aligned} \bar{q} = \lambda \bar{x} + \frac{1}{2} \frac{2\lambda \overline{c''} \lambda T + \lambda^2 T^2}{-\lambda \overline{c''} \frac{1-p_0}{X^*(\lambda)} + \lambda T} - \frac{1}{2} \frac{2\lambda \overline{c''} + \lambda^2 \overline{c''^2}}{-\lambda \overline{c''} + \lambda T X^*(\lambda)} + \\ + \frac{1}{2} \frac{\lambda^2 \overline{c''^2} + \lambda 2\overline{c''} \lambda \bar{x} + \lambda^2 \bar{x}^2}{1-\lambda \overline{c''} - \lambda \bar{x}} \end{aligned} \tag{C3.50}$$

Utilizando la fórmula de Little, la ecuación del retardo quedará en la forma:

$$\bar{r} = \bar{x} + \frac{1}{2} \frac{\lambda \overline{(x+c'')^2}}{1-\lambda(\overline{x+c''})} + \frac{1}{2} \frac{2\lambda \overline{c''} T + \lambda T^2 - 2\overline{c''} \frac{1-p_0}{X^*(\lambda)} - \lambda \overline{c''^2} \frac{1-p_0}{X^*(\lambda)}}{\lambda T - \lambda \overline{c''} \frac{(1-p_0)}{X^*(\lambda)}}$$

(C3.51)

La substitución de los momentos de c'' por los correspondientes a una binomial de parámetro 0.36, caudal máximo del protocolo ALOHA ranurado, conduce a los resultados presentados por Lam (Lam,80). Esta reducción del comportamiento del acceso durante los períodos de contienda al de un acceso ALOHA ranurado, utilizada por Lam en su modelo, simplifica el análisis de la distribución del período de contienda, sin embargo, requiere la utilización de una ventana de colisión (ranura del modelo) igual a la duración de la colisión. Ello impide la variación de este tiempo y sobreestima la probabilidad de colisión, debido al aumento del período de vulnerabilidad de las tramas.

La modelación del período de contienda se realizará en este mismo apartado después del análisis de los resultados, análisis que se realiza sin concretar los momentos de c' y c'' .

Analizamos a continuación estos resultados a partir del comportamiento de las ecuaciones en los casos extremos, es decir, en $\lambda \rightarrow 0$ y $\lambda \rightarrow \lambda_{\text{máx}}$.

En el primer caso $\lambda=0$ y para el protocolo p-persistente tendremos:

$$\bar{r} = \bar{x} + \bar{c}' + \frac{T}{2} \quad (C3.52)$$

Por tanto el término correspondiente al tiempo de espera en cola se anula y la trama tarda en ser transmitida el tiempo correspondiente a su tiempo de transmisión medio, más $T/2$, tiempo que transcurre en media hasta el inicio de la siguiente ranura, para una llegada aleatoria en el período T ; más \bar{c}' , es decir, el tiempo que pierde la estación por creerse en contienda en circunstancias en las que en realidad se encuentra sola.

Este resultado está en oposición al razonamiento intuitivo que asigna un retardo igual a $\bar{x} + T/2$ con tráfico tendiendo a cero en los protocolos de acceso aleatorio.

Sin embargo la p-persistencia determina períodos de contienda incluso con el sistema desocupado, lo cual conduce al aumento del retardo observado en la ecuación C3.52.

Analizamos a continuación el retardo en el punto de tasa de generación máxima. Este punto corresponde a la asíntota de la característica, es decir, la condición de estabilidad del sistema:

$$P \text{ (sistema ocupado)} < 1 \quad 1 - q_0 < 1 \quad (\text{C3.53})$$

lo cual determina un valor de λ_{\max} de:

$$\lambda_{\max} = \frac{1}{\bar{x} + c'} \quad (\text{C3.54})$$

Es decir que para que el sistema sea estable debe de haber menos de una llegada durante un tiempo igual a la duración media de la transmisión más el período de contienda. Esta circunstancia se dará obviamente en los tres tipos de protocolo, teniendo en cuenta que en el 1-persistente el período de contienda es el c'' ; que por ser más largo, debido a la existencia de colisión previa a la resolución de la contienda, determinará una asíntota siempre menor que los dos protocolos anteriores.

Analicemos ahora el caso de tasa de generación tendiendo a cero para los restantes protocolos.

En el caso no-persistente y a partir de la ecuación C3.49 tomando el límite cuando $\lambda \rightarrow 0$ obtenemos:

$$\bar{r} = \bar{x} + \frac{1}{2} \frac{2\bar{c}'' (T-T) + T^2}{T} = \bar{x} + \frac{T}{2} \quad (\text{C3.55})$$

de idéntica forma para el protocolo 1-persistente a partir de la ecuación C3.51 obtenemos:

$$\bar{r} = \bar{x} + \frac{1}{2} \frac{2\overline{c''}T + T^2 - 2\overline{c''}T}{T} = \bar{x} + \frac{T}{2} \quad (C3.56)$$

Vemos por tanto que ambos protocolos en el límite de tráfico bajo se comportan idénticamente, resultado coherente debido a la condición de transmisión segura con bus libre.

El valor máximo de la tasa de generación para estos dos protocolos sin embargo es diferente ya que uno depende de la distribución de c' (no-persistente) y el otro de la distribución de c'' (1-persistente).

Hemos visto que en estos dos últimos casos el límite cuando $\lambda \rightarrow 0$ coincide con el valor intuitivo en el que el período de contienda se anula.

Finalmente analicemos los términos en las tres ecuaciones. Los correspondientes al protocolo p-persistente son claros, tenemos de izquierda a derecha un primer término que es el tiempo medio de transmisión, \bar{x} , que incluye la longitud de la trama más el tiempo entre tramas necesario, el siguiente es el tiempo medio del período de contienda c'' . El tercer término es el tiempo que en media se perderá debido a la ranuración del modelo y finalmente aparece un cuarto término correspondiente al tiempo de espera en cola, considerando una cola con tiempo de servicio igual a la suma de las variables x y c' , siendo éstas independientes.

Vemos por tanto que el modelo de este protocolo es equivalente a una cola en la que el tiempo de servicio es la suma de dos variables, la propia de longitud de trama y la que define el tiempo perdido en resolver la contienda.

Analizemos ahora que diferencia este comportamiento del de los otros dos protocolos. Empezando por el no-persistente, nos encontramos con los mismos términos, \bar{x} , $T/2$ que en el caso anterior. Existe también el término que refleja la contribución al retardo del tiempo de espera en cola, a través de los momentos de la variable c' .

El protocolo no-persistente actúa de diferente forma bajo las condiciones de sistema vacío o sistema ocupado, donde la ocupación se detecta no solo por las colisiones sino por la presencia de señal de ocupación del canal.

La distribución del período de contienda es por ello diferente en ambas situaciones, c' para el caso de bus ocupado y c'' para el caso de bus vacío.

Intuitivamente, es de esperar que el retardo con bus casi-vacío valga solo el tiempo de transmisión de la trama ya que en estas circunstancias la estación actúa como si no existiese contienda. Finalmente, en circunstancias de bus altamente ocupado el comportamiento del sistema dependerá de la distribución c' .

Queda por aclarar el término:

$$B = \frac{1}{2} \frac{\overline{\lambda c''^2(1-p_0-p_1)} + 2\overline{c''}(\lambda T - p_1) - \overline{\lambda c'^2(1-p_0)} + \lambda T^2}{\lambda(\overline{c''}(1-p_0-p_1) - \overline{c'}(1-p_0)) + T} \quad (C3.57)$$

Este término está asociado a c' y c'' y reduce la longitud media del período de contienda para ajustarla de forma que llegue a anularse en condiciones de tráfico ligero, mientras que contribuya al retardo en condiciones de tráfico intenso ya que entonces este término tiende a:

$$\lim_{\lambda \rightarrow \infty} B = \frac{1}{2} \frac{2\overline{c''}T + \overline{c''^2} - \overline{c'} + T^2}{\overline{c''} - \overline{c'} + T} \quad (C3.58)$$

Es interesante observar que en caso de $c' = c''$ este término se reduce a la contribución de $c + T/2$.

En el caso de p-persistencia no existe este término corrector porque al considerarse la estación siempre en situación de contienda perderá tiempo retardando tramas que podrían haber sido transmitidas con éxito en la primera ranura de desocupación del canal.

Algo similar a la no-persistencia deberíamos encontrarnos en el caso de l-persistencia. Aquí no existe la dualidad de distribuciones para el período de contienda porque el protocolo se comporta de idéntica forma en caso de bus vacío y bus ocupado, transmite siempre; situación inversa a la del protocolo p-persistente que está en contienda siempre. Se regirá por tanto en ambos casos por la distribución de c'' .

Tiene así mismo el término, B, modulador de c'' :

$$B = \frac{1}{2} \frac{2\lambda \overline{c''} T + \lambda T^2 - 2\overline{c''} \frac{1-p_0}{X^*(\lambda)} - \lambda \overline{c''}^2 \frac{1-p_0}{X^*(\lambda)}}{\lambda T - \lambda \overline{c''} \frac{(1-p_0)}{X^*(\lambda)}} \quad (C3.59)$$

que para el caso de $\lambda \rightarrow 0$ es de valor:

$$\lim_{\lambda \rightarrow 0} B = \frac{T}{2} \quad (C3.60)$$

contribuyendo al retardo con únicamente el término de la ranuración del modelo.

A partir de estos resultados generales, la completa especificación de las características exige el conocimiento de las distribuciones de las variables x , c' y c'' . La variable x puede presentar distribución general dependiendo del tipo de tráfico que circula por la red y con respecto a su distribución únicamente interesa hacer una consideración.

En el apartado 3.3.1 definimos la variable x como tiempo de transmisión, es decir, tiempo de ocupación del bus en el caso de transmisión con éxito. Este tiempo de ocupación incluye la longitud propia de la trama a transmitir, a la que hemos denominado l_t , más el tiempo entre tramas que recordamos es necesario para asegurar idéntica probabilidad de acceso. El tiempo de transmisión es la suma de la variable l_t más la constante tau.

Podremos por tanto expresar este tiempo en función de la longitud de trama l_t :

$$x = l_t + \tau \quad (C3.61)$$

La transformada de Laplace, primer momento y segundo momento de la variable x pueden expresarse en función de l_t en la forma:

$$X^*(s) = L_t^*(s)e^{-s\tau} \quad (C3.62)$$

$$\bar{x} = \bar{l}_t + \tau \quad (C3.63)$$

$$\overline{x^2} = \overline{l_t^2} + \tau^2 + 2\bar{l}_t\tau \quad (C3.64)$$

Finalmente, el caudal efectivo será en este caso, considerando que toda la información contenida en l_t es útil:

$$\rho = \lambda \bar{l}_t \quad (C3.65)$$

es decir la parte útil del caudal de entrada de tasa λ .

Para que las características Caudal-Retardo queden perfectamente especificadas nos queda únicamente por evaluar los primeros y segundos momentos de las variables c' y c'' que determinan la duración de la contienda en función del algoritmo de control de retransmisión.

Para ello consideraremos que este algoritmo de control establece un tráfico de entrada durante los períodos de contienda independiente del número de contendientes, es decir un algoritmo del tipo a/nc , siendo nc el número de contendientes (MeC,83). Esta hipótesis nos permite modelar el comportamiento del acceso durante el período de contienda como el de un algoritmo CSMA sin detección de colisión y longitud de trama igual al tiempo de colisión de nuestro modelo.

Para justificar esta afirmación interesa analizar el comportamiento del acceso durante este período, para lo cual nos apoyaremos en la Figura 3.6 donde se ha representado este período como una sucesión de ranuras de bus libre, alternadas con ranuras de colisión; y que finaliza cuando se produce una llegada única en una ranura.

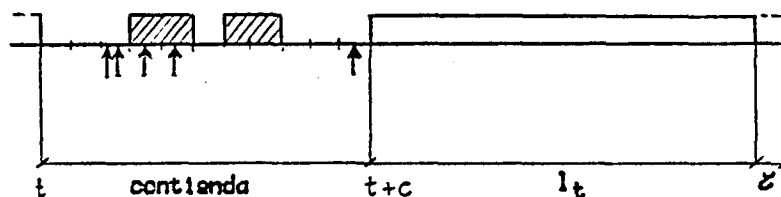


Figura 3.6 Alternancia de bus libre y colisión durante los períodos de contienda

Podemos observar que la situación entre las ranuras t y $t+c$, no difiere de la que representaríamos en caso de estar utilizando un protocolo CSMA en el que la duración de la colisión se iguala a la duración de la transmisión con éxito, este segundo funcionamiento nos conduce a una representación tal como la de la Figura 3.7 en la que la diferencia se presenta al finalizar la contienda en $t+c$, dado que la transmisión en este caso es de menor duración que

en el precedente, representado en la Figura 3.6.

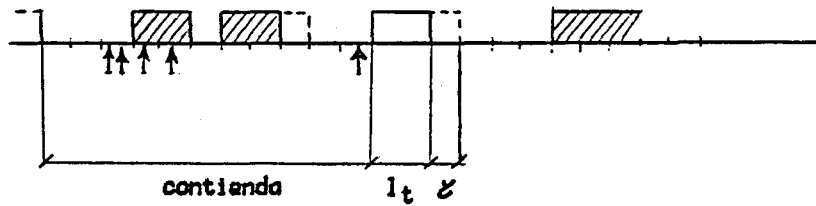


Figura 3.7 Comportamiento del protocolo CSMA sin detección de colisión con longitud de trama t_c .

Obtendremos pues la distribución del tiempo de contienda en función del comportamiento de este algoritmo modelando la red durante estos períodos como un sistema alternante que se encuentra en dos estados, éxito y contienda y el punto regenerativo es el posterior a la partida de una trama con éxito.

En un sistema alternante (Fel,57) la probabilidad límite de que el sistema se encuentre en uno de los dos posibles estados puede evaluarse por la relación entre la media del tiempo que el sistema pasa en ese estado y la media del tiempo de ciclo, que se evalúa como la suma de medias de permanencia en los dos estados.

Aplicando este resultado a nuestro modelo podremos expresar el caudal durante los períodos de contienda, al que denominaremos S , como la relación entre el tiempo de ocupación útil y la suma del tiempo útil, más el valor medio del período de contienda, más τ .

$$S = \frac{t_c}{t_c + \tau + \bar{c}} \tag{C3.66}$$

En este caso el tiempo de ocupación útil es t_c , duración de la colisión, y el tiempo medio de contienda, \bar{c} , es el valor buscado para nuestro modelo y puede obtenerse a partir del caudal en la forma:

$$\bar{c} = \frac{t_c}{S} - (t_c + \tau) \quad (C3.67)$$

Basta pues conocer las relaciones (S,G) del protocolo CSMA para poder evaluar \bar{c} para cada una de las variantes del protocolo de acceso en función de G.

Estas relaciones han sido obtenidas por diversos autores y para las características nos basaremos en las originales de Kleinrock (KLT,75).

Falta considerar que en los modelos aparecen dos tipos de períodos de contienda distintos, c' y c'' ; que se diferencian en la colisión previa a la resolución de la contienda en el ciclo del tipo c'' . Ello incrementa en la duración de una colisión el tiempo medio de ciclo obtenido en el párrafo anterior, quedando en este caso el valor medio del período de contienda c'' en la forma:

$$\bar{c}'' = \frac{t_c}{S} - \tau \quad (C3.68)$$

Finalmente, el planteamiento realizado permite obtener el valor medio del tiempo de contienda. Se considera de gran interés y se ha dejado para futuros estudios la evaluación de la distribución; en este caso se supone que esta distribución es exponencial cuya media está determinada por las ecuaciones (C3.67) y (C3.68) para los ciclo c' y c'' respectivamente.

Estas consideraciones nos permiten finalmente presentar las características caudal-retardo, presentación que se

realiza en forma gráfica y se comentan a continuación.

La Figura 3.8 presenta las características Caudal-Retardo del protocolo p-persistente para distintas relaciones de retardo de propagación-longitud de trama. Relación a la que diversos autores denominan a , denominación que adoptamos. En ella pueden observarse los caudales máximos alcanzables para valores de longitud de trama de 20, 100 y 1000 μs y retardo de propagación de 10 μs .

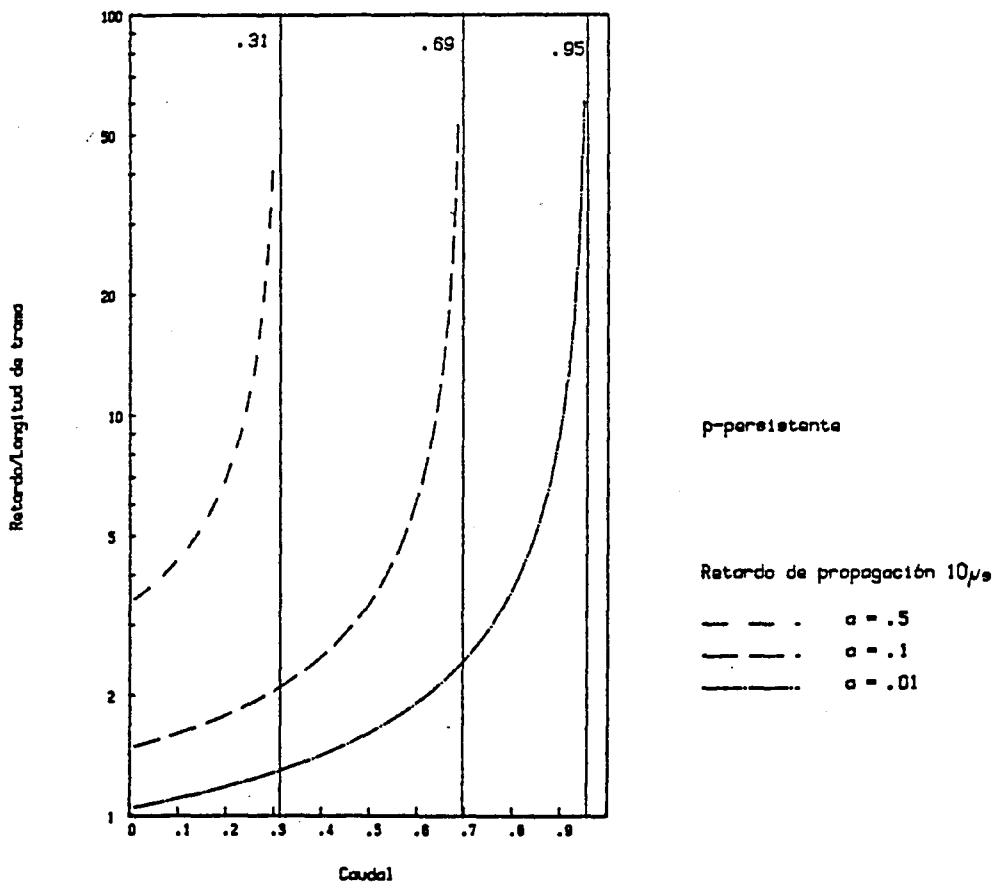


Figura 3.8 Características Caudal-Retardo para el protocolo CSMA/CD p-persistente en función del parámetro $a=(\tau /l_t)$

Para presentar las características se ha partido de la consideración de que el algoritmo de control genera un tráfico de entrada G que hace trabajar al acceso de forma óptima durante los períodos de contienda, es decir, en el

máximo de las características (S,G) determinadas por la longitud de trama igual a la longitud de colisión del modelo que en este caso se considera igual a 2τ .

En ellas puede constatarse el efecto comentado de retardos normalizados muy superiores a la unidad en caso de tráfico bajo.

La característica con longitud de trama igual a la duración de la colisión ($a = .5$) se presenta para reflejar la pérdida de caudal máximo que supone la utilización del mecanismo de escucha del canal, en redes con tramas de longitud muy reducida, frente al caudal máximo del ALOHA ranurado, que recordamos es de un 36% frente al 31% de este caso. Este empeoramiento de características es debido a la necesidad del tiempo entre tramas en los accesos con escucha. En este caso dicha característica refleja además el comportamiento del protocolo CSMA sin detección de colisión.

Las Figuras 3.9 y 3.10 reflejan el comportamiento de las variantes no-persistente y 1-persistente, respectivamente bajo idénticas consideraciones a la variante p-persistente.

En ellas puede observarse la mejora de retardo con tráfico ligero, frente al comportamiento de la variante anterior, efecto que puede apreciarse también en el 1-persistente.

Habiendo presentado el comportamiento individual de los tres accesos, abordamos a continuación el estudio comparativo de comportamiento. Las Figuras 3.11, 3.12 y 3.13 reflejan este comportamiento para las tres variantes con longitudes de trama de 20, 100 y 1000 μ s respectivamente.

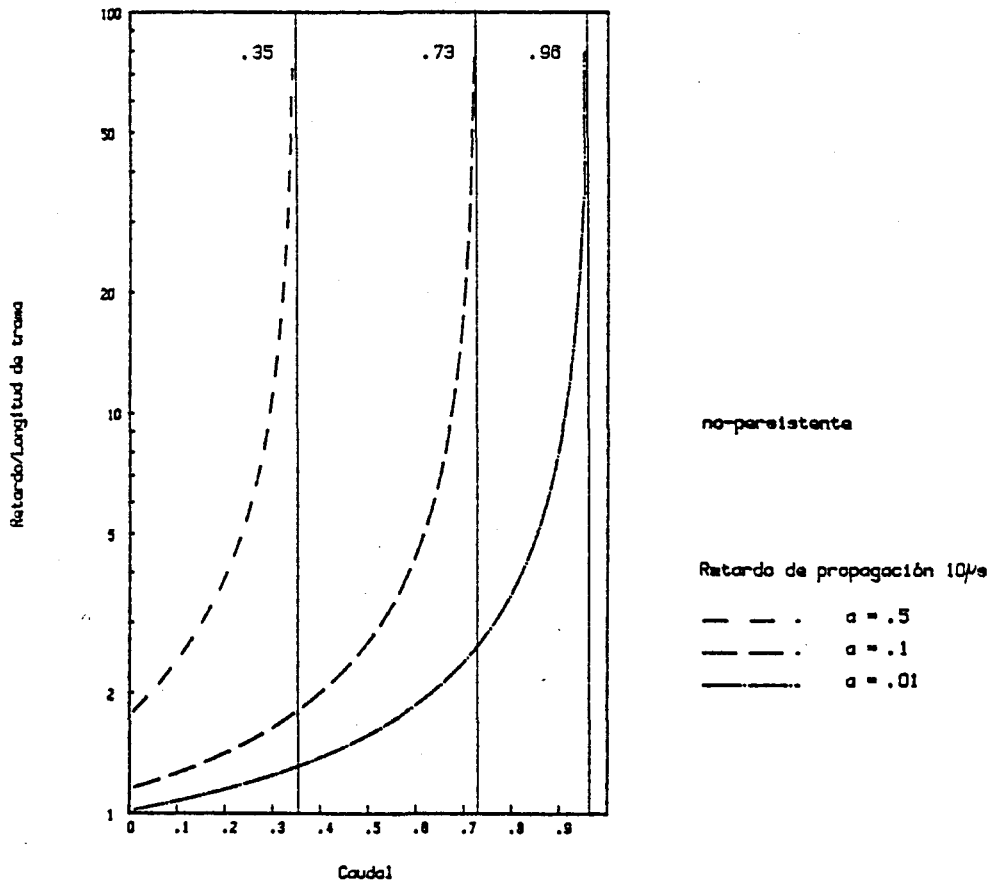


Figura 3.9 Características Caudal-Retardo para el protocolo CSMA/CD no-persistente en función del parámetro $\alpha = (\tau / l_t)$

Estos resultados permiten apreciar que el mejor comportamiento para tráfico ligero se da en la variante l-persistente, mientras que para tráfico intenso el mayor caudal se obtiene con el protocolo no-persistente. La variante p-persistente tiene un comportamiento intermedio, es decir, mejora los retardos frente al l-persistente para tráfico intenso, pero su comportamiento es deficiente para baja carga.

El hecho de que el protocolo no-persistente con tráfico ligero tenga retardos medios ligeramente mayores que el l-persistente puede atribuirse a que el no persistente se considera en contienda cuando hay una estación rechazada en

el sistema, retardando de esta forma tramas que tienen una probabilidad muy pequeña de verse involucradas en colisión.

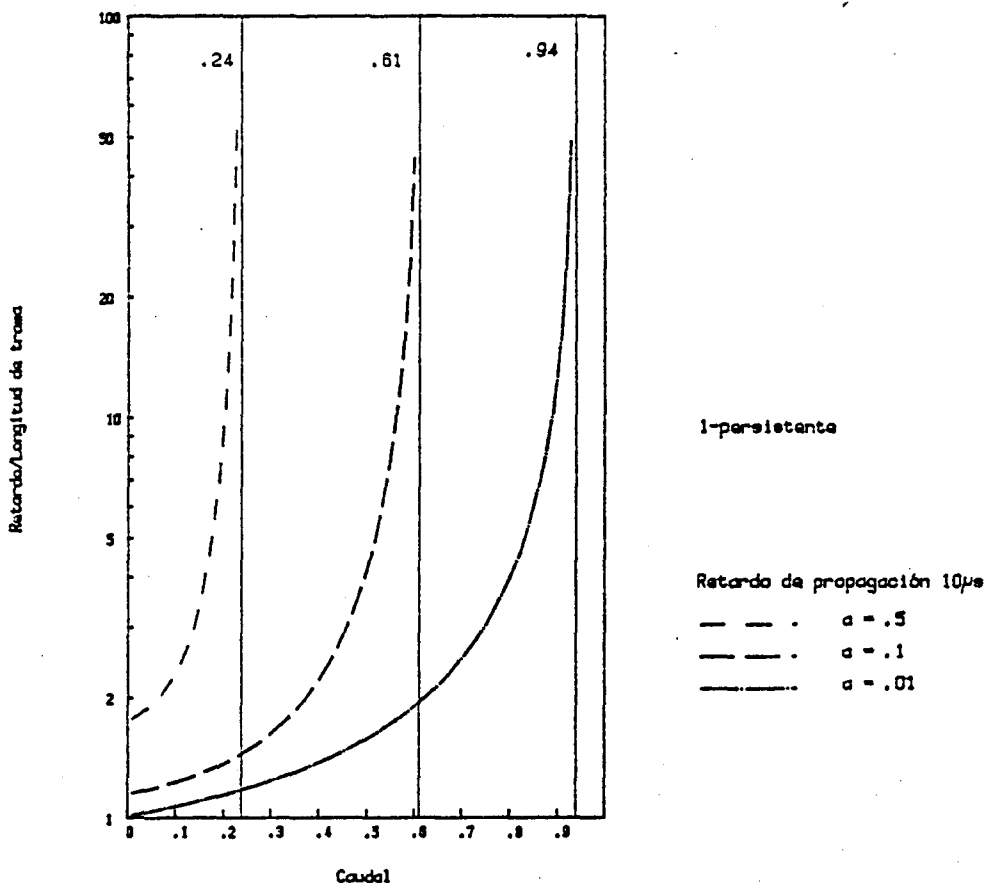


Figura 3.10 Características Caudal-Retardo para el protocolo CSMA/CD 1-persistente en función del parámetro a (τ / l_t)

Ante estos resultados es posible afirmar que las prestaciones de la variante no-persistente, salvo para caudales bajos, y aún en estas condiciones poco significativos, son mejores que las correspondientes a las otras dos variantes estudiadas. La variante p-persistente tiene resultados de retardo medio excesivos con carga baja, mientras que la 1-persistente no alcanza caudales máximos suficientemente elevados.

El aumento de l_t reduce considerablemente la diferencia de retardos medios normalizados, tal y como puede observarse en

la Figura 3.13, ya que vamos reduciendo el valor de a .

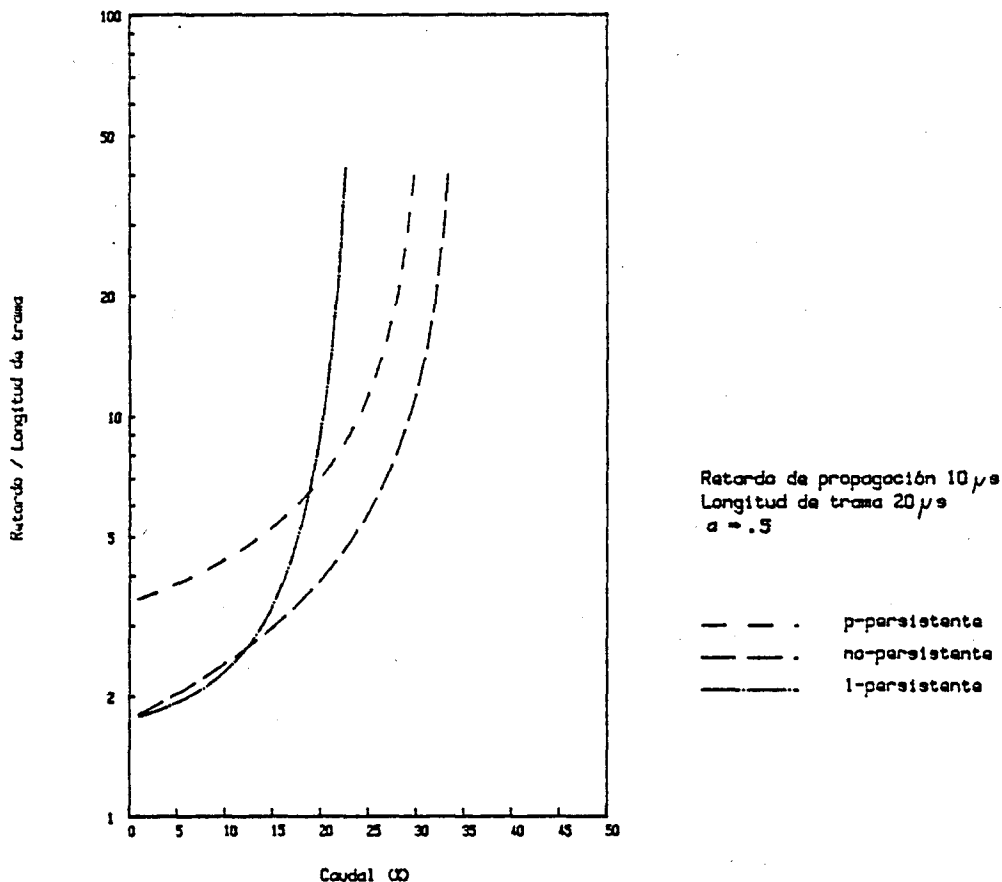


Figura 3.11 Características comparativas de los tres accesos analizados con longitud de trama constante de $10 \mu s$.

Nos parece por ello interesante presentar las características de distintas redes con parámetros reales que reflejen la magnitud de estas diferencias. Este tema se aborda a continuación.

Finalmente, para terminar el estudio de comportamiento de estos protocolos se ha realizado una evaluación de prestaciones observando la dependencia en las características de la variación del tiempo de colisión.

Hasta este momento hemos reflejado el comportamiento de una red de tipo medio con retardo de propagación de $10 \mu s$ y

tiempo de colisión igual al doble del retardo de propagación, que en realidad corresponde a un tiempo de colisión mínimo.

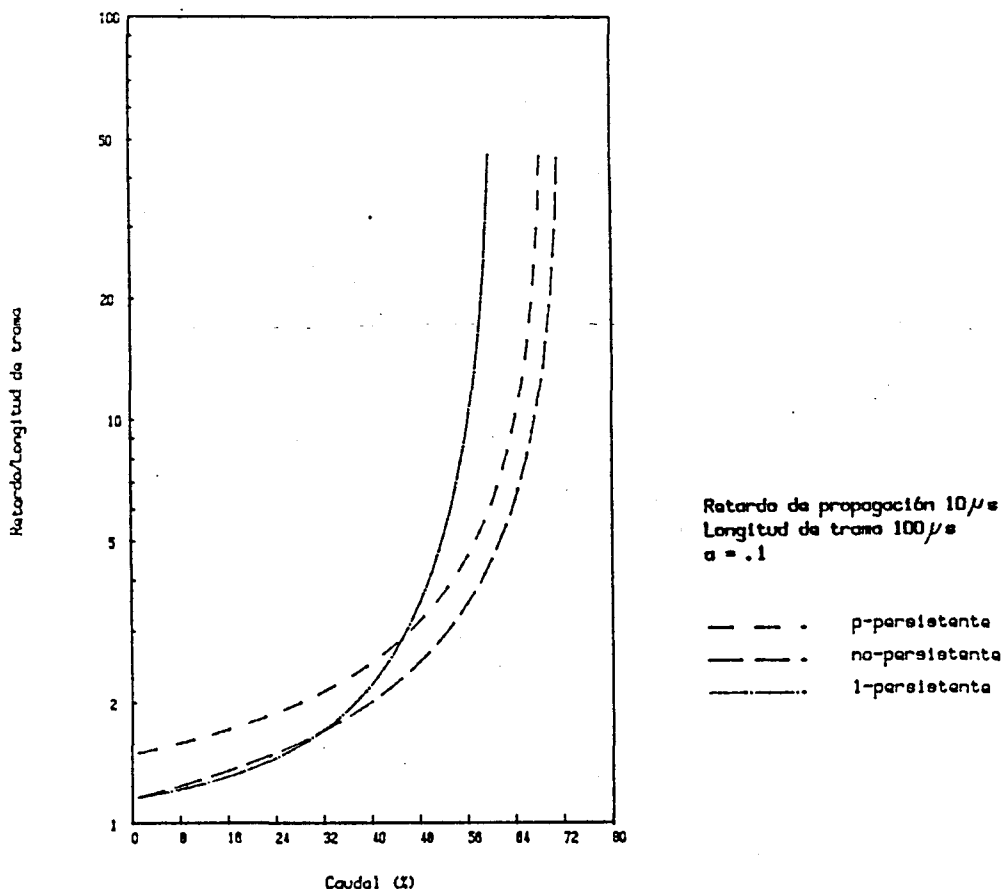


Figura 3.12 Características comparativas de los tres accesos analizados con longitud de trama constante de $100 \mu s$.

Nos ocuparemos ahora de observar la incidencia de estos dos parámetros en el comportamiento de la red, utilizando para ello dos casos reales extremos extraídos de la Norma IEEE 802.3 que contempla el acceso CSMA/CD l-persistente (AnI,85b).

El primer caso corresponde al estudio de una red en su configuración máxima, es decir, máximo número de segmentos de cable coaxial permitidos.

El segundo caso corresponde al estudio de la red en su configuración mínima, formada por un único segmento de cable coaxial de 500m.

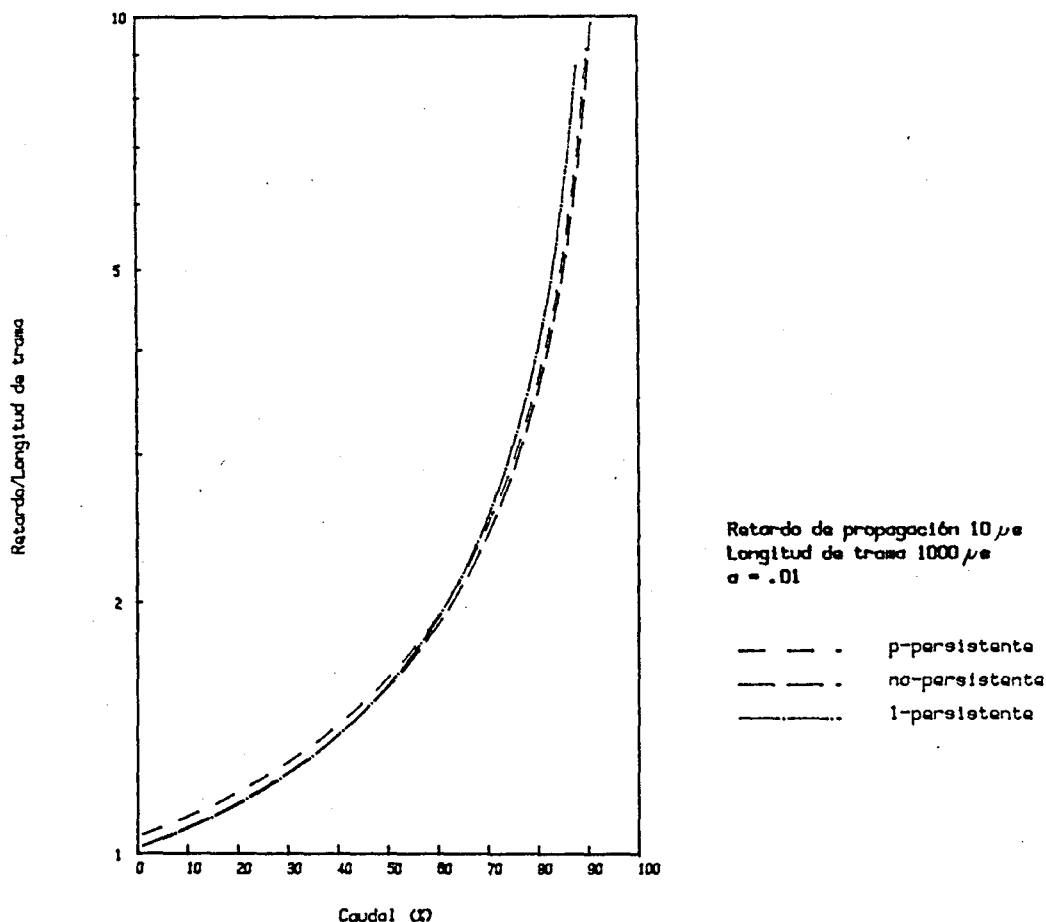


Figura 3.13 Características comparativas de los tres accesos analizados con longitud de trama constante de $1000 \mu s$.

Los valores del retardo de propagación real y tiempo de duración de la colisión han sido obtenidos a partir de los valores máximos de retardos permitidos en la Normativa (AnI,85b) y se reproducen a continuación:

configuración media : $t_c = 20 \mu s$, $\tau = 10 \mu s$
 configuración máxima: $t_c = 54.7 \mu s$, $\tau = 24.95 \mu s$
 configuración mínima: $t_c = 14,5 \mu s$, $\tau = 4.83 \mu s$

El retardo de propagación ha sido obtenido como la mitad del tiempo que tarda una señal que parte de una estación extrema en llegar a la estación del extremo contrario. Conviene hacer constar, sin embargo, que el retardo no es simétrico en ambas direcciones, debido a la diferencia de retardos de recepción y transmisión de los repetidores.

Las Figuras 3.14 y 3.15 reflejan el comportamiento de las tres posibles redes en el caso del protocolo no-persistente y 1-persistente respectivamente y para una longitud de trama de $100 \mu s$ que en una red a 10Mb/s equivale a una trama de 125 bytes.

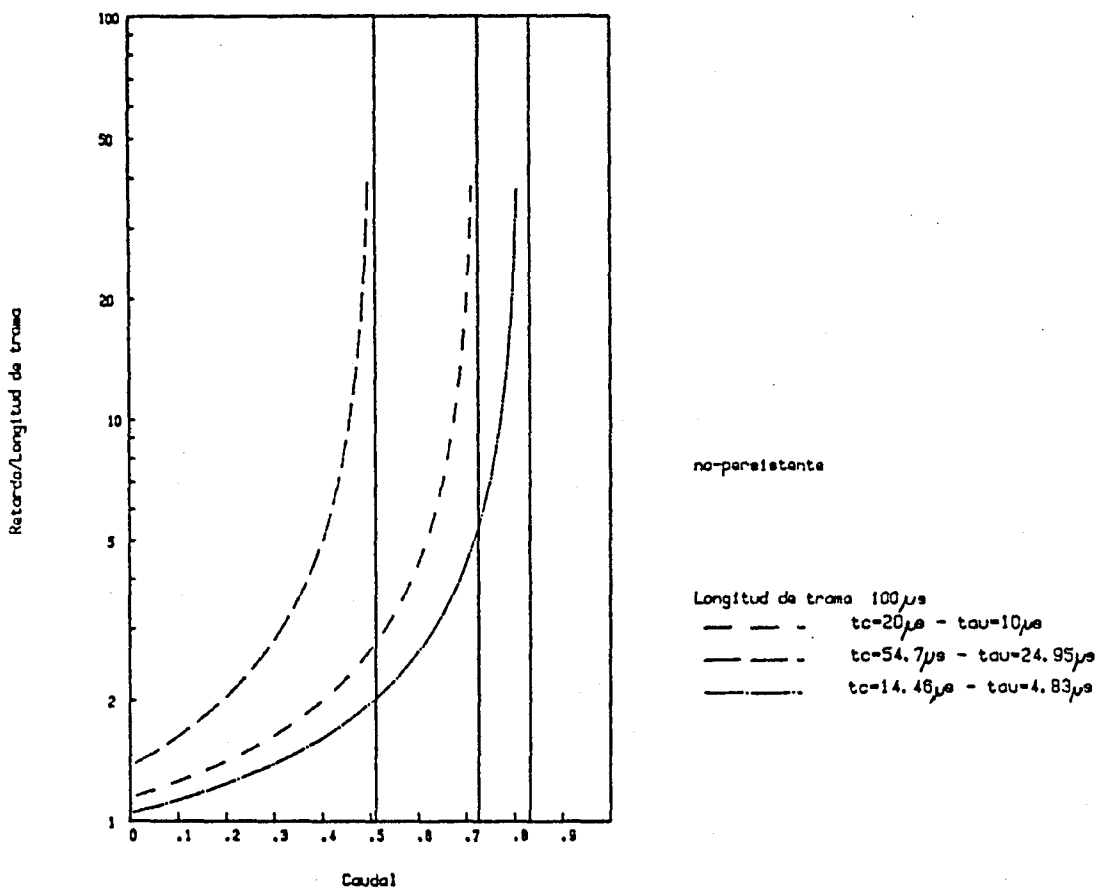


Figura 3.14 Características Caudal-Retardo para una red CSMA/CD no-persistente en configuraciones máxima y mínima, según la Norma IEEE 802.3 (AnI,85b).

En ellas es especialmente significativa la degradación de caudal máximo para el protocolo 1-persistente en el caso de configuración máxima, ello es debido a que en este caso existe un fuerte incremento del parámetro a en este caso de valor 0.5, y corresponde a una pérdida de caudal del 35%; mientras que para la variante no-persistente es de un 31%; siendo, además, los caudales, tanto máximos como mínimos un 11,5% mayores en la variante no-persistente.

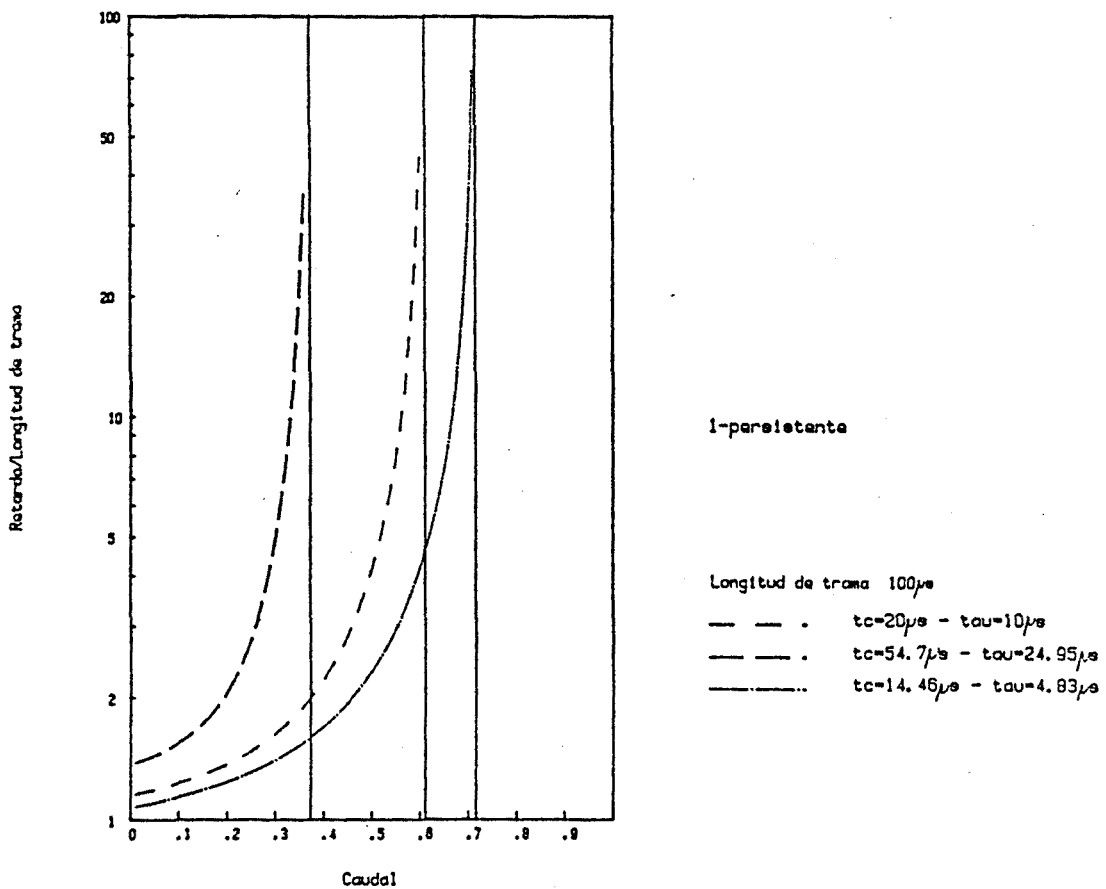


Figura 3.15 Características Caudal-Retardo para una red CSMA/CD 1-persistente en configuraciones máxima y mínima, según la Norma IEEE 802.3 (AnI,85b).

Esta diferencia decrece al aumentar el tamaño de trama, sin embargo conviene aclarar que $100 \mu s$ en una red de 10Mb/s es un equivalente de 1000 bits, longitud de trama ya de por si grande si tenemos en cuenta el estudio de Shoch (SoH,80) que determina una distribución bimodal de tramas en las que el

valor medio se sitúa en tramas de 122bytes, es decir, 976 bits; analizado sobre una red de tipo informático. Una red de control industrial podría presentar mayor degradación debido a la escasa longitud de las tramas de control.

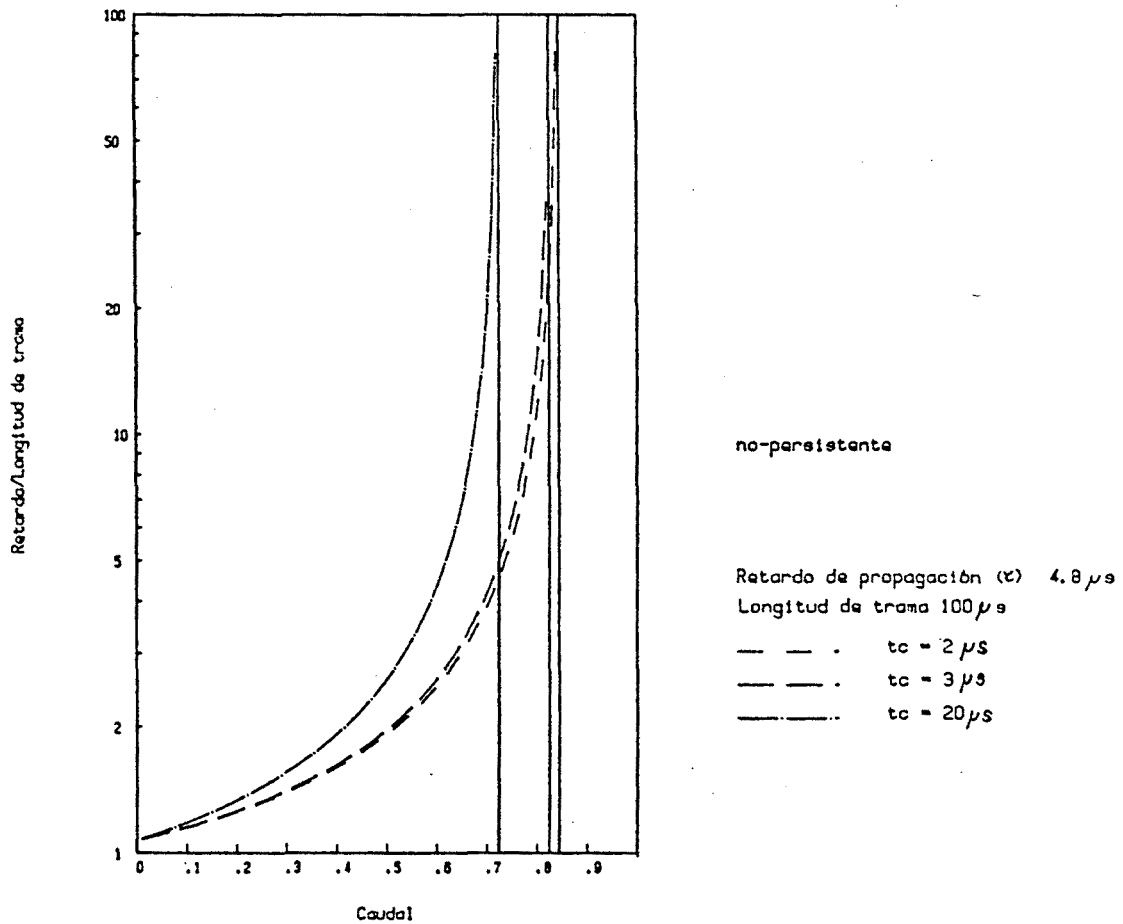


Figura 3.16 Características Caudal-Retardo para una red CSMA/CD no-persistente en función de la duración de la colisión t_c .

Finalmente la Figura 3.16 refleja la dependencia con la variación del tiempo de colisión a igualdad del retardo para tres redes. Una con la consideración realizada hasta ahora de tiempo de colisión mínimo e igual a 2τ ; una segunda en la que se han tenido en cuenta los retardos de reconocimiento de colisión y refuerzo de la misma, según el planteamiento de Tobagi en (ToH,79) y los retardos máximos de la Normativa IEEE 802.3 (AnI,85b); y finalmente

una tercera en la que el tiempo de colisión se iguala a la longitud de trama, condición que como ya mencionamos en el apartado 3.3.2, determina las características correspondientes al acceso sin detección de colisión.

En ellas puede verse que un incremento del 50% en tiempo de colisión determina una reducción de un 20% en caudal efectivo máximo.

3.4 MODELOS DE SIMULACION

En este apartado se presentan los modelos de simulación realizados en esta tesis.

La intención de estos modelos es doble, por una parte la contrastación de resultados con los modelos analíticos y por otra la creación de una herramienta que permita evaluar, en futuros trabajos, las prestaciones de la red bajo entornos no abordables con los modelos analíticos.

El apartado finaliza con la propuesta, contrastada por simulación de un modelo aproximado para accesos no ranurados, de interés ya que estos accesos están más cercanos a la realidad que los modelos ranurados.

3.4.1 Introducción

Los modelos de simulación realizados son, al igual que las redes reales, modelos de población finita; en los que cada estación se modela individualmente ejecutando el autómata de comportamiento del acceso, autómatas a los que se suma el correspondiente a la evolución del bus de comunicación.

El conocimiento por parte del gestor de la simulación del estado del sistema, permite ejecutar, el algoritmo de control de retransmisión adaptativo del tipo " α/nc ", algoritmo que ha sido modelado por Meditch en (MeC,83) y garantiza la estabilidad del acceso, como ya comentamos en el Capítulo 1 de esta tesis.

Los modelos de simulación han sido realizados mediante programas de simulación basados en la técnica de

evolución por eventos y soportados por un paquete básico de simulación, el GASPII desarrollado en la Universidad del Estado de Arizona (PrK,69).

En el Apéndice 3 se presenta un breve resumen de las distintas técnicas de simulación y los lenguajes y paquetes de simulación mas interesantes.

La intención de estos modelos ha sido dar un paso de acercamiento al sistema real, que deseamos analizar, más que reflejar fielmente el modelo de colas analítico propuesto. Es por ello que existen ligeras diferencias de comportamiento que conviene aclarar y se detallarán al presentar los resultados.

La diferencia población finita-población infinita existente entre los modelos de simulación y analítico respectivamente, queda reflejada en el hecho de que en el modelo analítico la llegada de una nueva trama contribuye a la presencia de una nueva estación dispuesta, mientras que en el modelo de simulación solo lo hace si esta estación tiene desocupada su unidad de almacenamiento. Es posible pues, en el modelo de simulación, la pérdida de tramas en condiciones de tráfico intenso. Esto produce el retroceso de caudales y aumento de retardos de los modelos de población finita con probabilidad de retransmisión constante (ToH,79). En estos sistemas en condiciones de tráfico intenso, se pasa a un tráfico de entrada equivalente al generado por la tasa de retransmisión.

En nuestro caso y debido al algoritmo de control adaptativo este efecto se observa muy ligeramente en algunas simulaciones al sobrepasar el caudal máximo de entrada determinado por los modelos analíticos.

Las medias estadísticas del retardo que se presentan han sido obtenidas por estimación a partir de una muestra de

tamaño tal que determina los intervalos reflejados en los gráficos con un 90% de confianza (Roh,76).

La estimación del tamaño de muestra necesario se ha realizado a partir de la desviación tipo de la muestra, previa comprobación de la existencia de correlación no significativa entre los valores muestrales. Esta correlación ha sido comprobada mediante el paquete estadístico SCA (LoH,83).

Por otra parte, y para minimizar la influencia del período transitorio inicial en la estimación de los parámetros estacionarios, se han realizado las simulaciones conducentes a la obtención de una curva, mediante la simulación de cada punto en dos pasos. Una simulación previa para eliminar el transitorio inicial de la que no se toman datos estadísticos, y una segunda, partiendo del estado final de la anterior que conduce a los resultados presentados.

Los resultados de simulación no solo reflejan las características Caudal-Retardo, sino que ha sido interesante comprobar el comportamiento del algoritmo de control utilizado. Para ello se han obtenido medias y desviaciones del tiempo de contienda, valores que reflejaremos junto con los resultados anteriores.

A continuación se presentan estos resultados en tres apartados independientes uno para cada variante del protocolo.

3.4.2 CSMA/CD p-persistente

Iniciamos esta presentación de resultados de simulación y su contrastación con los modelos analíticos por la

variante p-persistente.

Recordamos que tal y como hicimos constar en el apartado 3.3.5 al analizar los resultados analíticos, aparecía en ellos un comportamiento no intuitivo que aumentaba considerablemente los retardos medios con tráfico ligero. Ello era debido a la necesidad de constancia de distribuciones de los períodos de contienda de los modelos analíticos.

Nos ha parecido interesante comprobar mediante las simulaciones realizadas hasta que punto se cumple esta hipótesis de trabajo con el algoritmo de control de retransmisiones adaptativo del tipo α/nc . La Figura 3.17 refleja los tiempos de contienda medios, en ranuras de longitud T, en función del tráfico transportado por el bus, para la variante p-persistente y dos simulaciones. Una primera en la que los datos estimados se reflejan en la figura con trazo vertical, correspondiente a una longitud de trama de $100 \mu s$; y una segunda en trazo circular con longitud de trama de $1000 \mu s$.

El valor teórico utilizado en los modelos analíticos, y por tanto constante, se ha reflejado mediante una recta horizontal a la altura determinada por \bar{c} .

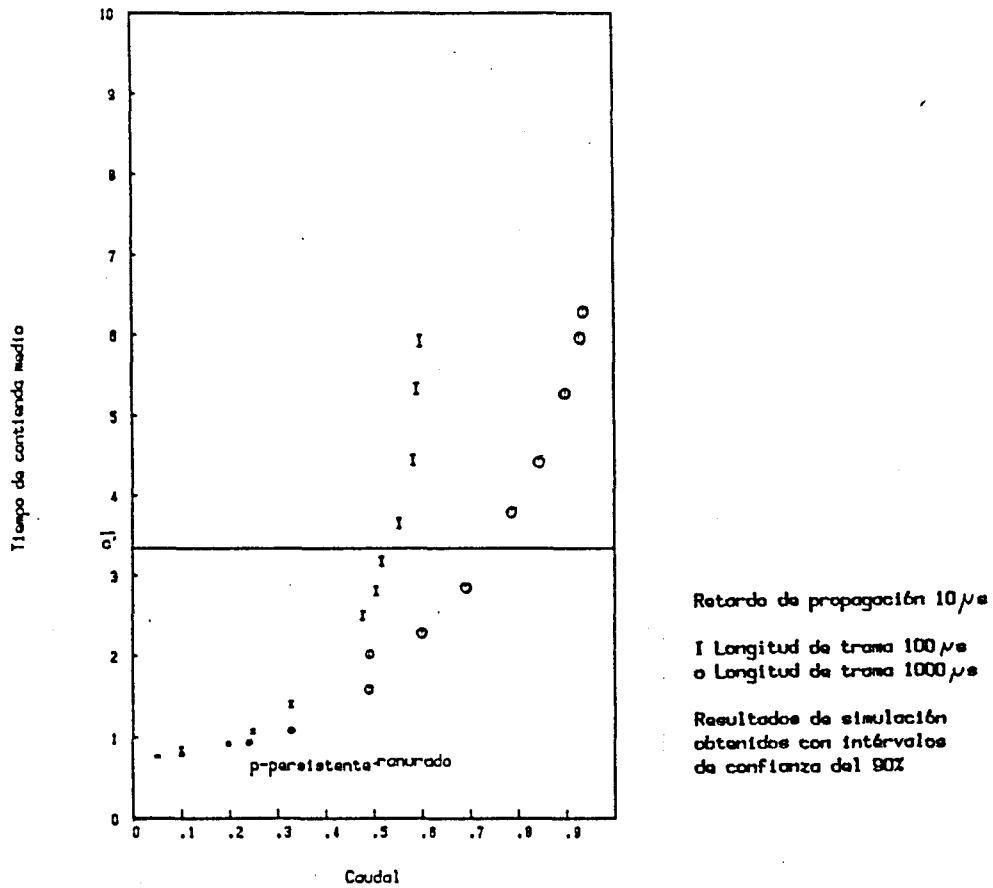


Figura 3.17 Tiempos de contienda medios \bar{c} para la variante p-persistente del protocolo CSMA/CD y algoritmo de control con proporcionalidad inversa al número de contendientes

En ella puede apreciarse que para esta variante, a diferencia de las restantes, que veremos más adelante, existe dependencia con el tráfico transportado por la red y por tanto el número de contendientes. El valor teórico reflejado en la Figura 3.17 por la horizontal a la altura \bar{c} , se alcanza para tráficos del orden del 75% del caudal máximo que puede transportar la red para las dos longitudes de trama.

La mejor media del período de contienda con tráfico ligero justifica la reducción de retardos, frente al valor teórico, que se observa en las características

Caudal-Retardo y que se presentan en la Figura 3.18.

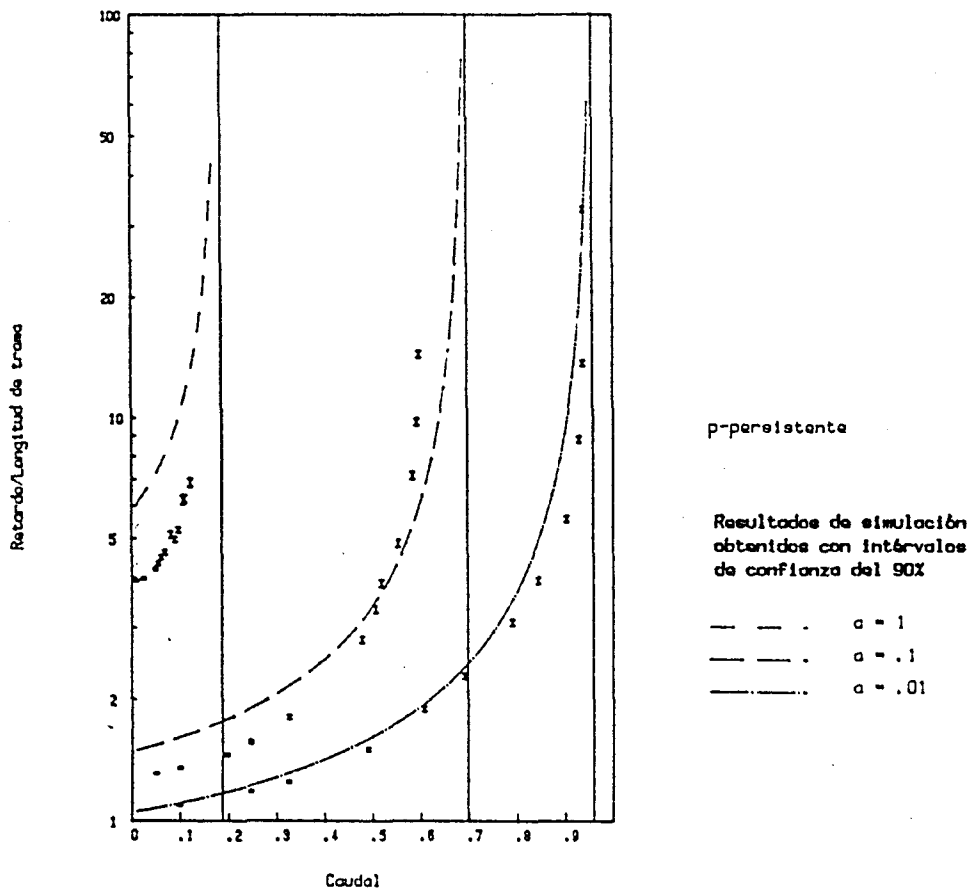


Figura 3.18 Características Caudal-Retardo para una red CSMA/CD p-persistente para distintos valores de la relación "a" y su contrastación con los resultados del modelo de simulación obtenidos con un intervalo de confianza del 90%.

Interesa por tanto resaltar que la hipótesis de tiempo medio de contienda independiente, va a influir en el comportamiento de las tres variantes del protocolo en condiciones de tráfico ligero, sin embargo, como veremos en los apartados siguientes, es notable únicamente en el p-persistente debido al especial funcionamiento de este protocolo respecto a las llegadas de trama con bus vacío, comportamiento adecuado con tráfico intenso, pero deficiente con tráfico ligero.

La característica $a = 1$ se ha realizado para observar el comportamiento de los modelos de simulación en condiciones extremas.

Se concluye, pues, para este protocolo, la posibilidad de plantear un modelo más ajustado al comportamiento real, donde se refleje la dependencia de la distribución de los períodos de contienda de la variable de estado.

Conviene sin embargo hacer constar que sigue cumpliéndose la relación de mayor retardo para el protocolo p-persistente, aunque en menor proporción que la presentada por los modelos teóricos.

3.4.3 CSMA/CD no-persistente

En este apartado se presentan los resultados de simulación de la variante no-persistente, contrastados con los teóricos para distintos valores de la relación "a".

Recordamos que en esta variante intervienen dos distribuciones de tiempos de contienda diferentes c' y c'' , cuyas medias se han representado en la Figura 3.19, mediante rectas horizontales para los valores constantes del modelo teórico, bajo la hipótesis de caudal máximo durante los períodos de contienda, y por las medias muestrales con un intervalo de confianza del 90% para los resultados de simulación.

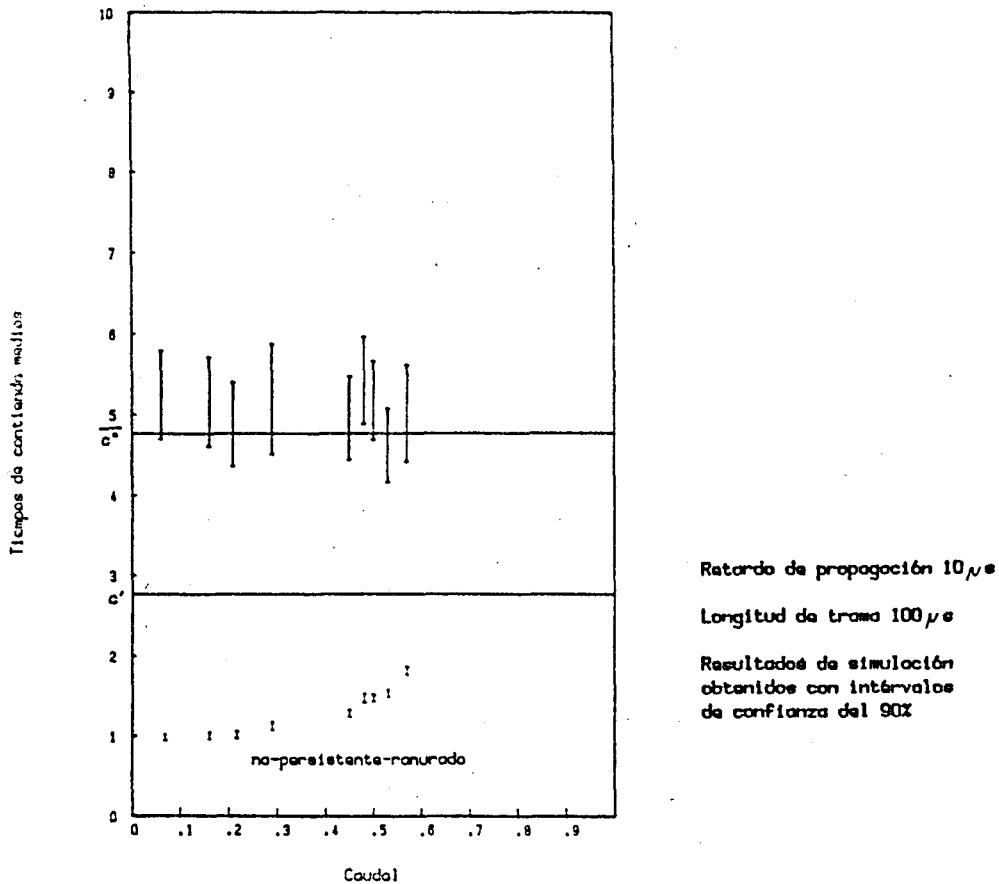


Figura 3.19 Tiempos de contienda medios \bar{c}' y \bar{c}'' para la variante no-persistente del protocolo CSMA/CD y algoritmo de control con proporcionalidad inversa al número de contendientes.

En este caso puede apreciarse la constancia de resultados en función del tráfico que circula por el bus para los dos tipos de ciclo, existiendo sin embargo una sobreestimación del ciclo c' que conduce a retardos mayores en el modelo teórico, tal y como puede apreciarse en la curva central de la Figura 3.20, correspondiente a $a=.1$, simulación a la que corresponden los resultados de la Figura 3.19.

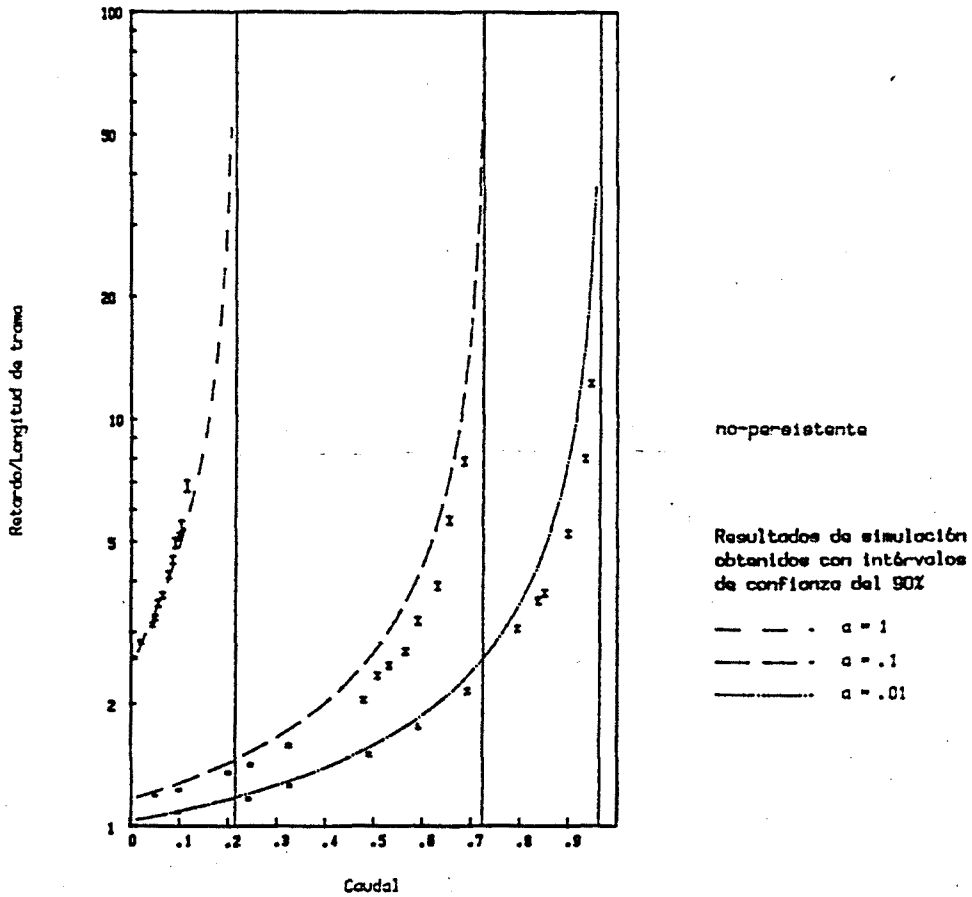


Figura 3.20 Características Caudal-Retardo para una red CSMA/CD no-persistente para distintos valores de la relación "a" y su contrastación con los resultados del modelo de simulación obtenidos con un intervalo de confianza del 90%.

El mayor acercamiento para tráfico ligero observable en la Figura 3.20, un error máximo del 10% del valor teórico hasta el 50% del tráfico máximo, es debido a que con esta intensidad de tráfico el período de contienda c' es el predominante, perdiendo peso a medida que aumenta el tráfico, siendo el valor medio de este ciclo más cercano al valor teórico que el c' .

La ligera dependencia de c' con el caudal acerca los valores teóricos y de simulación al aumentar el tráfico, manteniéndose por debajo del valor teórico.

Por otra parte esta desviación es menor en los casos $a=1$ y $a=.01$, tal y como se observa en la Figura 3.20.

Concluyendo, el error de contrastación no supera el 30% del valor teórico en un 80% del tráfico máximo en los casos $a=.1$ y $a=.01$ y un 4% en la totalidad de los valores muestrales en el caso $a=1$.

3.4.4 CSMA/CD 1-persistente

Finalmente presentamos los resultados para la variante 1-persistente, resultados que se reflejan en las Figuras 3.21 y 3.22 en cuanto a valores medios del período de contienda, en este caso del tipo "c", y características Caudal-Retardo respectivamente.

El tiempo medio de contienda "c" se presenta a partir de los resultados de simulación de las características Caudal-Retardo correspondientes a $a=.1$ y $a=.01$, observándose una notable constancia respecto a la longitud de trama y el caudal transportado por la red.

Los retardos medios presentan buena coincidencia para tráficos bajos y un ligero error por defecto para tráficos altos con caudales bajos, error en retardo medio inferior al 8% para caudales inferiores al 50% del caudal máximo en el caso de $a=.1$ y $a=.01$. En este caso la curva $a=1$ presenta un error inferior al 27% en el 50% del tráfico máximo.

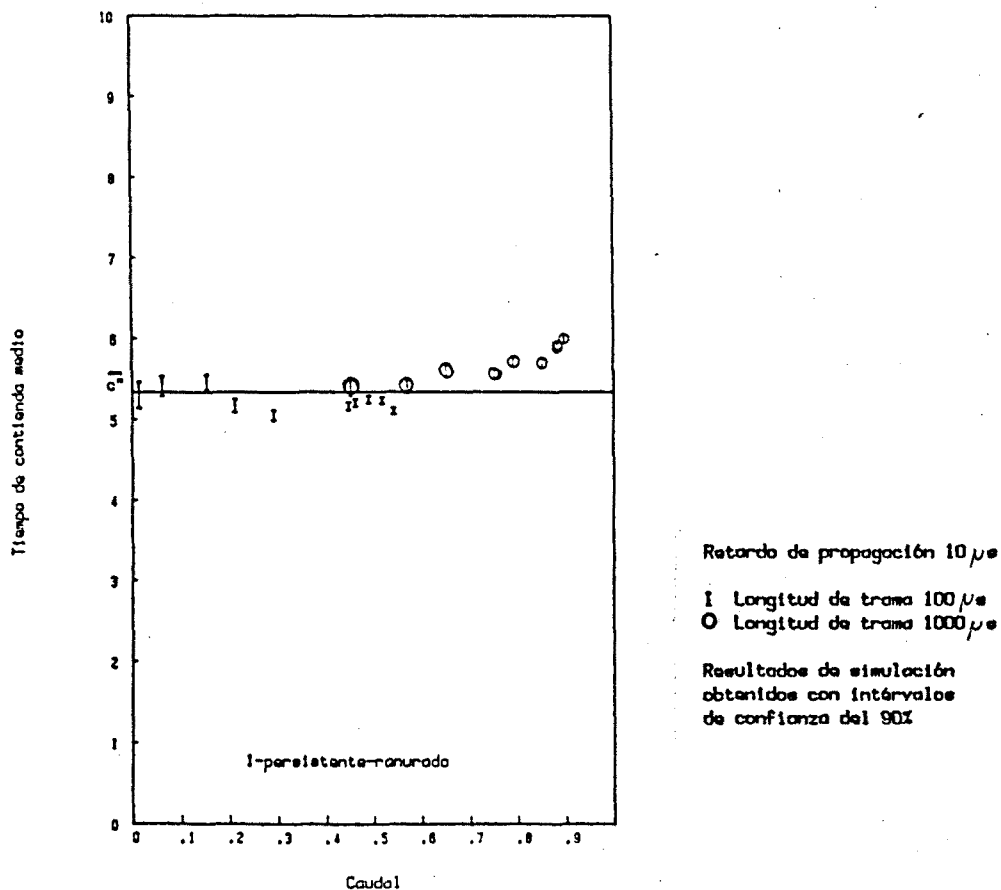


Figura 3.21 Tiempos de contienda medios \bar{c} para la variante 1-persistente del protocolo CSMA/CD y algoritmo de control con proporcionalidad inversa al número de contendientes

Todas las simulaciones presentan error por defecto al incrementarse el tráfico, presentando para el 80% del tráfico máximo un error inferior al 30% en las curvas $a=.1$ y $a=.01$.

Finalmente los caudales máximos obtenidos mediante simulación no han superado en ningún caso los límites teóricos reflejados por las asíntotas en la Figura 3.22.

Concluyendo esta contrastación de resultados, la coincidencia es buena para los accesos no-persistente y 1-persistente no superando el error, respecto a los

resultados analíticos, en ningún caso el 30% para tráficos inferiores al 80% del caudal máximo y el 10% para el 50% del tráfico máximo. En cuanto a la variante p-persistente, se han justificado las diferencias notables para tráfico ligero mediante el análisis de los tiempos de contienda medios y su dependencia con el tráfico que circula por el bus; concluyendo que la desviación debe atribuirse a que no se cumple la hipótesis de independencia, de distribución de duración de los períodos de contienda, si la red se controla con un algoritmo adaptativo con proporcionalidad inversa al número de contendientes.

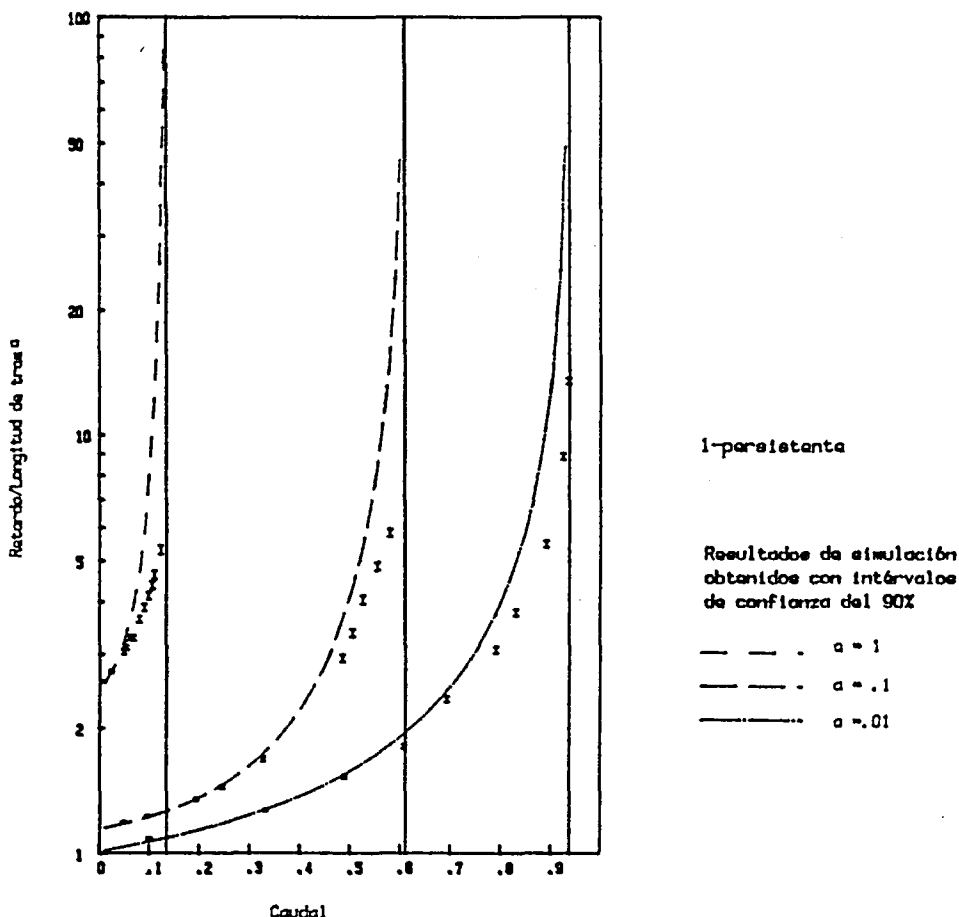


Figura 3.22 Características Caudal-Retardo para una red CSMA/CD 1-persistente para distintos valores de la relación "a" y su contrastación con los resultados del modelo de simulación obtenidos con un intervalo de confianza del 90%.

Hasta aquí hemos presentado modelos tanto analíticos como de simulación que presentan un comportamiento con sincronismo de inicio de transmisión en las estaciones. Las redes reales, salvo excepciones, se comportan de forma asíncrona respecto al inicio de las transmisiones. Ello conduce a comportamientos diferentes tipificados por las redes ALOHA y ALOHA-ranurada (Abr,73a).

En el apartado que sigue se analiza esta diferencia de comportamiento, análisis que conduce a una aproximación de características para sistemas no ranurados que se contrastan favorablemente con resultados de simulación.

3.4.5 Características aproximadas para redes asíncronas

Debido a que las redes reales generalmente no presentan el mecanismo de sincronismo en las transmisiones, que supone el modelo ranurado, tiene interés el conocimiento de las características en el caso de sistemas no ranurados.

En este apartado se proponen, a partir de los resultados del modelo ranurado, modificaciones para llegar a un modelo aproximado en el caso de redes no ranuradas, contrastando estos resultados con modelos de simulación que no presentan sincronismo en las transmisiones.

Estas modificaciones se basan fundamentalmente en dos consideraciones. Una referente al comportamiento del protocolo durante los períodos de contienda, y otra que contempla el retardo propio introducido por el sincronismo en el inicio de la transmisión. A continuación se amplían estos conceptos para finalmente presentar las curvas aproximadas y su contrastación con las simulaciones.

En las redes no ranuradas el inicio de transmisión de trama es instantáneo. No existe pues el retardo, ya comentado en el análisis de resultados del modelo ranurado, de en media la mitad de una ranura, $T/2$, característico de los accesos ranurados.

Ello equivale a la reducción de la media de retardos con carga débil únicamente al retardo de transmisión de la trama.

El valor de $T/2$ puede ser eliminado pues de la ecuación que determina el retardo medio, ya que éste puede contemplarse como la suma de medias, de las cuales, en el caso no ranurado, el tiempo de ranura tiende a cero.

Este mismo argumento ha sido utilizado por Bux en la utilización del modelo de Lam (Bux,84) en su paso a acceso no ranurado.

Sin embargo, no es suficiente esta consideración para que el modelo se adapte al comportamiento de un acceso no ranurado, es preciso tener en cuenta que el comportamiento del acceso durante los períodos de contienda no tiene la mismas características para un acceso ranurado o no ranurado. Recordamos que tal y como especificamos en el apartado 3.3.6 durante los períodos de contienda el acceso se comporta como un CSMA sin detección de colisión y longitud de trama igual a la longitud de colisión. El comportamiento de accesos no ranurados difiere en este caso de los ranurados y ha sido tratado por diversos autores de los cuales hemos seleccionado el estudio de Kleinrock original (KlT,75) para obtener, al igual que en el apartado 3.3.6 las medias de los períodos de contienda en el caso del acceso no-persistente y 1-persistente no-ranurados.

Con estas dos consideraciones, las características aproximadas Caudal-Retardo para la variante no-persistente y

acceso no ranurado pueden verse en la Figura 3.23 donde se presentan además los resultados de simulación obtenidos.

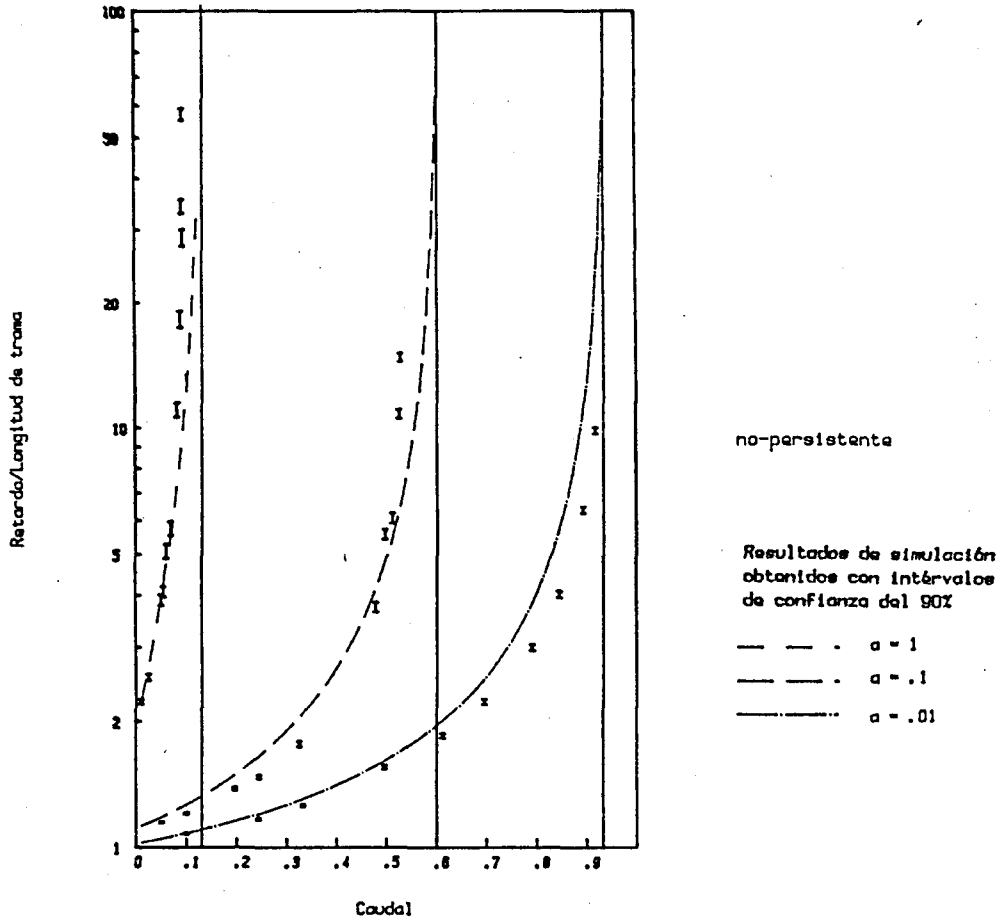


Figura 3.23 Características aproximadas para CSMA/CD no-persistente no ranurado contrastadas con resultados de simulación obtenidos con intervalos de confianza del 90%.

En el caso de las curvas para $a=1$ y $a=.1$ de la Figura 3.23 puede observarse un retroceso de caudales máximos alcanzables en el modelo de simulación, frente al modelo analítico. Ello hace que los retardos en esta zona de comportamiento exponencial de las características presenten diferencias notables. La concordancia, en cambio, es buena para tráfico ligero.

Para tráficos inferiores al 50% del caudal máximo, el error en retardo medio no supera el 14% del valor teórico.

Con tráfico elevado el error no supera el 26% para el 80% del tráfico en las curvas $a=.1$ y $a=.01$, siendo mayor en el caso de $a=1$ debido al efecto comentado de menor caudal máximo.

La Figura 3.24 presenta las mismas características y simulaciones para la variante 1-persistente.

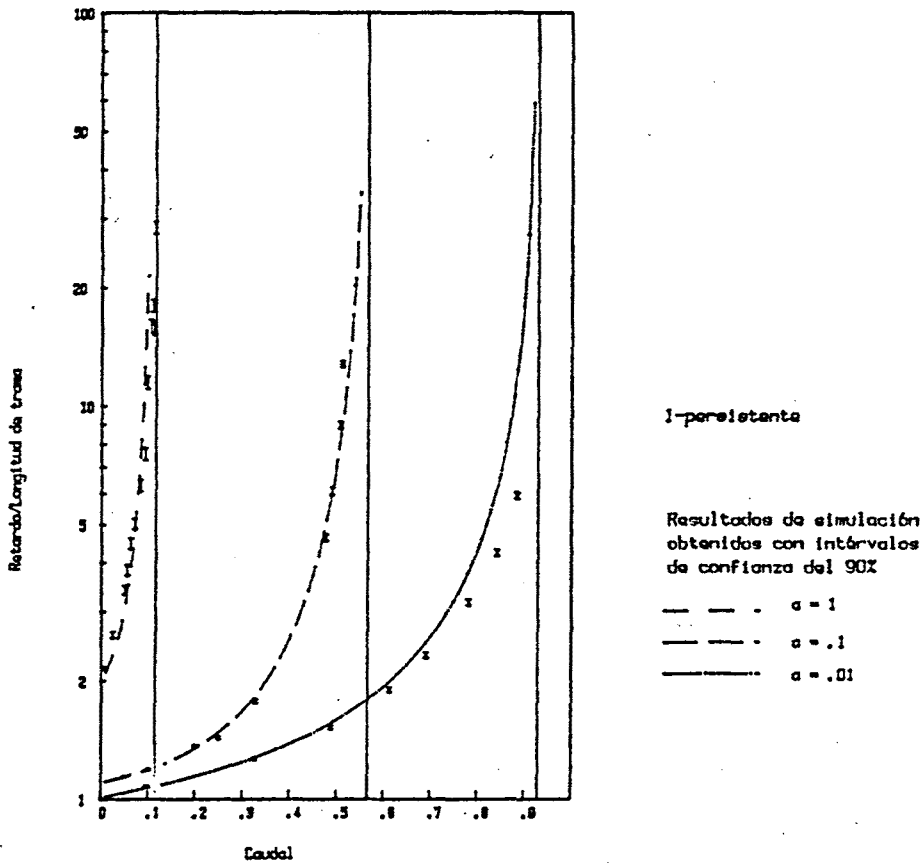


Figura 3.24 Características aproximadas para CSMA/CD 1-persistente no ranurado contrastadas con resultados de simulación obtenidos con intervalos de confianza del 90%.

Este caso, 1-persistencia no-ranurado, es el que presenta mejor coincidencia de resultados. El error en retardo medio no supera el 30% para el 80% del tráfico en las tres curvas obtenidas mediante simulación, quedando reducido a un 7% en el 50% del tráfico máximo.

Concluimos pues, que a través de esta contrastación de resultados puede considerarse adecuada la aproximación realizada de las redes no-síncronas obtenida a partir de los modelos analíticos ranurados en el apartado 3.3.6.

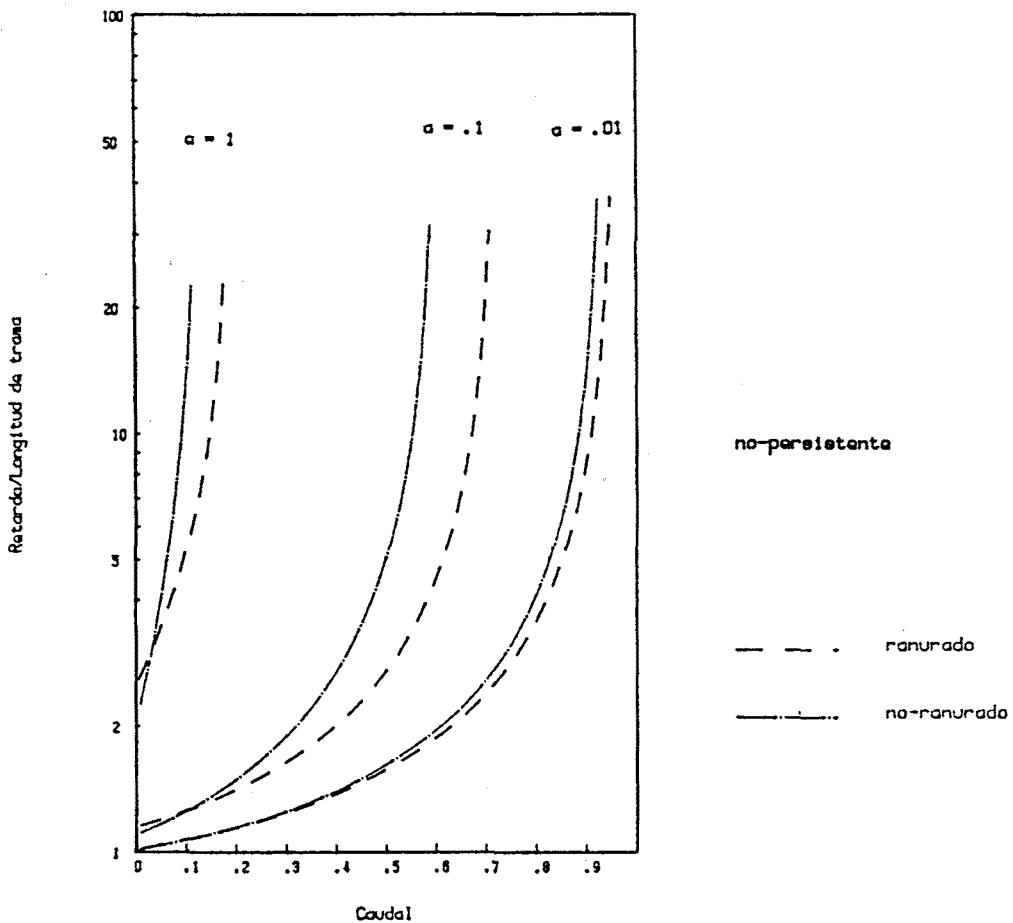


Figura 3.25 Características comparativas entre los modelos ranurados y la aproximación al no-ranurado para la variante no-persistente del protocolo de acceso CSMA/CD para distintos valores de a .

Finalmente realizamos una comparación de prestaciones entre accesos ranurados y no-ranurados.

La Figura 3.25 refleja la diferencia de comportamiento entre los accesos ranurados y no ranurados, donde puede apreciarse el menor retardo para carga baja en los sistemas no ranurados, frente al mayor caudal máximo alcanzable de los sistemas ranurados.

La Figura 3.26 corresponde a la variante no-persistente del protocolo. Idéntico resultado puede apreciarse en el caso de 1-persistencia, pero presentando menor diferencia que en el caso de no-persistencia. Este hecho es debido a que el acceso CSMA para longitud de trama reducida es menos sensible a la ranuración en el caso de 1-persistencia que en el caso de no-persistencia.

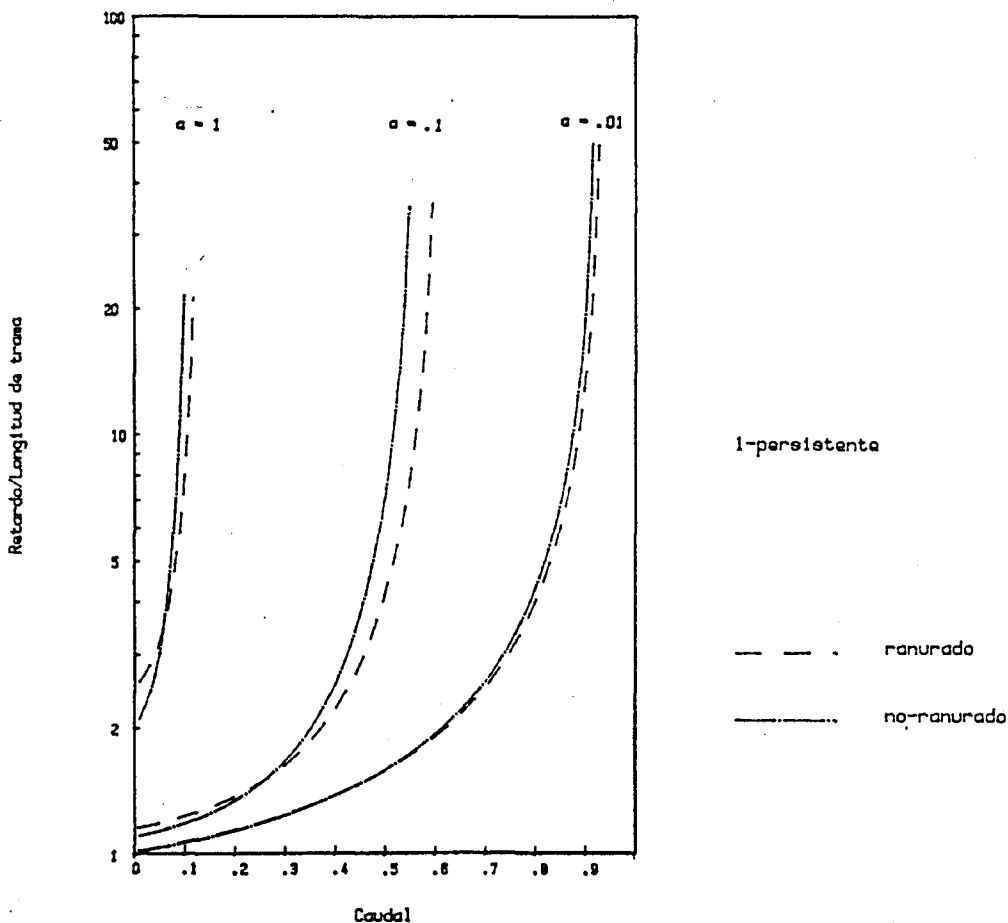


Figura 3.26 Características comparativas entre los modelos ranurados y la aproximación al no-ranurado para la variante 1-persistente del protocolo de acceso CSMA/CD para distintos valores de a.

En ambas puede apreciarse que la diferencia de comportamiento es máxima en la curva central, correspondiente a un valor de "a" de .1, reduciéndose en cambio al pasar a relaciones extremas.

Los modelos de simulación propuestos en este apartado han permitido contrastar los valores obtenidos en el apartado precedente 3.3 con la conclusión de que la coincidencia es buena, especialmente en el caso de las variantes no-persistente y 1-persistente.

Ello, sin embargo, no puede validar de forma completa ambos resultados, a esta validación mútua debe sumarse la contrastación con resultados obtenidos sobre redes experimentales que sitúen estos modelos en un entorno real.

El apartado que sigue se ocupa de esta validación poniendo punto final a la evaluación de la persistencia en redes de acceso aleatorio.

3.5 VALIDACION DE RESULTADOS

La validación de los resultados obtenidos tanto analíticos como de simulación sólo puede realizarse eficazmente mediante su comprobación con resultados de experimentación sobre el sistema real.

La imposibilidad de disponer de una red real en funcionamiento sobre la que poder trabajar, junto con la dificultad de experimentación sobre un sistema en funcionamiento, nos hicieron pensar en la utilización de la red experimental desarrollada en el Departamento de Ingeniería Electrónica de la E.T.S.E.I.B., donde se ha desarrollado esta tesis, desarrollo en el que se ha participado activamente (BFE,85), (BDF,84) para la obtención de puntos experimentales que apoyen los resultados.

Sin embargo, las condiciones de funcionamiento de esta red, (baja velocidad, longitud y número de estaciones reducido), no permiten obtener resultados significativos de la realidad por nosotros modelada. Dificultad que se refleja en el hecho de que para obtener una curva extrema, tal como la correspondiente a $a=.01$ era preciso una longitud de trama experimental de dos bits.

Dejando, por tanto, el tema de la experimentación, como un campo muy interesante y necesario de futura investigación, no hemos querido, sin embargo dejar en el aire este punto básico de validación.

Para ello hemos optado por utilizar resultados de experimentación de Shoch y Hupp del Centro de Investigación de Xerox en Palo Alto (ShH,80), junto con la comparación parcial con resultados presentados por otros investigadores en este campo.

Las dificultades de experimentación sobre una red real y en funcionamiento, que comentábamos en los párrafos anteriores, no ha permitido a los autores evaluar condiciones de retardo de tramas; limitando los resultados a la medida de caudales.

Dado que la red experimental es un Ethernet y trabaja con algoritmo de control "binary exponential backoff", hemos utilizado las condiciones y los parámetros reflejados en el artículo en nuestro programa de simulación de la variante de 1-persistencia substituyendo el algoritmo utilizado por el correspondiente a la red Ethernet.

El experimento realizado por Soch y Hupp consiste en situar a la red en condiciones de tráfico intenso y medir el caudal efectivo que circula por el bus. Para ello las N estaciones, integrantes del experimento, generan cada una el 100% del tráfico que puede transportar la red en condiciones de arbitrio perfecto. Cada estación genera tramas de forma continua de manera que una estación que ha finalizado la transmisión de una trama con éxito tiene su unidad de almacenamiento ocupada y pasa instantáneamente a la condición de dispuesta.

Bajo este planteamiento Soch y Hupp obtuvieron resultados de caudales efectivos medios para 5, 10, 32 y 64 estaciones, resultados que se reflejan en la Tabla 3.3 con la intención de compararlos con los obtenidos a partir del modelo de simulación de la variante 1-persistente propuesto en esta tesis.

El acuerdo entre resultados es aceptable para el caso de 5 y 10 estaciones con un error inferior al 3,4% para todas las longitudes de trama comparadas.

En el caso de 32 estaciones la discrepancia aumenta a medida que se reduce la longitud de trama con un error mínimo del

5,2% para la trama larga de 512 bytes y un error máximo del 26% en la trama de 4 bytes.

RESULTADOS DE SIMULACION

CSMA/CD 1-persistente con algoritmo de "backoff"

Longitud de trama de estaciones	(bytes)				
	512	128	64	8	4
5	0.97	0.94	0.91	0.75	0.70
10	0.96	0.91	0.86	0.63	0.58
32	0.92	0.82	0.74	0.33	0.28

Resultados de la tesis obtenidos mediante simulación para el protocolo 1-persistente y algoritmo de control "Truncated binary exponential backoff"

Table I. Ethernet utilization with continuously queued sources. Q = number of hosts, each generating 100 percent load.

Q	Packet length P (in bytes)				
	512	128	64	8	4
5	97%	95%	94%	72%	—
10	97%	91%	89%	68%	58%
32	97%	90%	83%	64%	56%
64	97%	92%	85%	61%	54%

Resultados de Soch y Hupp (SoH, 80) obtenidos en un red Ethernet de 120 estaciones y 2.94 Mbps

Tabla 3.3 Comparación de caudales máximos entre valores experimentales obtenidos por Soch y Hupp (SoH,80) y de simulación para el protocolo CSMA/CD y algoritmo de control "Binary exponential backoff".

Esta discrepancia nos llevó a monitorizar la simulación, observando un fenómeno anormal de funcionamiento similar al fenómeno de captura denunciado por otros autores (SaH,82), en estas condiciones de congestión de tráfico.

Con tráfico intenso y un algoritmo de control que aumenta el intervalo entre retransmisiones a medida que aumenta la congestión del bus, tal es el "binary exponential backoff", los retardos de retransmisión llegan a ser tan grandes, que el caudal está entonces formado por el que puede suministrar una de las estaciones (afortunada) que transmite continuamente a partir del momento en que consigue colocar una trama en el bus con éxito. Hasta la siguiente

interferencia, relativamente lejana debido a los retardos, esta estación transmite con un caudal cercano al 100%.

La red por tanto transporta tráfico y con caudal bueno gracias a que el algoritmo de control provee un mecanismo que reinicia el tiempo de retransmisión a cero en caso de colisiones excesivas.

Evidentemente ello no refleja la situación de retardos infinitos que presentan las restantes estaciones, que pueden pasar a afortunadas después de un ciclo considerablemente largo.

Este fenómeno provoca transitorios muy largos que pueden conducir a caudales excesivos si no se ha completado el ciclo.

En nuestro caso se realizaron experimentos considerablemente más largos para estimar el caudal efectivo real, experimentos que condujeron a los resultados que se presentan.

Por otra parte nos ha parecido de interés la comparación de resultados con los propuestos por otros autores.

En este sentido conviene destacar que, debido a la presencia del algoritmo de control adaptativo en nuestro modelo, la variante no-persistente de los modelos presentados debe comportarse como la envolvente de las curvas presentadas por Tobagi (ToH,79) basadas en un modelo Markov de población finita y que ya comentamos ampliamente en el capítulo 1 de la tesis.

Las curvas que presenta Tobagi están obtenidas con un algoritmo de retransmisión con probabilidad de retransmisión constante. Es por ello que nuestro algoritmo adaptativo, con la constante de proporcionalidad adecuada

para que conduzca al caudal máximo durante los períodos de contienda, debe determinar la probabilidad de retransmisión que conduzca al menor retardo y ser envolvente de las curvas de Tobagi.

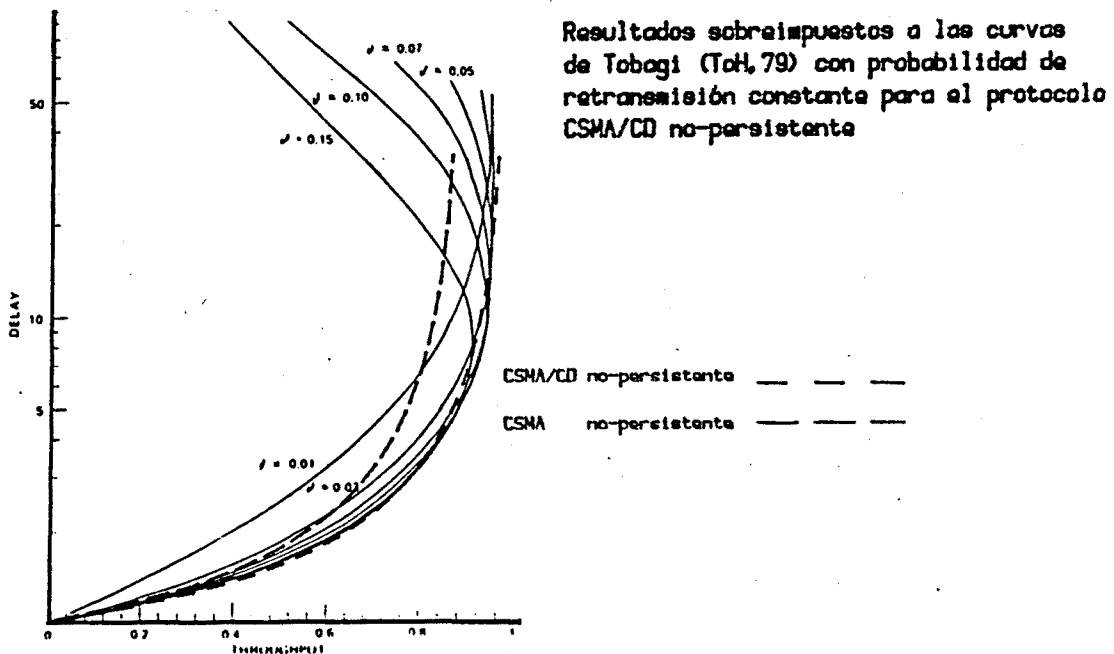


Figura 3.27 Comparación de resultados entre el modelo propuesto para el protocolo CSMA/CD no-persistente con algoritmo adaptativo y el modelo de Tobagi con tasa de retransmisión constante (ToH, 79).

Los resultados, tal y como puede apreciarse en la Figura 3.27 han confirmado este razonamiento, no solo para el modelo CSMA/CD de la Figura 3.27, sino también para el protocolo sin detección de colisión que se muestra en la Figura 3.28.

Finalmente realizamos la comparación de las características del protocolo CSMA/CD 1-persistente con los resultados de Lam (Lam, 80), con la ranuración y con la modelación de los períodos de contienda adoptada en esta tesis.

Como ya comentamos en el apartado 3.3.5, el modelo de Lam está planteado con una ventana de colisión doble de la real, ya que con más de un retardo de propagación entre llegadas, no es posible la colisión de las estaciones extremas del bus. Ello conduce a probabilidades de colisión mayores en el modelo que en la red real a igualdad de tasa de llegadas.

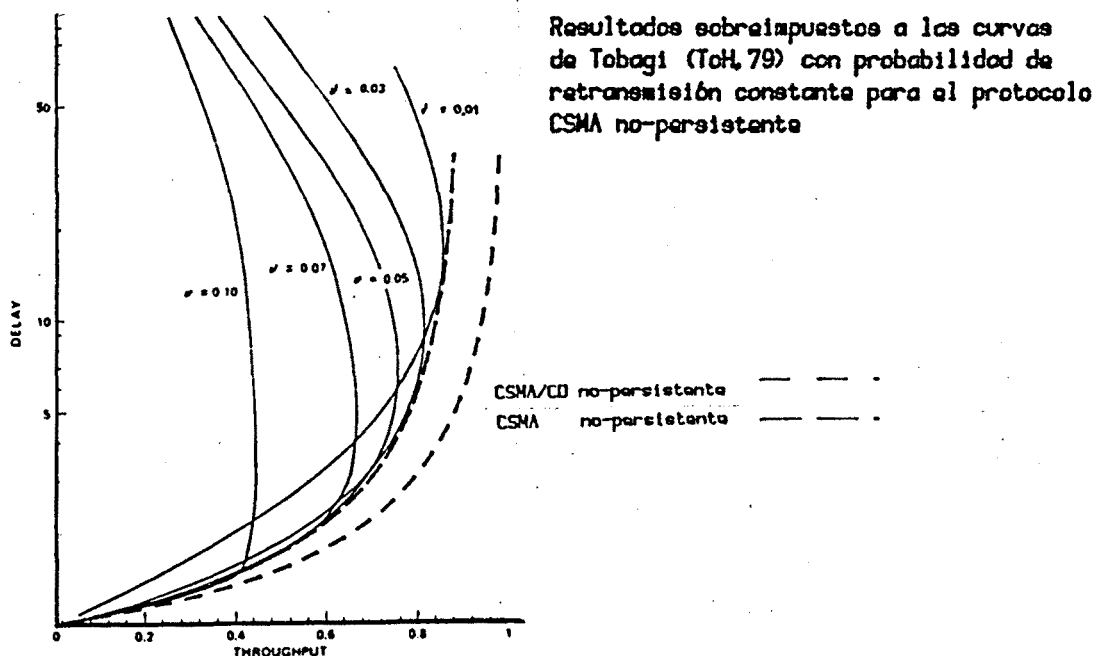


Figura 3.28 Comparación de resultados entre el modelo propuesto para el protocolo CSMA no-persistente con algoritmo adaptativo y el modelo de Tobagi con tasa de retransmisión constante (ToH,79).

Esta hipótesis sin embargo le permite plantear un comportamiento durante los períodos de contienda equivalente al ALOHA-ranurado, lo cual simplifica el análisis de la distribución de los períodos de contienda, no permitiendo en cambio la modificación de la duración de

la colisión que queda fijada al valor de la ranura del modelo.

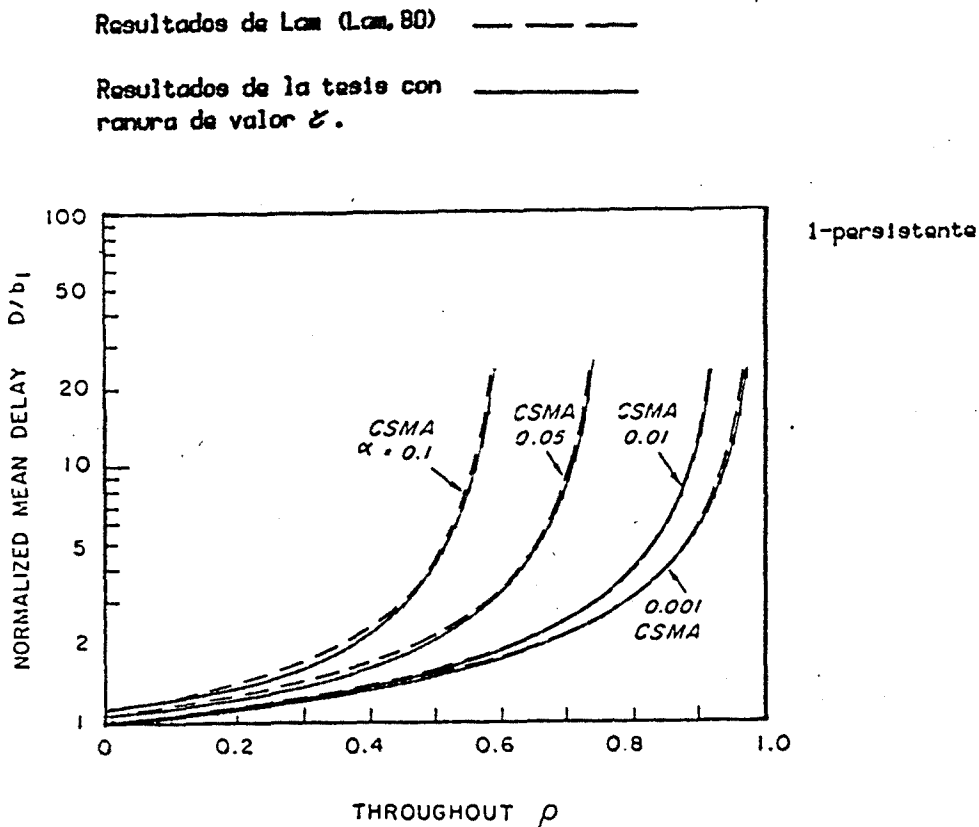


Figura 3.29 Comparación de los resultados del modelo propuesto para el protocolo CSMA/CD 1-persistente con longitud de colisión de valor 2 con el modelo de Lam (Lam, 80).

En la Figura 3.29 se observan las curvas de Lam, junto con las obtenidas en esta tesis, a igualdad de longitud de colisión. La concordancia es buena para caudales elevados, ya que el caudal máximo del protocolo ALOHA ranurado y el CSMA 1-persistente con $\alpha=0.5$ difieren únicamente en 0.04.

Se observan en cambio retardos menores en nuestras características con tráfico ligero. Ello puede atribuirse a la menor probabilidad de colisión que representa una ventana de colisión de un retardo de propagación y por tanto más cercana al comportamiento del sistema real.

Con estos tres estudios de tipo comparativo finalizamos el tema de validación de los modelos propuestos, dejando evidentemente el tema abierto, tal y como comentábamos en la introducción de este capítulo, a resultados experimentales que validen de forma definitiva los modelos, considerando el tema de experimentación de gran interés para futuros trabajos.

En el apartado que sigue, último de este capítulo, se hace un resumen de las aportaciones y conclusiones obtenidas a lo largo del mismo.

3.6 CONCLUSIONES

En este capítulo se ha realizado un análisis del concepto de persistencia asociado a los protocolos de acceso aleatorio tipo CSMA/CD.

Para ello se han propuesto modelos analíticos con resultados explícitos para las variantes no-persistente y p-persistente con p adaptativa, ampliando el modelo de Lam para l-persistencia (Lam,80).

Posteriormente se ha extendido el campo de validez de los modelos analíticos para el caso de accesos sin detección de colisión y accesos no-ranurados.

Se ha comprobado la validez de estos modelos mediante contrastación con modelos de simulación; resultados experimentales, obtenidos por Shoch y Hupp (SoH,80) sobre una red Ethernet, y finalmente comparación con resultados de otros investigadores (ToH,79).

En el caso de las variantes no-persistente y l-persistente ha habido acuerdo entre ambos modelos, mientras que en el caso p-persistente en condiciones de tráfico ligero se han apreciado menores retardos en el modelo de simulación. Esta discrepancia es debida al comportamiento del algoritmo de control de retransmisiones del modelo de simulación y ha sido justificada convenientemente en el apartado 3.4.2

En cuanto a la validación mediante resultados experimentales se ha realizado a partir del modelo de simulación trabajando en condiciones de saturación y para el algoritmo de control "Truncated binary exponential backoff" utilizado en la red Ethernet y por tanto en la obtención de los resultados experimentales del trabajo de Shoch y Hupp.

Los resultados presentan buena concordancia para un número reducido de estaciones. Sin embargo, conviene hacer constar que la monitorización del programa de simulación bajo las condiciones de tráfico del modelo experimental ha permitido observar un fenómeno de captura parcial del canal, fenómeno similar al descrito en (SoH,82). Con este tráfico de entrada las estaciones generan tramas de forma continua, lo cual conduce a la red a trabajar en condiciones transitorias aumentando progresivamente los retardos de retransmisión. Cuando estos son elevados la red transporta un tráfico prácticamente del 100% pero de una estación exclusivamente. El funcionamiento de la red en este caso depende de las condiciones extremas del algoritmo de backoff, es decir la vuelta a retardo cero al cabo de un número excesivo de colisiones.

Finalmente la validación se ha complementado con estudios comparativos con los modelos de población finita de Tobagi y Hunt para el caso de no-persistencia y Lam en el caso de l-persistencia, en ambos se ha presentado un acuerdo aceptable. En el caso del modelo de Lam los resultados reflejan menores retardos con tráfico ligero que se atribuye a la sobreestimación de la probabilidad de colisión debido a la consideración que se realiza en el modelo de Lam de una ventana de colisión doble de la real.

Comprobada la validez de los modelos, se ha realizado un estudio comparativo en función de la persistencia en el caso de acceso con detección de colisión, este estudio permite presentar las siguientes conclusiones:

De forma general, la variante no-persistente conduce a mejores prestaciones (retardos reducidos con tráfico ligero y caudales máximos mayores) que los dos restantes protocolos.

La variante l-persistente mejora ligeramente los retardos para tráfico ligero, pero empeora significativamente con tráfico intenso. Ello es debido a la seguridad de colisión posterior a una transmisión con éxito que aumenta la duración de los períodos de contienda.

La variante p-persistente determina siempre retardos mayores en condiciones de tráfico ligero y su comportamiento es intermedio en condiciones de tráfico intenso.

Respecto al acuerdo entre resultados para modelos analíticos y de simulación se ha llegado a las siguientes conclusiones:

La hipótesis de independencia planteada en los modelos teóricos, entre duración del período de contienda y número de contendientes no se cumple en los resultados de simulación obtenidos mediante el algoritmo de control adaptativo utilizado. Recordamos que este algoritmo trabaja con tasas de retransmisión inversamente proporcionales al número de contendientes. Se observa una dependencia positiva que afecta fundamentalmente a la variante p-persistente en condiciones de tráfico ligero, siendo de interés para futuros trabajos, la modelación de esta dependencia.

Respecto al comportamiento comparativo de los accesos ranurados y no ranurados se ha concluido que las características aproximadas que se han propuesto, a partir de las obtenidas para sistemas ranurados, presentan un acuerdo notable con las simulaciones realizadas para este tipo de accesos.

Los accesos ranurados presentan mayores caudales máximos, mientras que los no ranurados reducen los retardos en condiciones de tráfico ligero.

El capítulo que sigue se dedica a la modelación del acceso múltiple con control distribuido mediante el mecanismo de paso de testigo, del que se presentó el estado del arte en modelación de este tipo de accesos en el capítulo dos de esta tesis y del que nos ocuparemos de analizar la dependencia estadística introducida por el mecanismo de acceso en los casos de estación sin almacenamiento y con almacenamiento infinito.

CAPITULO 4

MODELO DE ACCESO A BUS MEDIANTE PASO DE TESTIGO
INCORPORANDO LA DEPENDENCIA ESTADISTICA
CAUSADA POR EL MECANISMO DE ACCESO

4.1 INTRODUCCION

Como ya mencionamos en el capítulo dos de esta tesis, el mecanismo de paso de testigo es una de las posibles soluciones al problema de asignación de un elemento compartido en un sistema de acceso múltiple (Sta,84).

Basado en un mecanismo distribuido de asignación cíclica, se utilizó en redes de comunicación, en primer lugar, como control de acceso para la red Newhall sobre topología anillo (FAN,69), (LIB,85).

Su adopción como método de acceso por el IEEE en su comité de normalización de Redes de Area Local IEEE 802.4 (AnI,85c) y su utilización por General Motors en el desarrollo de la red de control industrial MAP (MAP,84) le han consagrado como uno de los métodos básicos de acceso sobre topología bus.

En el presente capítulo se realiza el análisis del retardo medio de trama en una red con protocolo de acceso mediante paso de testigo.

El estudio de prestaciones se centra en el análisis de la incidencia en el comportamiento del protocolo de la dependencia estadística causada por el mecanismo de paso de testigo, dependencia que es soslayada por los estudios que asumen hipótesis de independencia en sus planteamientos (Kue,79), (Bux,84), (Ser,85).

Se plantean dos modelos, uno donde las estaciones no tienen capacidad de almacenamiento y un segundo modelo con capacidad de almacenamiento infinita. Se consigue con estos modelos reflejar la incidencia de la relación de dependencia entre las estaciones de la red, mediante análisis de la covariancia y realizando el estudio para una

red equilibrada con longitud de trama constante y llegadas Poisson.

El capítulo se inicia en el apartado 4.2 con la presentación de los parámetros de nivel físico que afectan al comportamiento del protocolo de acceso, la descripción del acceso y el planteamiento del modelo de retardos, basado en teoría de colas de servidor único, cíclico y no exhaustivo.

Este modelo requiere la evaluación de la distribución del tiempo de ciclo, evaluación que se aborda en el apartado 4.3 para los dos modelos de estación mencionados, lo cual permite presentar en el apartado 4.4 las características caudal-retardo. Finalmente en el apartado 4.5 se presenta un resumen de las aportaciones y conclusiones obtenidas en este capítulo.

4.2 PROPUESTA DE MODELO DE ACCESO MEDIANTE PASO DE TESTIGO

SOBRE TOPOLOGIA BUS

En este apartado se propone un modelo de red a nivel de acceso para el protocolo de acceso mediante paso de testigo; cuya resolución, en el apartado que sigue, permite analizar la incidencia en las prestaciones a nivel de retardo medio de la dependencia estadística del mecanismo de acceso.

Se inicia el estudio por la definición de los parámetros de nivel físico que afectan al comportamiento de la red y que por tanto tendrán incidencia en el modelo que se presenta a continuación, presentación con la que finaliza este apartado.

4.2.1 Características de nivel físico

En este apartado iniciamos el estudio del protocolo de paso de testigo, analizando los parámetros de nivel físico que afectan al funcionamiento del protocolo de acceso, parámetros que se emplearán en los modelos de funcionamiento.

La organización de las estaciones que implica el mecanismo de paso de testigo en el acceso al bus paga un precio en prestaciones, este precio se refleja en el tiempo de utilización de la red que se pierde por la necesidad de transferencia del testigo a través de la misma.

En este tiempo influyen dos características de la red: el tamaño mínimo de trama direccionada, T_{min} , y la distribución de estaciones en el anillo lógico.

El protocolo de paso de testigo, tal como se originó, implementado sobre un anillo físico, precisaba de un único bit para la transferencia de testigo de una estación a otra. Esta característica hacía la pérdida de caudal mínima y el protocolo de eficacia elevada (FAN,69).

En el caso de nivel físico con topología bus, es preciso una trama direccionada para realizar esta operación. Dada la interconexión total que existe en este tipo de redes, por su estructura de bus, la estación físicamente contigua a la poseedora del testigo no tiene preferencia alguna en la adquisición del acceso. Solo una trama dirigida específicamente a la estación sucesora en el anillo lógico, contigua o no en el bus físico, puede transferir los derechos de acceso.

La longitud de la trama a utilizar para transferir los derechos de acceso, a la que denominaremos T_{tok} , es uno de los parámetros importantes del modelo y será constante y dependiente únicamente de la longitud mínima de trama utilizada en la red. De forma general $T_{tok} > T_{min}$.

Por otra parte, el tiempo de transferencia de testigo incluye además de la longitud de la trama, el tiempo de propagación de la señal entre estaciones consecutivas. El estudio de este parámetro, al que denominaremos T_{ts_j} , es interesante para optimizar el funcionamiento de la red.

En la Figura 4.1 se presenta un ciclo completo de paso de testigo para un red con N estaciones, cuya ordenación física es la representada en el eje x y ordenación lógica la correspondiente a la numeración. Hay que hacer notar que la relación temporal entre T_{tok} y T_{ts_j} representada es inversa a la real, y está exagerada en el esquema para resaltar el concepto de ordenación.

El tiempo de transferencia de testigo entre las estaciones j y $j+1$, al que denominaremos U_j , para una estructura de red concreta, puede expresarse en función de la distancia entre estaciones consecutivas, $d(j,j+1)$, y la velocidad de propagación de la señal por el cable, v , en la forma:

$$U_j = T_{tok} + d(j,j+1)/v \tag{C4.1}$$

$$U_j = T_{tok} + T_{ts_j}$$

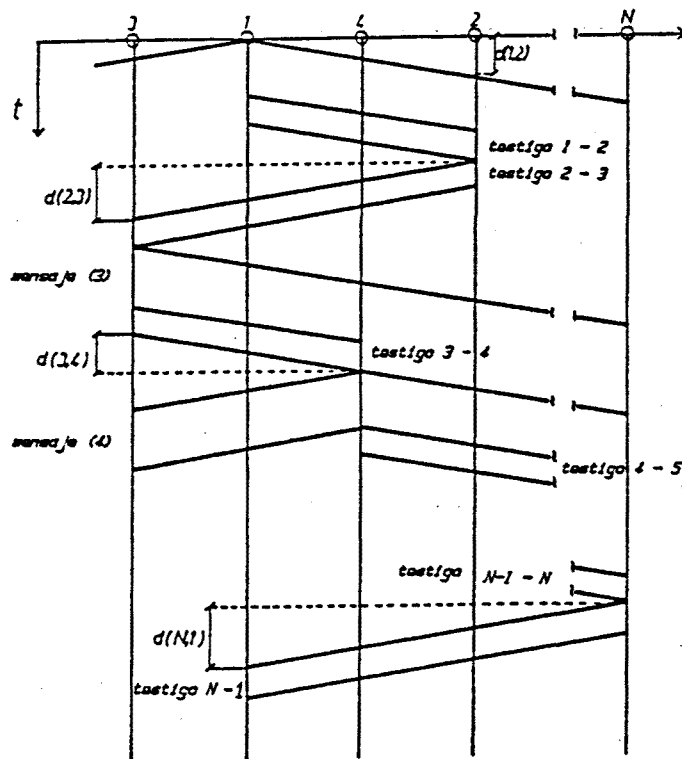


Figura 4.1 Evolución del paso de testigo en una red de N estaciones.

El tiempo total perdido en transmisión de testigo para un ciclo en el que se recorren las N estaciones de la red puede evaluarse en la forma:

$$\sum_{j=1}^N U_j = N \cdot T_{tok} + \sum_{j=1}^N T_{ts_j} \tag{C4.2}$$

Esta expresión puede simplificarse si se considera una red equilibrada en el nivel físico de forma que las distancias entre estaciones sean iguales de forma que el sumatorio de Tts_j pueda reducirse al término $N \cdot Tts$.

Hemos definido hasta aquí como parámetros que tendremos en cuenta en la propuesta de modelo de funcionamiento del bus con protocolo de acceso mediante paso de testigo, el tamaño mínimo de trama direccionada $Tmin$ que determina el tamaño mínimo de trama de transferencia de testigo $Ttok$, los tiempos de propagación de testigo Tts_j y el tiempo de transferencia de testigo U_j .

A continuación detallamos el comportamiento del protocolo de acceso en el que nos basaremos para la propuesta de modelo.

4.2.2 Modelo del protocolo de acceso

El sistema a modelar contempla el funcionamiento de una red con protocolo de acceso mediante paso de testigo, siguiendo el esquema propuesto por el proyecto de norma IEEE 802.5 (AnI,84c), en condiciones de funcionamiento estacionario, esto es, con anillo lógico establecido y no modificable, libre de errores, como pérdidas o multiplicidades de testigo, y sin esquema de prioridades.

Existe la posibilidad de modelar tareas de mantenimiento, tales como las mencionadas en el apartado anterior, mediante un modelo que sirve una cola adicional, bajo criterios de servicio variables, siguiendo el esquema de capacidad de colas cíclicas de Servi (Ser,85), que comentamos en el capítulo dos. Dado que nuestro interés se centra en modelar la dependencia estadística, no estos mecanismos de

mantenimiento, hemos optado por las hipótesis simplificativas del párrafo precedente, comúnmente adoptadas, lo cual nos permitirá realizar comparaciones con los trabajos de otros autores.

Teniendo en cuenta estas simplificaciones, el funcionamiento del protocolo es el siguiente:

La estación que posee el testigo es poseedora a su vez de los derechos de acceso al canal de comunicación. Nadie podrá interferir sus transmisiones hasta que no ceda el acceso.

La forma de la cesión implica la transmisión de una última trama destinada a la estación consecutiva en el anillo lógico de longitud T_{tok} .

Si una estación recibe el testigo sin deseo de utilización del recurso lo pasa inmediatamente a su consecutiva sin retener el derecho de acceso.

La cesión de los derechos de acceso puede realizarse, bien porque la estación no desee realizar más transmisiones, o bien porque haya agotado su tiempo límite de retención del recurso al que denominaremos T_{max} .

La norma IEEE 802.5 (AnI,85c), en la que nos basamos para la descripción del acceso, establece un parámetro de funcionamiento que determina el tiempo máximo que puede ser retenido el testigo por la estación poseedora en el nivel superior de prioridad. Este parámetro es denominado en la norma "high priority token hold timer" (temporización de retención de testigo de alta prioridad) y determina un servicio no exhaustivo de dimensión T_{max} .

Basándonos en esta descripción del protocolo de acceso, modelaremos la red a nivel MAC como un sistema de colas de

servidor único y servicio cíclico con tiempo de conmutación de servicio entre estaciones consecutivas.

Este modelo presenta las particularidades que a continuación se detallan:

Modelo de estación

Analizaremos dos redes con tipos de estación diferentes, una primera en la que no existe almacenamiento en la estación, a nivel MAC, esto es, se rechazan aquellas tramas que llegan con el MAC ocupado; y una segunda en la que la capacidad de almacenamiento es infinita, ninguna trama es por tanto rechazada por el MAC, pudiendo ésta llegar a ser infinita si sobrepasamos el límite de estabilidad.

Modelo de acceso

El acceso se modela con un servidor que transmite tramas de cada uno de los MACs, ejecutándose este servicio en forma cíclica, proceso equivalente al paso de testigo entre estaciones consecutivas. El tiempo de conmutación entre colas modela el tiempo de transferencia de testigo U_j .

Por otra parte es preciso especificar la política de acceso a la cola por parte del servidor. En este sentido en la bibliografía (Rub,83) , (KoH,74), (Kue,79) se presentan dos tipos de servicio, servicio exhaustivo y servicio no exhaustivo.

El primero realiza el vaciado completo de la cola y presenta dos posibles variantes a su vez, acceso con compuerta o sin compuerta (gated, non-gated). El método con compuerta no permite la salida de las tramas que hayan llegado durante el presente período de servicio, mientras que el método sin compuerta deja siempre la cola completamente vacía, ya que incluso las tramas que van llegando durante el período de

servicio son atendidas.

El tipo de servicio no exhaustivo, del que nos ocuparemos en este capítulo, libera únicamente una trama de la cola que sirve, siendo por tanto el tiempo de servicio dependiente únicamente de la distribución de longitudes de las tramas encoladas y el número de estaciones que tengan trama en un ciclo de servicio.

Debido a que el servicio utilizado en el modelo es no exhaustivo, T_{max} en el modelo será equivalente a la longitud de trama l_t .

La Figura 4.2 presenta un esquema del modelo propuesto en el que hay que considerar que la cola de estación puede tener capacidad uno en el modelo sin almacenamiento o capacidad infinita en el modelo de estación con almacenamiento infinito.

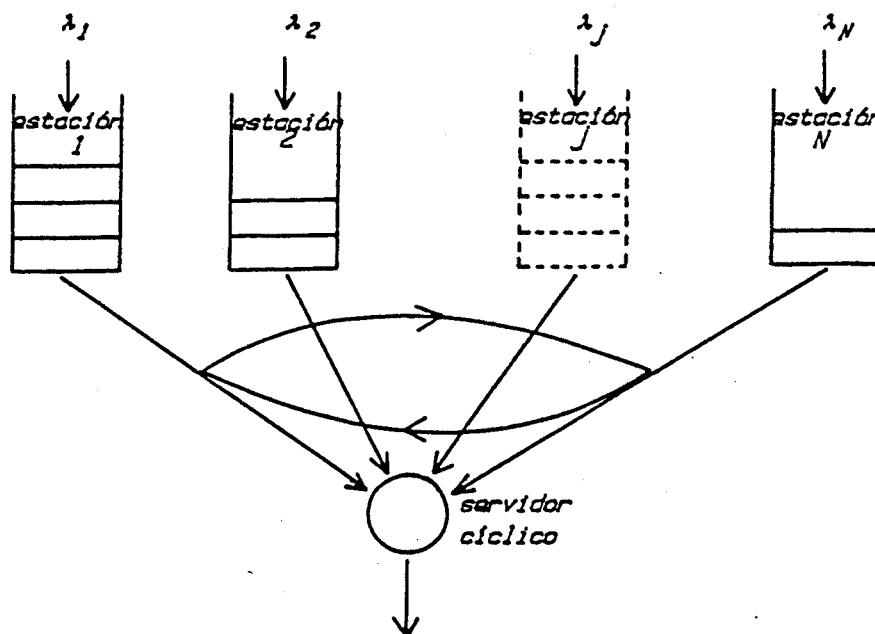


Figura 4.2 Modelo de red con acceso mediante paso de testigo.

En el siguiente apartado analizamos la problemática fundamental en este tipo de redes con servicio cíclico, esto es, el tiempo que tarda en retornar el servicio a una estación, tiempo al que se denomina "tiempo de ciclo". Tiempo que definiremos en el apartado que sigue y del que evaluaremos su primer y segundo momentos, resultados necesarios para poder calcular el retardo medio de trama, tema que abordaremos en el apartado 4.5.