

# 4º SBRC

RECIFE - 24 A 26 DE MARÇO 86

---

## UM MODELO ANALÍTICO MODULAR PARA PROTOCOLOS DE ACESSO EM REDES LOCAIS.

MARCOS ANDRÉ M. PRIMO

CHESF - GP/SCS

50.000 - RECIFE - PE

J. ANTÃO B. MOURA

GRC/UFPB

CAIXA POSTAL 10032

58.100 - CAMPINA GRANDE - PB

SUMÁRIO - Apresenta-se um modelo para protocolos de acesso em redes locais que é modular, no sentido de que pode ser incorporado em modelos para protocolos de mais alto nível em redes locais. O processo de chegada de pacotes para a sub-rede tem características genéricas. O modelo é solucionado para os protocolos Acesso Múltiplo por Multiplexação no Tempo (TDMA), Passagem de Ficha e "Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection" - CSMA/CD.

## 1 - INTRODUÇÃO

Uma rede local de computadores (RL), consiste, geralmente, de vários usuários ligados a um único meio de comunicação através de interfaces. O meio comum, juntamente com o conjunto de interfaces, é denominado sub-rede de comunicação e, usualmente, tem uma topologia em anel ou barra (CLAR 78). O acesso das interfaces ao meio comum é arbitrado pelo protocolo de acesso.

Em geral, os protocolos de acesso existentes foram estudados com propósitos comparativos. Os modelos empregados nestes estudos fazem hipóteses que não refletem características dos protocolos superiores. Por exemplo, a hipótese de chegadas de POISSON não vale quando os enlaces na sub-rede são submetidos a controle de fluxo. Como tal, os modelos existentes para protocolos de acesso não podem ser incluídos ou aproveitados em modelos de protocolos superiores. O modelo para protocolos de acesso, aqui apresentado, é modular no sentido de que pode ser incorporado em modelos para protocolos de enlace de dados em RLs. Para tanto, assume-se que o processo de chegada de pacotes para a sub-rede tem características genéricas. Antes de examinarmos o modelo, estudaremos os protocolos de acesso em RLs.

## 2 - PROTOSCOLOS DE ACESSO

Os protocolos de acesso podem ser classificados de acordo com a forma de conceder, para cada interface, o acesso ao meio de transmissão, em cinco (05) categorias.

a) Protocolos de Concessão Fixa - Alocam a banda de transmissão para as interfaces, independentemente de sua necessidade de transmissão. Exemplos de protocolos são: Acessos Múltiplos por Divisão em Frequência (FDMA) e Acessos Múltiplos por Divisão no Tempo (TDMA) (KOSO 78, TOBA 80).

b) Protocolos de Concessão Aleatória - As interfaces acessam o meio aleatoriamente. Exemplos destes protocolos são: ALOHA (ABRA 70), os protocolos denominados de "Carrier Sense Multiple Access" - CSMA (TOBA 75) e os protocolos "Carrier Sense

Multiple Access with Collision Detection" - CSMA/CD (METC 76).

c) Protocolos de Concessão Controlada - Uma interface é autorizada a transmitir somente quando obtém uma permissão. Exemplos desta categoria de protocolos são: Passagem de Ficha (NEWH 69), Polling (KONH 74) e Quadros Vazios (PIER 71).

d) Protocolos com Concessão por Reserva - Concedem o acesso ao meio como consequência dos pedidos feitos pelas interfaces. Exemplos são: "Distributed Scheduling with Multiple Access" - GSMA (MARK 78) e "Multi-Level Multiple Access" - MLMA (ROTH 77).

e) Protocolos Híbridos - Consistem na união de mais de uma das categorias anteriores. Exemplos destes protocolos são: "Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection and Orderly Backoff" - CSMA - CD/OB (MOUR 81) e CSMA/TDMA (RICA 78).

Das cinco (05) categorias citadas, os protocolos mais usados pertencem as categorias **b** e **c**, em especial, a Passagem de Ficha (suportado por uma topologia em anel ou em barra) e o CSMA/CD (mais frequentemente suportado por uma topologia em barra) (IEEE 82). A título de ilustração neste artigo, selecionamos para análise os protocolos; TDMA, devido à simplicidade de análise, e PASSAGEM DE FICHA e CSMA/CD, por constarem dos padrões internacionais IEEE 802. Passamos agora a detalhar estes três protocolos, visando a análise dos mesmos na seção 4.

**TDMA** - Cada interface pode acessar toda a banda do meio durante fatias (slots) de tempo a ela alocadas.

**CSMA/CD** - As interfaces monitoram o meio de transmissão para saber se ele está vazio, com a finalidade de procederem à transmissão. O meio é monitorado também durante a transmissão com o intuito de detectar colisões, isto é, transmissões simultâneas. As colisões ocorrem devido ao atraso de propagação fim-a-fim do meio. Ocorrendo uma colisão, as interfaces envolvidas abortam suas transmissões, tornando a retransmitirem após um intervalo aleatório.

**PASSAGEM DE FICHA** - A permissão (ficha) é passada de uma interface à outra na ordem lógica de acesso. Quando o meio de transmissão tem topologia em anel, a ficha é passada sequencialmente ao longo do anel. Neste caso, qualquer interface, recebendo a ficha, pode removê-la do anel, transmitir um pacote e passar a ficha para a próxima interface. Na topologia em barra a ficha tem identificação (ou endereço) da interface "vizinha" na ordem de acesso ao meio. Cada interface, aguardando a ficha endereçada a ela, espera a transmissão da ficha terminar. Neste instante, a interface endereçada, estando pronta, pode transmitir um pacote. Ao final desta transmissão, a interface transmite a ficha, endereçando-a à próxima interface na ordem de acesso ao meio. Caso a interface não esteja pronta, ela simplesmente transmite a ficha endereçando-a à próxima interface.

Passaremos ao estudo do modelo na próxima seção, valendo-nos dos protocolos detalhados anteriormente para ilustração da sua solução analítica.

### 3 - MODELO

O modelo propõe-se a capturar o comportamento de pacotes na sub-rede de comunicação, operando sob o protocolo de acesso. O modelo considera duas classes de tráfego (p. Ex.: pacotes de dados/reconhecimento, dados/voz, etc). Para efeito da presente discussão, assumimos, sem perda de generalidade, que pacotes de dados ( $d$ ) e seus reconhecimentos ( $r$ ) são servidos pelas interfaces. A atividade "serviço" consiste em esperar pelo acesso ao meio de transmissão e subseqüentemente, transmitir o pacote no meio.

Sejam  $i$  e  $j$  o número de interfaces ativas servindo pacotes de dados e de reconhecimento, respectivamente. Considere o instante de tempo em que uma "certa" interface começa a servir um pacote de dados ou de reconhecimento. Definimos então, as seguintes medidas de desempenho:

$t_d(i, j)$  - tempo médio para a "certa" interface concluir o serviço do pacote de dados quando outras  $i$  (e  $j$ ) interfaces

ativas estão no processo de servir pacotes de dados (e de reconhecimento).

$t_r(i, j)$  - tempo médio para a "certa" interface concluir o serviço do pacote de reconhecimento quando outras  $i$  (e  $j$ ) interfaces ativas estão no processo de servir pacotes de dados (e de reconhecimento).

$t_d(i, j)$  - atraso médio incremental sofrido por cada uma das outras interfaces ativas, dados  $i$  e  $j$ , como resultado da "certa" interface servir um pacote de dados.

$t_r(i, j)$  - atraso médio incremental sofrido por cada uma das outras interfaces ativas, dados  $i$  e  $j$ , como resultado da "certa" interface servir um pacote de reconhecimento.

O modelo tem um único servidor, representando o protocolo de acesso ao meio, que atende às  $i$  e  $j$  interfaces ativas (vide Figura 1).

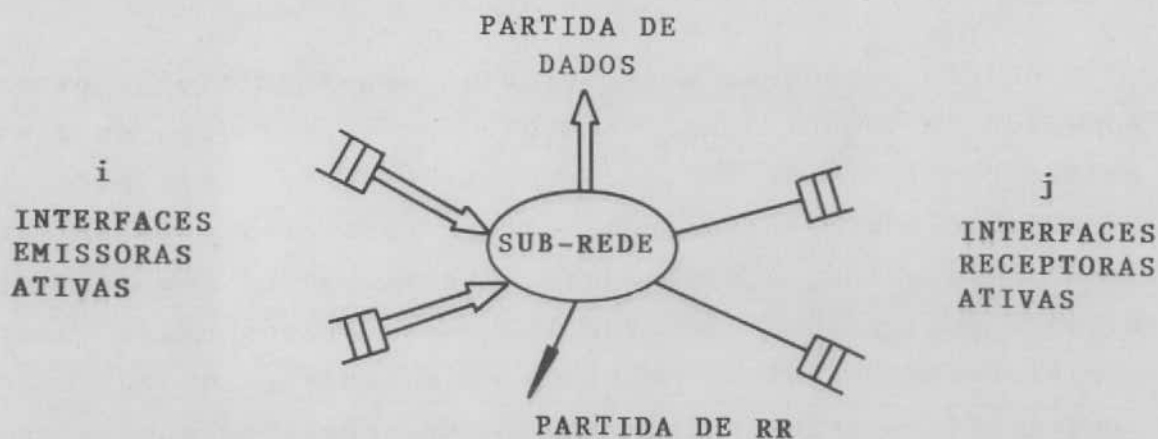


FIGURA 1: Modelo Analítico para Protocolo de Acesso em Redes Locais.

Observe-se que  $t_d(i, j)$  (ou  $t_r(i, j)$ ) define a taxa média de servidor na Figura 1, em função de uma condição momentânea de carga na sub-rede.



$\lambda_d(i,j)$  (ou  $\lambda_r(i,j)$ ) representa a variação média nesta taxa de serviço, devido a uma nova chegada de pacote de dados (ou de reconhecimento) para ser transmitido no meio. Assim sendo, o efeito de novas chegadas não será levado em conta na solução para  $t_d(i,j)$  (ou  $t_r(i,j)$ ) e sim no cálculo de  $\lambda_d(i,j)$  (ou  $\lambda_r(i,j)$ ).

O modelo caracteriza o protocolo de acesso numa rede local apenas com um único servidor agregado cujas taxas de serviço são dependentes do estado da sub-rede de comunicação (dado pela dupla  $(i,j)$ ) e podem ser derivadas de  $t_d(i,j)$ ,  $t_r(i,j)$  e ajustadas por  $\lambda_d(i,j)$  e  $\lambda_r(i,j)$ . Cada fila atendida pelo servidor corresponde a uma interface ativa. A disciplina de atendimento é como segue: Pacotes na cabeça das filas são admitidos para serviço, os instantes de partida dos outros pacotes já em serviço, são ajustados de acordo com  $\lambda_d(i,j)$  e  $\lambda_r(i,j)$ , dependendo do tipo de pacote sendo servido. Os instantes de partida do pacote que entra em serviço são obtidos de  $t_d(i,j)$  ou  $t_r(i,j)$ .

O modelo descrito nada supõe sobre o processo de chegadas de pacotes para as várias interfaces da sub-rede. Tal processo é exógeno ao modelo, sendo fornecido pelos mecanismos e interações de modelos para as camadas superiores de protocolos. Implicitamente portanto, sugerimos a técnica de modelagem hierárquica para a avaliação de desempenho de protocolos de alto nível em RLs. O presente modelo seria o módulo mais inferior na modelagem hierárquica. Modelagem hierárquica é possível, pois os tempos de processamento na sub-rede são muito menores que os tempos decorrentes entre interações com o nível de enlace de dados.

Como veremos na seção 5, o presente modelo presta-se também para estudos comparativos de protocolos de acesso. O mérito relativo dos protocolos detalhados na seção anterior pode ser destacado a partir das medidas de desempenho definidas, sem a necessidade de se recorrer a soluções analíticas mais complexas ou a simulações dispendiosas.

#### 4 - SOLUÇÃO DO MODELO

A título de ilustração, apresentaremos a solução do modelo para os protocolos TDMA, CSMA-CD e PASSAGEM DE FICHA. No desenvolvimento  $f$  representa o atraso fim-a-fim do meio de transmissão, e  $X_d$  e  $X_r$  representam os tempos médios de transmissão no meio de um pacote de dados e de reconhecimento, respectivamente. Assumimos que o atraso de propagação entre quaisquer pares de interfaces é  $f$ .

Na análise, consideramos dois casos:

Caso a) A "certa" interface começa a servir um pacote que não encontrou fila.

Caso b) A "certa" interface começa a servir um pacote que encontrou fila.

#### 4.1 - TDMA

- Examinaremos primeiro, a solução para o caso a) e em seguida para o caso b).

##### Caso a

A presente fatia de tempo pode pertencer a qualquer interface. A espera para a "certa" interface receber a sua fatia será  $M-X$ , onde  $M$  é a soma das fatias de tempo alocadas desde a "certa" interface até a interface sendo servida ( $0 \leq X \leq M$ ). Como  $M=N \times F$  ( $M = n^\circ$  de interfaces e  $F =$  duração da fatia):

$$t_d(i,j) = \frac{M}{2} + X_d + f$$

$$e \quad (1)$$

$$t_r(i,j) = \frac{M}{2} + X_r + f$$

Para as outras interfaces é irrelevante se a dada interface tem ou não algo a transmitir já que a concessão é fixa. Logo:

$$\delta_d(i,j) = \delta_r(i,j) = 0 \quad (2)$$

##### Caso b

Neste caso, a "certa" interface acabou de usar a sua

latia, i.e., o acesso ao meio acabou de passar à próxima interface, então:

$$t_{ld}(i,j) = (N-1)F + X_d + \epsilon$$

e

$$(3)$$

$$t_{lr}(i,j) = (N-1)F + X_r + \epsilon$$

Novamente:

$$\epsilon_d(i,j) = \epsilon_r(i,j) = 0$$

$$(4)$$

#### 4.2 - CSMA-CD

Devido à natureza do protocolo CSMA-CD, o tempo médio de espera na fila não depende do tipo de pacote da dada interface, nem dos casos **a** ou **b**, mas das outras interfaces em contenção, ou seja, o resultado de uma tentativa de transmissão depende do número de interfaces em contenção. Logo, a diferença no atraso incorrido pelos diferentes tipos de pacotes é somente nos tempos de transmissão dos mesmos, isto é:

$$t_d(i,j) = X_d + \epsilon + Q(i,j)$$

e

$$(5)$$

$$t_r(i,j) = X_r + \epsilon + Q(i,j)$$

Onde  $Q(i,j)$  = tempo médio de espera, dados  $i$  e  $j$ , antes de uma transmissão com sucesso.

A determinação (aproximada) de  $Q(i,j)$  pode ser feita da seguinte maneira. Cada uma das  $i,j$  interfaces transmitirão e eventualmente, em ordem aleatória, devido a natureza do protocolo CSMA/CD. O tempo gasto entre duas transmissões consecutivas é o intervalo necessário para o protocolo resolver possíveis conflitos. No caso de intervalos de retransmissões que maximizam a vazão da sub-rede e para um número grande de interfaces em contenção, mostrou-se em (MOUR 84, METC 76) que a média dos intervalos



de resoluções de colisões é  $2fe$ , onde  $e = 2,71828\dots$ . Adotando-se\* este resultado, o tempo médio total necessário para transmitir os pacotes nas interfaces ativas é:

$$iX_d + jX_r + (i + j)\tau + (i + j + 1) 2fe$$

Supondo que a "certa" interface tenha chance idêntica às demais para transmitir seu pacote, temos:

$$Q(i, j) = \frac{iX_d + jX_r + (i+j)\tau + (i+j+1) 2fe}{2} \quad (6)$$

Logo:

$$t_d(i, j) = X_d + \tau + \frac{iX_d + jX_r + (i+j)\tau + (i+j+1) 2fe}{2}$$

(7)

$$t_r(i, j) = X_r + \tau + \frac{iX_d + jX_r + (i+j)\tau + (i+j+1) 2fe}{2}$$

Observe que estamos supondo sempre que,  $(i + j) > 1$  implica em colisão. Dessa forma temos:

$$\tau_d(i, j) = \frac{X_d + \tau + 2fe}{2}$$

(8)

$$\tau_r(i, j) = \frac{X_r + \tau + 2fe}{2}$$

#### 4.3 - PASSAGEM DE FICHA

##### Caso a

Neste caso, quando a "certa" interface começa a servir um pacote, a ficha pode estar em qualquer interface na sub-rede, ou seja, o tempo de espera para a ficha chegar à dada interface

---

\* Uma análise mais elaborada para o protocolo CSMA-CD onde considera-se, inclusive as características de intervalos de retransmissão exponenciais com média fixa, está disponível em (PRIM 86). Tal análise, todavia, é bastante complexa. Para os propósitos informativos deste artigo, preferimos a simplificação adotada.

é uniformemente distribuído\*\* entre 0 e  $(iX_d + jX_r + (i+j)\epsilon + ND_T)/2$ , onde  $D_T$  é o tempo médio de transmissão da ficha. Então:

$$t_{1d}(i,j) = X_d + \epsilon + (iX_d + jX_r + (i+j)\epsilon + ND_T)/2$$

e

$$(9)$$

$$t_{1r}(i,j) = X_r + \epsilon + (iX_d + jX_r + (i+j)\epsilon + ND_T)/2$$

Usando o mesmo raciocínio, o tempo médio para completar a transmissão é aumentado em cada outra interface por metade do tempo de transmissão na "certa" interface. Logo:

$$\&_d(i,j) = (X_d + \epsilon)/2$$

$$(10)$$

$$\&_r(i,j) = (X_r + \epsilon)/2$$

### Caso b

Quando a "certa" interface começa a servir o pacote, a ficha acabou de deixá-la. A "certa" interface deve esperar que todas as outras interfaces sejam servidas não causando atraso em nenhuma. Então:

$$t_d(i,j) = X_d + \epsilon + iX_d + jX_r + (i+j)\epsilon + ND_T$$

e

$$(11)$$

$$t_r(i,j) = X_r + \epsilon + iX_d + jX_r + (i+j)\epsilon + ND_T$$

Neste caso a "certa" interface não causará atraso nenhum nas demais. Logo:

$$\&_d(i,j) = \&_r(i,j) = 0$$

$$(12)$$

---

\*\* Esta hipótese torna-se EXATA quando os processos de chegada de pacotes para as interfaces são idênticos, independentes e sem memória.

5 - RESULTADOS NUMÉRICOS

Curvas comparativas de  $t_d(i,j)$  e  $\&d(i,j)$  para os protocolos analisados na seção 4 são fornecidas nas figuras 2, 3, 4 e 5. As curvas de  $t_r(i,j)$  e  $\&r(i,j)$  são similares as curvas de  $t_d(i,j)$  e  $\&d(i,j)$  respectivamente apresentando, entretanto, valores distintos. Os valores dos parâmetros utilizados na obtenção das curvas são fornecidos na tabela I. O valor de  $f$  corresponde a um comprimento do meio de transmissão de aproximadamente 1Km e o valor de  $D_T$  é tomado para incluir os endereços das interfaces, remetente e destinatária e alguns campos disponíveis ao usuário.

PARÂMETROS	VALORES
N - Nº de interfaces	200
C - Capacidade do meio	10 MBIT/S
$X_d$ - Tempo médio de transmissão de um pacote de dado	1 KBIT/C = 0,1 ms
$X_r$ - Tempo médio de transmissão de um pacote de reconhecimento	0,1 KBIT/C = 0,01ms
$D_T$ - Tempo médio de transmissão da ficha (barra/anel)	0,05/0 ms
$f$ - Atraso de propagação no meio (fim-a-fim)	5 uS

TABELA I - VALORES DOS PARÂMETROS USADOS NAS FIGS. 2, 3, 4 e 5.

Consideramos condições em que o pacote não encontra fila ao chegar na "certa" interface e condições em que o pacote encontra fila ao chegar na "certa" interface. As condições acima indicam, respectivamente, baixa e alta intensidades de tráfego na "certa" interface.

Para condições em que o pacote não encontra fila (fig. 2), CSMA-CD e Passagem de Ficha em anel, inicialmente, se equivalem do ponto de vista de atraso do pacote na "certa" interface. A taxa de variação de serviço na sub-rede é maior no CSMA-CD (fig. 4) indicando um desempenho pior neste caso. A Passagem de Ficha em barra apresenta um atraso maior que no anel devido ao overhead, que é proporcional ao número de interfaces, logo, apresenta um pior desempenho.

Pela fig. 3 vemos que o desempenho para o CSMA-CD não foi alterado daquele apresentado na fig. 2, tornando-o vantajoso na comparação com a Passagem de Ficha em condições de enfileiramento do pacote na "certa" interface. Neste caso, o aumento do número de colisões no CSMA-CD provoca um atraso médio menor do que o atraso médio para a ficha retornar à "certa" interface. Em valores próximos de atraso do pacote na "certa" interface, para os dois protocolos, a Passagem de Ficha torna-se vantajosa pois a taxa de variação de serviço da sub-rede, neste caso, é nula (fig. 5).

Em todos os casos, o TDMA apresenta a pior performance. A medida que o número de interfaces transmissoras de dados e reconhecimentos torna-se grande, a tendência é a aproximação do CSMA-CD e Passagem de Ficha com o TDMA, pois nesta ocasião é melhor alocarmos a banda do meio de transmissão de forma estática, devido à alta intensidade de tráfego na sub-rede.

A título de ilustração da modularidade do modelo desenvolvido, apresentamos resultados de simulação do protocolo de enlace de dados com controle de fluxo por janelas deslizantes (REIS 79) para rede em barra com Passagem de Ficha (vide fig. 6). Na fig. 6, as linhas sólidas mostram os resultados obtidos com um

modelo de simulação pura, isto é um simulador que inclui detalhes da camada de enlace de dados e do protocolo de acesso. As linhas tracejadas indicam resultados obtidos com um modelo híbrido de dois níveis. O nível 1 consiste do modelo analítico aqui desenvolvido e o nível 2, de um simulador para a camada de enlace de dados que incorpora o nível 1. Observe a boa aproximação dos resultados híbridos. Em média, a diferença entre estes resultados e aqueles do simulador puro fica em torno de  $\pm 1,46\%$ , o que é coberto pelos intervalos de confiança do simulador. A vantagem do modelo híbrido é que este exige apenas 28,6% do tempo de CPU que o do simulador puro para gerar as curvas na fig. 6.

A fig. 6 mostra que a vazão de um enlace de dados aumenta com um maior tamanho de janela até 60 enlances estabelecidos. Além deste valor, a sub-rede está saturada e não adianta aumentar o tamanho da janela (W) para melhorar a vazão.

## 6 - CONCLUSÕES

Neste trabalho, fizemos a comparação relativa de três protocolos de categorias distintas. As observações sobre o comportamento relativo das RLs já foram feitas anteriormente, quer por técnicas de simulação (MOUR 84) ou através de tratamento analítico (BUX 81) o que valida o nosso modelo. O tratamento matemático apresentado é simples e a maioria das expressões pode ser obtida tecendo considerações sobre o funcionamento do protocolo de acesso.

O modelo pode ser incorporado a modelos de camadas superiores resolvidos por simulação, que incluam processos característicos de chegada nas interfaces, com grande vantagem. Isto deve-se a grande simplificação que passará a ter o simulador visto que o mesmo precisará apenas, simular as características do processo de chegada sem se preocupar com as características do protocolo de acesso, as quais seriam simuladas pelo modelo apresentado. (Na ilustração fornecida pela fig. 6, o processo de chegada é caracterizado por um atraso exponencial nas interfaces).



O trabalho prossegue abrangendo soluções do modelo para todas as categorias de protocolos e que, por brevidade não foram aqui apresentadas. É o caso dos protocolos DSMA, CSMA-CD/OB e QUADROS VAZIOS.

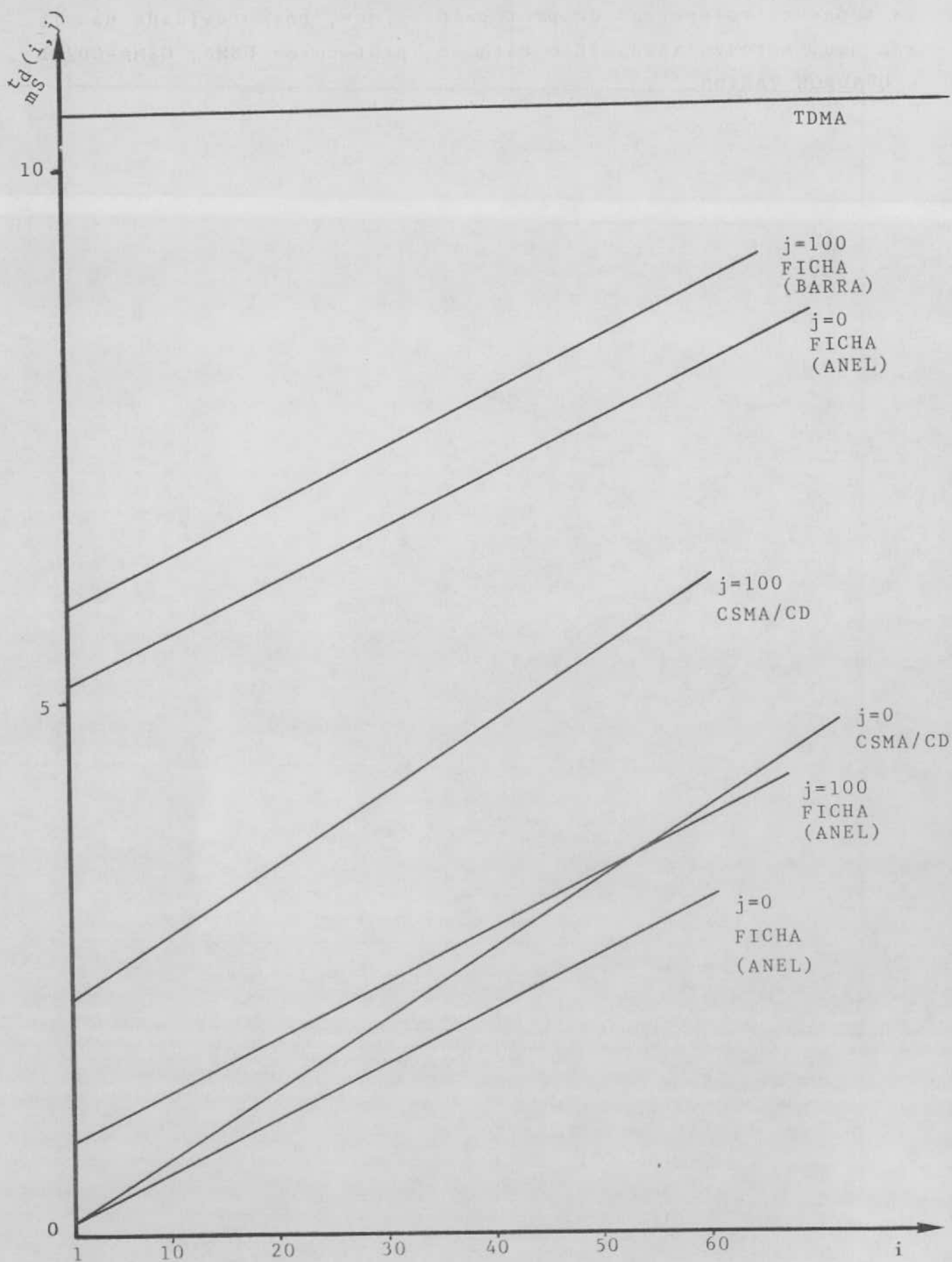


FIG. 2 -  $t_d(i, j) \times i$  sem enfileiramento na "certa" interface.

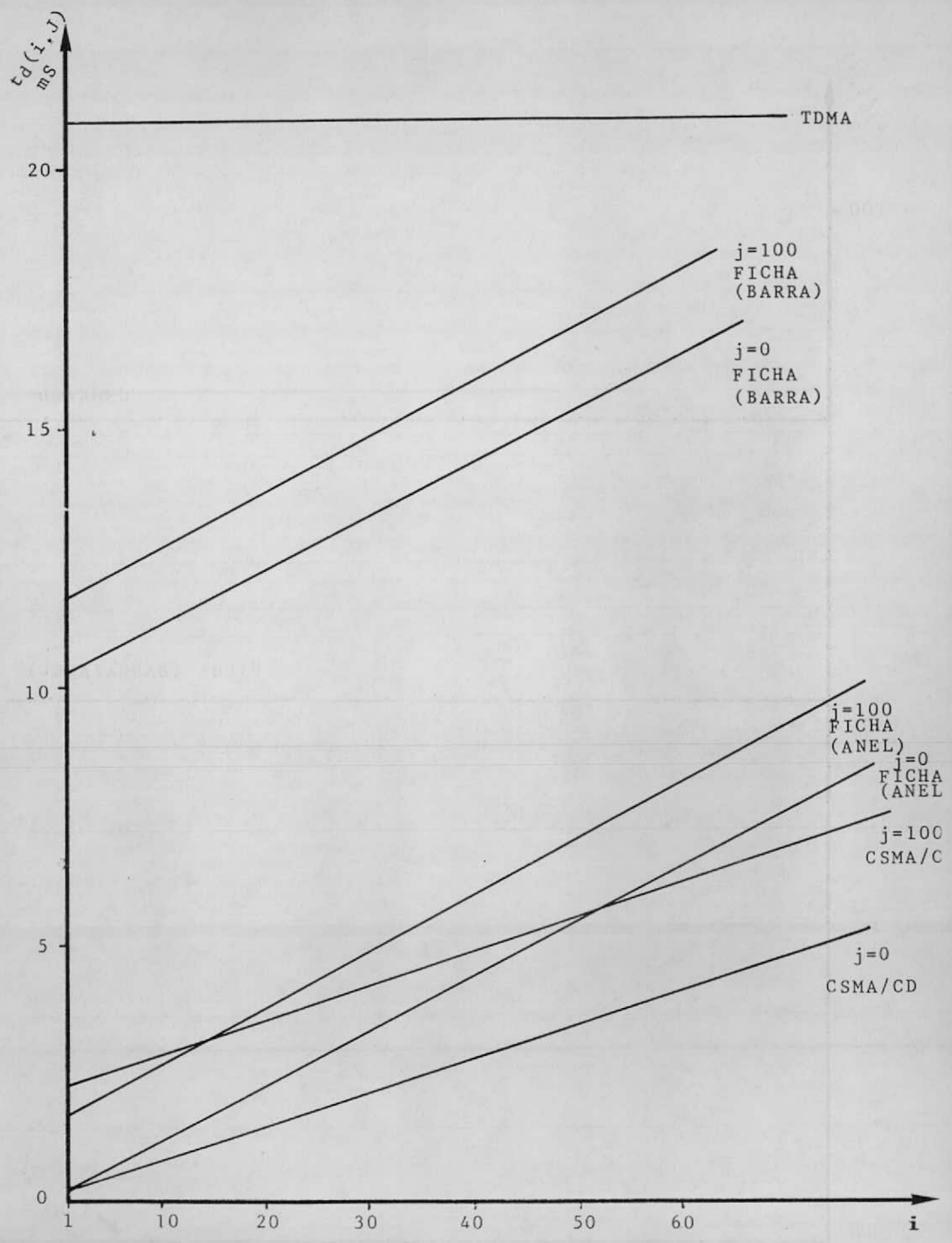


FIG. 3 -  $t_d(i, j) \times i$  com enfileiramento na "certa" interface.

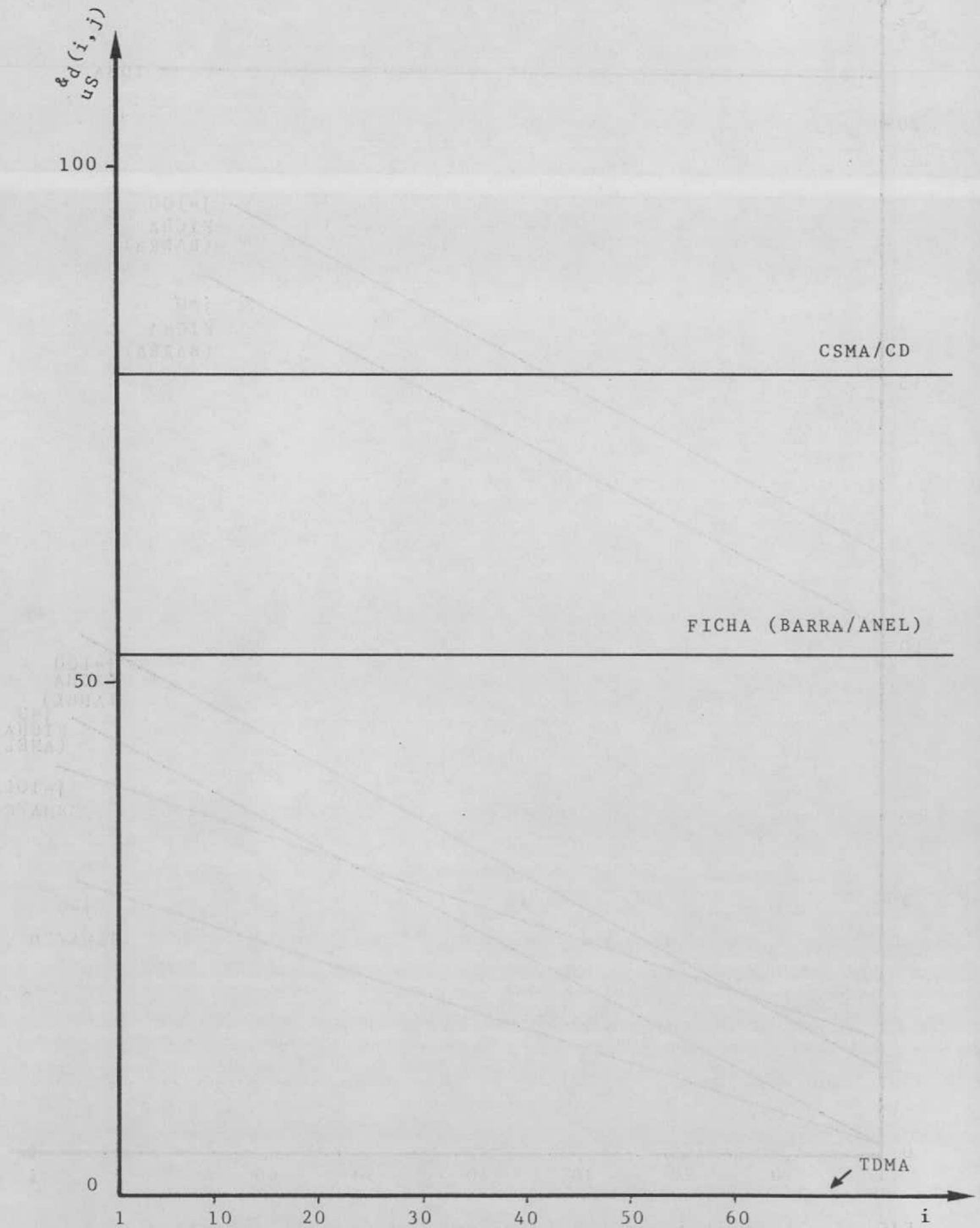


FIG. 4 -  $\delta_d(i, j) \times i$  sem condições de enfileiramento na "certa" interface.

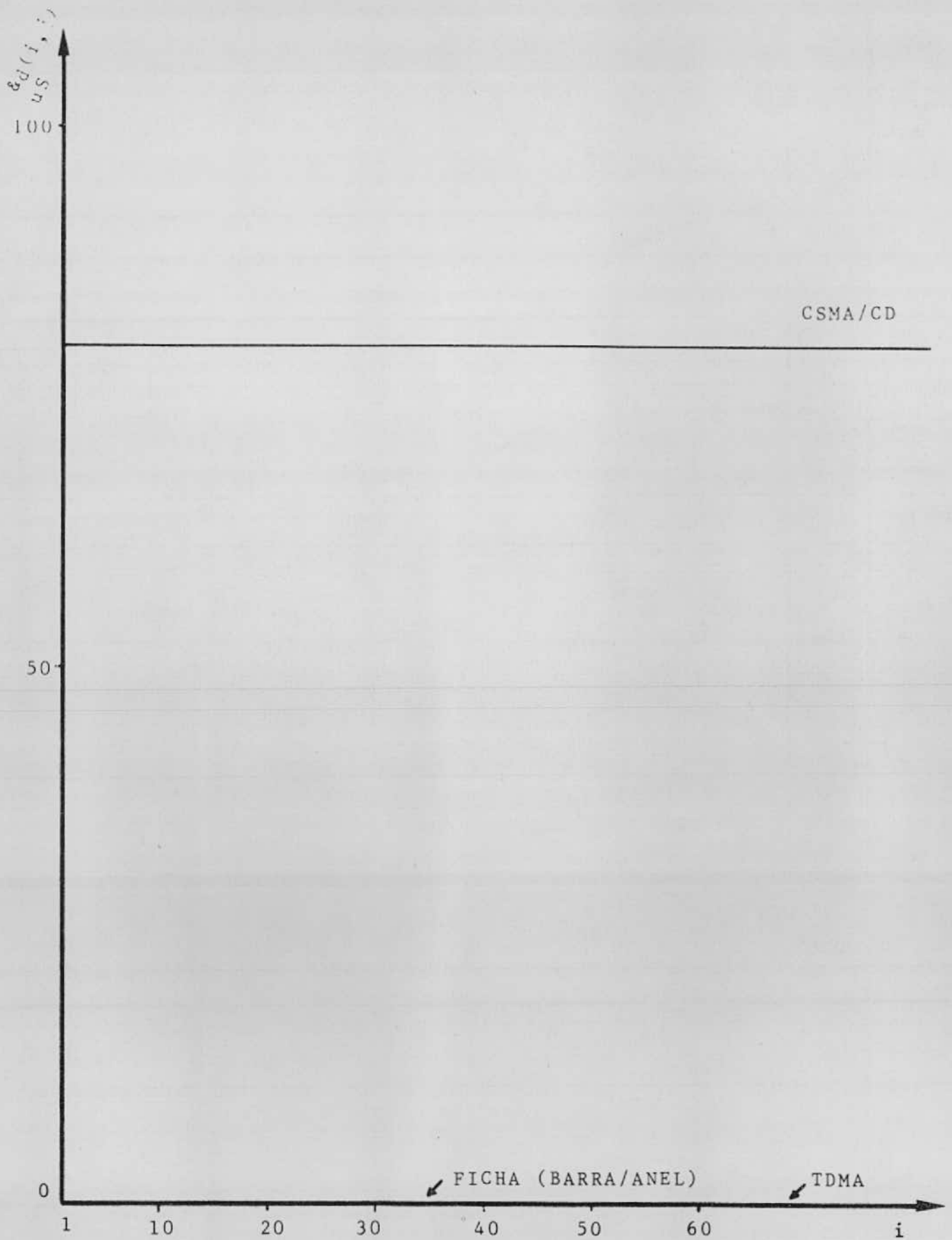


FIG. 5 -  $\&sub_d(i,j) \times i$  com enfileiramento na "certa" interface.



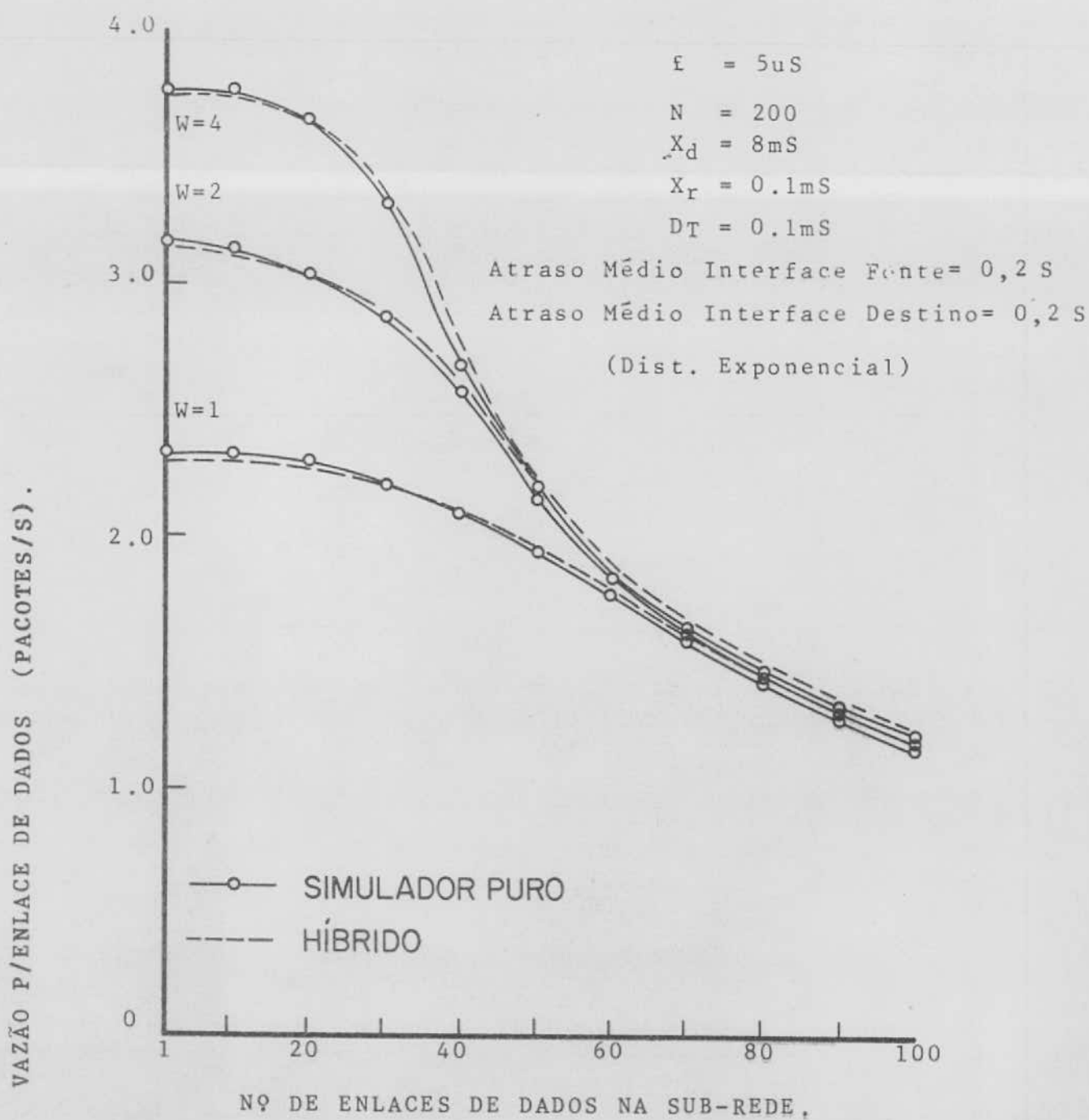


FIG. 6 - VAZÃO PORENLACE DE DADOS P/PASSAGEM DE FICHA BARRA

REFERÊNCIAS

- ABRA 70** - ABRAMSON, N - "The Aloha System - Another Alternative for Computer Communications", Fall joint Computer Conference Proceedings, 1970.
- BUX 81** - BUX, W. - "Local Area Subnetworks. A Performance Comparison", IEEE TRANS. COMM. VOL. COM-29, Nº 10, OUT. 1981.
- CLAR 78** - CLARK, D. D., PORGRAM, K. T. e REED, D. P. - "An Introduction to Local Area Networks". Proc. of the IEEE. Vol. 66, Nº 11, NOV. 1978.
- IEEE 82** - "IEEE Project 802 Local Network Standards, DRAFT C, 17 de Maio, 1982.
- KONH 74** - KONHEIN, A. G. e MEISTER, B - "Waiting Lines and Times in a System with Polling" JACM Vol. 21, Nº 3, JULHO 1974.
- KOSO 78** - KOSOVYCH, O. S. - "Fixed Assignment Access Techniques", IEEE TRANS. COMM., VOL. COM-26, Nº 9 SET 1978.
- MARK 78** - MARK, J. W. - "Global Scheduling Approach to Conflict-Free Multiaccess Via a Data Bus" IEEE TRANS. COMM. VOL. COM-26, Nº 9, SET 1978.
- MARK 79** - MARK, J. W. e Ng, F.W. - "A Coding Scheme for Conflict-Free Multiaccess Using Global Scheduling" IEEE TRANS COMM. VOL. COM-27, Nº 9, SET. 1979.
- METC 76** - METCALFE, R. M. e BOGGS, D. R. - "Ethernet Distributed Packet Switching for Local Computer Networks", CACM. VOL 19, Nº 7, JULHO 1976.
- MOUR 81** - MOURA, J. A. B. e FIELD, J. A. - "Collision Control Algorithms in Carrier Sense Multiple

Access (Collision Detection) Networks" IPC Press, Computer Communications, FEV. 1981.

- MOUR 82** - MOURA, J. A. B. - "Hierarchical Modelling of Local Area Networks Under File Transfer". PhD Thesis, UNIV. WATERLOO, 1982.
- MOUR 84** - MOURA, J. A. B. e SAUVÉ, J. P. - "Análise Assintótica do Desempenho de Redes de Dados Locais". RBC
- NEWH 69** - NEWHALL, E. E. e FARMER, W. D. - "An Experimental Distributed Switching System to Handle Bursty Computer Traffic, Proc. Symp. Optimization Data Communications, OUT 1969.
- PIER 71** - PIERCE, J. P. - "How Far Com Data Loops Go ?", IEEE TRANS. COMM. VOL. COM-20, Nº 3, 1971.
- PRIM 86** - PRIMO, M. A. M. - "Relatório Técnico sobre Redes de Computadores" - GRC/UFPB - Campina Grande - PB
- REISER 79** - REISER, M.- "A Queneing Network Qualysis of Computer Communication Networks With Window Flow Control", IEEE TRANS. COMM. VOL. COM-27, Nº 8 , AGO. 1979.
- RICA 78** - RICART, G. e Agrawala, A. K.- "Dynamic Management of Packet Radio Slots" 3º Berkeley Work Shop on Distributed Data Management and Computer Networks 1978.
- ROTH 77** - ROTHHAUSER, E. H. e WILD, D. - "MLMA A Collision-Free Multiaccess Method" PROC. IFIP Congress 77, Amsterdã 1977.
- TOBA 75** - TOBAGI, F.A. e KLEINROCK, L. - "Packet Switching in Radio Channels, Part. III - Polling and (Dynamic) Split-Channel Reservation Multiple

Acess", IEEE TRANS. COMM. VOL. COM-23, Nº 12,  
DEZ. 1975.

- TOBA 80** - TOBAGI, F. A. - "Multiaccess Protocols in Packet  
Communication Systems" - IEEE TRANS. COMM., VOL.  
COM-28, Nº 4 - ABRIL 1980.
- TOKO 77** - TOKORO, M. - "Acknowledging Ethernet", COMPCOM  
FALL' 77.