

UNIVERSIDADE FEDERAL DA PARAÍBA

CENTRO DE CIÊNCIAS E TECNOLOGIA

CURSO DE MESTRADO EM ENGENHARIA ELÉTRICA

UM MODELO ALTERNATIVO PARA
PROTOCOLOS DE ACESSO EM REDES
LOCAIS DE COMPUTADORES

MARCOS ANDRÉ MENDES PRIMO

CAMPINA GRANDE - 1988

MARCOS ANDRÉ MENDES PRIMO

**UM MODELO ALTERNATIVO PARA
PROTOCOLOS DE ACESSO EM REDES
LOCAIS DE COMPUTADORES**

Dissertação apresentada ao Curso
de MESTRADO EM ENGENHARIA ELÉTRICA
da Universidade Federal da Paraíba,
em cumprimento às exigências para
obtenção do Grau de Mestre.

ÁREA DE CONCENTRAÇÃO: REDES DE COMPUTADORES

JOSÉ ANTÃO BELTRÃO MOURA

Orientador

CAMPINA GRANDE

NOVEMBRO - 1988



P953m Mendes Primo, Marcos André.
Um modelo alternativo para protocolos de acesso em redes locais de computadores / Marcos André Mendes Primo. - Campina Grande, 1988.
85 f.

Dissertação (Mestrado em Engenharia Elétrica) - Universidade Federal da Paraíba, Centro de Ciências e Tecnologia, 1988.
"Orientação : Prof. José Antão Beltrão Moura".
Referências.

1. Redes Locais - Engenharia Elétrica. 2. Protocolo de Acesso - Modelo Alternativo. 3. Solução Analítica - Modelo. 4. Dissertação - Engenharia Elétrica. I. Moura, José Antão Beltrão. II. Universidade Federal da Paraíba - Campina Grande (PB). III. Título

CDU 621.3:004.7(043)

**UM MODELO ALTERNATIVO PARA
PROTOCOLOS DE ACESSO EM REDES
LOCAIS DE COMPUTADORES**

MARCOS ANDRÉ MENDES PRIMO

DISSERTAÇÃO APROVADA EM 11/11/88


JOSÉ ANTÃO BELTRÃO MOURA

Orientador

MARIA IZABEL CAVALCANTI CABRAL

Componente da banca

JOÃO MARQUES CARVALHO

Componente da banca


MARCOS ANTONIO GONÇALVES BRASILEIRO

Componente da banca

CAMPINA GRANDE

NOVEMBRO - 1988

AGRADECIMENTO:

À minha mãe MARIA ROSA,
pelo exemplo de luta com
dignidade, em busca de
melhores dias para todos
os seus, dedico este tra
balho.

UM MODELO ALTERNATIVO PARA
PROTOCOLOS DE ACESSO EM REDES
LOCAIS DE COMPUTADORES

S U M Á R I O

1. INTRODUÇÃO
 - 1.1 Redes Locais
 - 1.2 Técnica de Modelagem Hierárquica
 - 1.3 Organização da Tese

2. PROTOCOLOS DE ACESSO
 - 2.1 Protocolos com Concessão Fixa
 - 2.2 Protocolos com Concessão Aleatória
 - 2.3 Protocolos com Concessão Controlada
 - 2.4 Protocolos com Concessão por Reserva
 - 2.5 Protocolos Híbridos

3. MODELOS DE PROTOCOLOS DE ACESSO
 - 3.1 Modelos Existentes
 - 3.2 Modelo Alternativo
 - 3.2.1 Medidas de Desempenho

4. SOLUÇÃO ANALÍTICA APROXIMADA PARA O MODELO PROPOSTO
 - 4.1 Condições para Solução do Modelo
 - 4.2 Solução para o Protocolo TDMA
 - 4.3 Solução para o Protocolo CSMA-CD
 - 4.4 Solução para o Protocolo PASSAGEM DE FICHA
 - 4.5 Solução para o Protocolo QUADROS VAZIOS
 - 4.6 Solução para o Protocolo DSMA
 - 4.7 Solução para o Protocolo CSMA-CD/OB

5. RESULTADOS NUMERICOS

- 5.1 Observações Preliminares
- 5.2 Curvas para as Medidas de Desempenho
- 5.3 Análise Comparativa
- 5.4 Comentários Finais Acerca dos Resultados Comparativos

6. APLICAÇÃO E CONCLUSÕES

- 6.1 Modelo do Nível de Enlace de Dados.
- 6.2 Solução para o Nível de Enlace de Dados
- 6.3 Resultados Numéricos.
- 6.4 Conclusões e Sugestões para Pesquisas Futuras

RESUMO

Neste trabalho é apresentado um modelo alternativo para protocolos de Acesso em Redes Locais de Computadores. O modelo é genérico, modular e analítico, apresentando medidas de desempenho como produtos do nível básico. São descritas as várias categorias de protocolos de Acesso e detalhado um protocolo de cada categoria. O modelo é solucionado para cada um dos protocolos de acesso e, adicionalmente, para o protocolo PASSAGEM DE FICHA. Como resultado das diversas soluções são obtidas curvas para as medidas de desempenho do nível básico. Estas curvas permitem uma comparação, para uma dada condição de carga na sub-rede, entre o desempenho dos diversos protocolos. É realizada uma aplicação de modelagem hierárquica onde o nível básico (nível 1) é incorporado pelo modelo proposto e o nível imediatamente acima (nível 2) é incorporado pelo modelo de controle de fluxo através do mecanismo de janelas deslizantes. Para resolver a aplicação utiliza-se uma solução híbrida onde o nível 1 é solucionado analiticamente e o nível 2 via simulação. Os resultados são comparados aos resultados de uma simulação detalhada para os dois níveis. Esta comparação comprova a eficácia do modelo.

RELAÇÃO DE FIGURAS

- FIG. 1.1 - ORGANIZAÇÃO TÍPICA DE UMA RL
- FIG. 2.1 - TEMPORIZAÇÃO NA TRANSMISSÃO DAS INTERFACES PELO PROTOCOLO TDMA
- FIG. 2.2 - TEMPORIZAÇÃO NA TRANSMISSÃO DAS INTERFACES PELO PROTOCOLO CSMA-CD
- FIG. 2.3 - TEMPORIZAÇÃO PARA TRANSMISSÃO DAS INTERFACES NO PROTOCOLO PASSAGEM DE FICHA
- FIG. 2.4 - TEMPORIZAÇÃO NA TRANSMISSÃO DAS INTERFACES PARA O PROTOCOLO QUADROS VAZIOS (1 QUADRO)
- FIG. 2.5 - TEMPORIZAÇÃO NA TRANSMISSÃO DAS INTERFACES PARA O PROTOCOLO DSMA
- FIG. 2.6 - TEMPORIZAÇÃO PARA TRANSMISSÃO DAS INTERFACES NO PROTOCOLO CSMA-CD/DB
- FIG. 3.1 - MODELO DO SERVIDOR ÚNICO PARA PROTOCOLOS DE ACESSO
- SO
- FIG. 3.2 - MODELO ALTERNATIVO PARA PROTOCOLOS DE ACESSO DE RLs
- FIG. 5.1 - ATRASO MÉDIO DO PACOTE EM SERVIÇO VERSUS NÚMERO DE INTERFACES TRANSMITINDO PACOTES DE DADOS (C = 1Mbit/s)
- FIG. 5.2 - ATRASO MÉDIO DO PACOTE EM SERVIÇO VERSUS NÚMERO DE INTERFACES TRANSMITINDO PACOTES DE DADOS (C = 1Mbit/s)

FIG. 5.3 - ATRASO MÉDIO INCREMENTAL DE UMA INTERFACE VERSUS NÚMERO DE INTERFACES TRANSMITINDO PACOTES DE DADOS.

FIG. 6.1 - MODELO ENLACE DE DADOS SIMPLES.

FIG. 6.2 - MODELO MÚLTIPLOS ENLACES DE DADOS

FIG. 6.3 - DIAGRAMA DO SIMULADOR HÍBRIDO.

FIG. 6.4 - VAZÃO POR ENLACE DE DADOS PARA O PROTOCOLO PASSAGEM DE FICHA EM BARRA.

RELAÇÃO DE TABELAS

TABELA 4.1 - PARÂMETROS COMUNS AOS PROTOCOLOS DE ACESSO A SEREM ANALISADOS.

TABELA 5.1 - VALORES UTILIZADOS PARA OS PARÂMETROS DOS PROTOCOLOS ANALISADOS.

TABELA 6.1 - ERRO DA SOLUÇÃO HÍBRIDA PARA A VAZÃO POR ENLAÇE DE DADOS (EM % DOS RESULTADOS DA SIMULAÇÃO DETALHADA).

TABELA 6.2 - CUSTOS RELATIVOS DA SOLUÇÃO HÍBRIDA (EM % DOS CUSTOS DA SIMULAÇÃO DETALHADA).

CAPÍTULO 1

INTRODUÇÃO

1.1 - Redes Locais

Uma rede local de computadores (RL), consiste tipicamente de vários usuários ligados a um único meio de comunicação através de interfaces. As RLs cobrem uma pequena área geográfica, tal como um prédio, um campus universitário, etc, e encontram aplicação na automação de escritórios, no controle de processos e em computação distribuída [CLAR 79], [TOBA 80] e [PRIM 88].

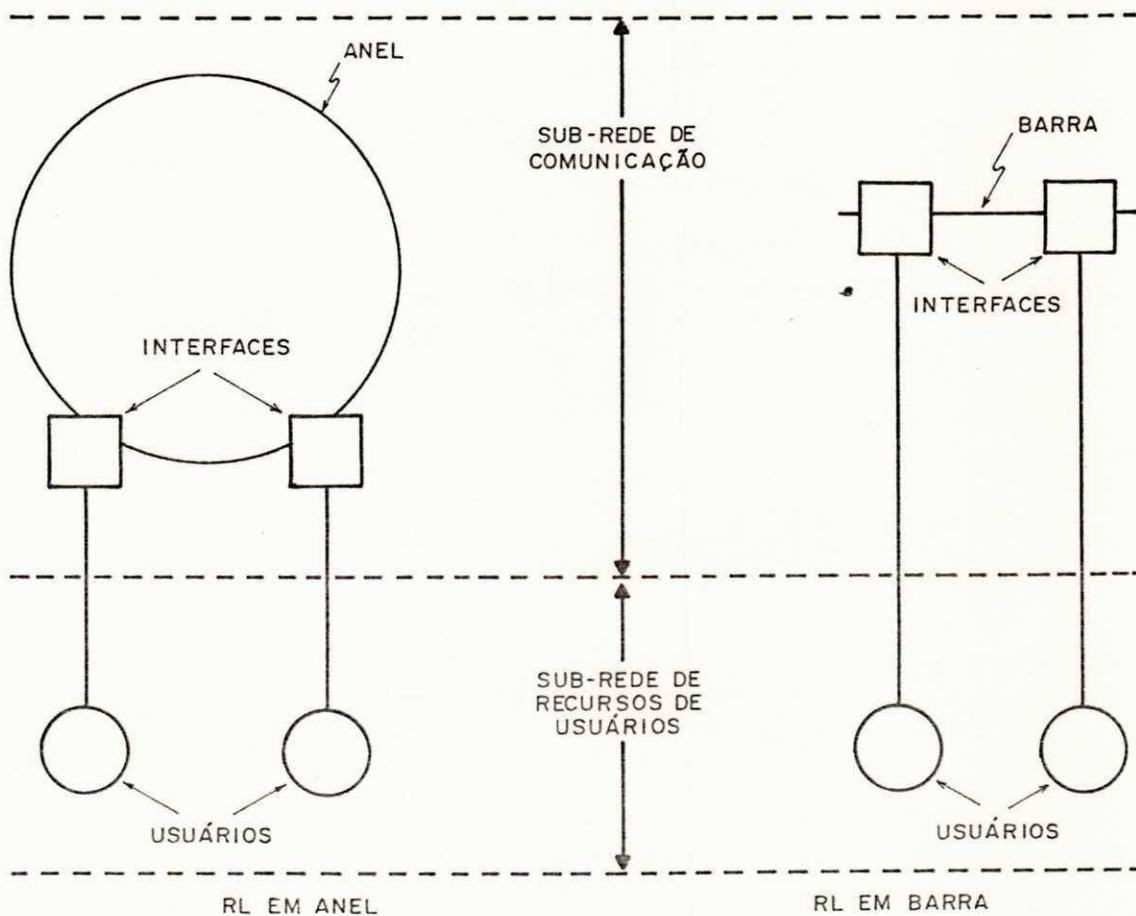


FIGURA 1.1 - ORGANIZAÇÃO TÍPICA DE UMA RL

A organização lógica de uma RL está mostrada na FIG. 1.1 e divide-se, funcionalmente, em uma sub-rede de comunicação e uma sub-rede de recursos de usuários.

A sub-rede de comunicação, conforme vista na FIG. 1.1, é composta de um meio de comunicação e de um conjunto de interfaces, que ligam os usuários ao meio. A topologia da sub-rede, geralmente, está arranjada em anel ou barra. O meio de comunicação pode ser cabo coaxial, par trançado ou fibra ótica.

Para controlar o acesso das interfaces ao meio de comunicação, são necessárias regras para evitar ou resolver conflitos, entre as transmissões das diversas interfaces. Estas regras caracterizam o chamado protocolo de acesso ao meio. O protocolo de enlace de dados detecta e recupera erros das transmissões no meio e controla o fluxo de informação entre as interfaces. Estes dois protocolos, por estarem implementados geralmente nas interfaces, são chamados protocolos de baixo nível. Os protocolos de alto nível, que ordenam e supervisionam a comunicação fim-a-fim entre usuários, são implementados na sub-rede de recursos de usuários. Os usuários são computadores e periféricos que em conjunto, e suportados pelos protocolos e sub-rede de comunicação, oferecem um ambiente multiusuário e multitarefa para execução de aplicações distribuídas.

Para que sejam eficientemente viabilizadas, as aplicações de interesse devem ser atendidas nos seus requisitos de desempenho. A avaliação do desempenho das

várias camadas na hierarquia dos protocolos de RLs é, pois, uma área de estudo importante para projetistas e usuários.

Caso a RL exista e esteja disponível, o desempenho, a nível de aplicação, pode ser medido. Entretanto, do ponto de vista acadêmico e, em particular, de projeto, o desempenho deve ser avaliado em níveis intermediários da hierarquia de protocolos. Desta maneira, são estabelecidas as relações de causas-efeitos entre os vários componentes da RL, já que as medições podem não fornecer as mesmas.

Na fase de projeto, a RL não existe, descartando-se, desta maneira, o recurso das medições. Na inviabilidade da realização das mesmas, opta-se pela modelagem da RL. A solução do modelo construído fornece as medidas de desempenho de interesse. Uma técnica de modelagem que tem sido aplicada com sucesso em estudos [KOBA 77, SCHW 78] do desempenho de RLs é a modelagem hierárquica [SEKI 72, COUR 77].

1.2 - Técnica de Modelagem Hierárquica

Na modelagem hierárquica, um sistema de computadores é decomposto em níveis modulares. Esta decomposição fornece uma boa aproximação quando em cada nível, os intervalos de tempo envolvidos internamente, são muito menores que os intervalos de tempo das interações com o nível imediatamente superior, de acordo com a hierarquia dos níveis. O nível mais inferior da hierarquia modela as funções mais básicas do sistema. No

caso de uma RL, trata-se do controle de acesso das interfaces ao meio de comunicação. Os níveis superiores modelam as funções mais complexas tais como; o comportamento da informação do usuário gerador até o usuário terminal e as funções aplicativos dos usuários.

Na solução do modelo hierárquico são definidas, para o nível inferior, medidas de desempenho relacionadas a parâmetros básicos. Estas medidas de desempenho caracterizam o nível básico em relação ao nível imediatamente superior, deixando transparente, para este último, características e detalhes internos da construção do primeiro nível. As medidas de desempenho do nível básico são valores de entrada para a solução do nível imediatamente superior. Este último, por sua vez, fornece medidas de desempenho ao nível mais acima e, assim por diante.

A grande vantagem da modelagem hierárquica, além da abordagem estrutural do problema, é a possibilidade da combinação das técnicas analíticas e de simulação, nos diversos níveis, para a solução final do modelo. As técnicas analíticas e de simulação são responsáveis pelas relações quantitativas da análise e desempenho dos diversos níveis nas RLs.

As técnicas analíticas (processos estocásticos e/ou teoria das filas) são, geralmente, mais econômicas que as simulações por computador. O problema é que, frequentemente, em favor da tratabilidade matemática, são feitas hipóteses fortes de simplificação que tornam a solução aproximada, necessitando-se de uma maneira pa

ra avaliação dos erros cometidos com as mesmas. Muitas vezes, somente em condições especiais de tráfego é que são conseguidos resultados analíticos absolutos.

A simulação tem a vantagem de permitir a inclusão, na solução do modelo, de vários detalhes difíceis de serem incluídos na solução analítica. O que pode acontecer é a elevação do custo para se alcançar a solução desejada, ou seja, para se obter intervalos de confiança aceitáveis necessita-se, em muitos casos, de bastante tempo de processamento. Outra desvantagem da simulação é a camuflagem das relações entre causas e efeitos, isto é, a dependência do desempenho com os parâmetros utilizados no modelo não é explicitamente obtida através de uma relação simbólica. Os resultados da simulação são comparados com os resultados analíticos absolutos, possíveis de serem obtidos. A partir daí, a simulação é utilizada para calcular os erros da solução analítica aproximada. Uma vez calculado o erro e verificando-se a validade das hipóteses assumidas, a solução analítica é preferida por ser mais econômica.

Nesta tese, conceitos da técnica de modelagem hierárquica são empregados para avaliar o desempenho da sub-rede de comunicação de RLs, a nível do protocolo de acesso. Ao contrário de modelos de protocolos de acesso anteriores, os quais se prestavam apenas para este último emprego, o modelo apresentado não faz nenhuma hipótese quanto às características do tráfego de chegadas de informações para as interfaces. Assim, o

modelo proposto permite uma incorporação eficiente em modelos de simulação de protocolos das camadas superiores. Esta é a principal contribuição desta tese.

1.3 - Organização da Tese

O restante da tese está dividida em cinco capítulos. O segundo capítulo trata dos protocolos de acesso; são detalhadas as várias categorias destes protocolos e citados exemplos de protocolos de cada uma delas. Os protocolos exemplos servirão para ilustrar a utilização do modelo proposto.

O capítulo três descreve o modelo proposto, analisando suas vantagens sobre modelos disponíveis na literatura técnica. O modelo é genérico, não fazendo hipóteses fortes nos processos de chegada de informações para serem transmitidas pelas interfaces, e modular, no sentido de que torna transparente ao nível superior as características operacionais do protocolo de acesso.

O capítulo quatro apresenta a solução analítica do modelo para cada um dos protocolos exemplos do capítulo dois e, adicionalmente, a solução do protocolo PASSAGEM DE FICHA, a qual será utilizada na aplicação apresentada no capítulo seis. Para cada protocolo, as medidas de desempenho são obtidas em função das variáveis utilizadas.

O capítulo cinco trata da análise dos resultados numéricos obtidos no capítulo anterior, tomando-se valores básicos para os parâmetros da RL. A partir dos

resultados obtidos, são formuladas comparações entre os diversos protocolos. As conclusões obtidas são confrontadas com resultados comparativos anteriores, presentes na literatura técnica.

Por fim, o capítulo seis ilustra um exemplo de modelagem hierárquica, pela incorporação do modelo de protocolos de acesso proposto, representado pelo protocolo PASSAGEM DE FICHA, com o nível de enlace de dados. Este nível é representado pelo protocolo de controle de fluxo através do mecanismo de janelas deslizantes. Como resultado, teremos uma solução híbrida, onde o nível básico é resolvido analiticamente e o nível de enlace de dados é resolvido via simulação computacional. Neste capítulo são também apresentadas as conclusões, bem como sugestões para extensão do presente trabalho.

CAPÍTULO 2

PROTOSCOLOS DE ACESSO

Os protocolos de acesso regulam os direitos das interfaces acessarem o meio de comunicação. Eles diferem entre si pela natureza estática ou dinâmica da alocação do canal, pela natureza centralizada ou distribuída do processo decisório sobre qual interface tem acesso ao meio, ou mesmo pela capacidade de adaptação do algoritmo às mudanças no tráfego de informações úteis. De acordo com estas características, os protocolos de acesso são aqui agrupados em cinco categorias.

A primeira categoria é denominada "PROTOSCOLOS COM CONCESSÃO FIXA". São protocolos que alocam o meio de transmissão para as interfaces de uma maneira estática, independentemente das necessidades das mesmas. Na segunda categoria, denominada "PROTOSCOLOS COM CONCESSÃO ALEATÓRIA", o acesso das interfaces ao meio é feito de maneira aleatória, resultando em conflitos quando mais de uma interface transmitem simultaneamente. Os "PROTOSCOLOS COM CONCESSÃO CONTROLADA" permitem que uma interface transmita apenas quando a mesma recebe uma permissão. Essa permissão é passada de uma interface à outra na medida que cada uma delas acessa o meio. Os "PROTOSCOLOS COM CONCESSÃO POR RESERVA" concedem acesso ao meio como consequência dos pedidos feitos pelas interfaces, as quais possuem prioridades de transmissão pré-estabelecidas. Finalmente, temos os "PROTOSCOLOS HÍBRIDOS" que consistem na mistura de mais de um dos protocolos das outras categorias, tentando, desta forma, otimizar o acesso das interfaces ao meio.

2.1 - Protocolos com Concessão Fixa

Estes protocolos alocam a capacidade do meio de transmissão para as interfaces, independentemente das necessidades das mesmas. A capacidade do meio é particionada em fatias que são alocadas às interfaces de uma maneira estática pré-determinada. Os protocolos mais conhecidos são "Acesso Múltiplos por Divisão em Frequência" (FDMA) e "Acesso Múltiplos por Divisão no Tempo" (TDMA) [CHU 72, KOSO 78].

O protocolo TDMA consiste da utilização pré-determinada do meio de transmissão pelas interfaces durante intervalos fixos de tempo. Tais intervalos são comumente chamados de "fatias" (SLOTS). O TDMA caracteriza fatias fixas de tempo para as interfaces mas, uma vez caracterizadas, elas não podem variar conforme a ne-

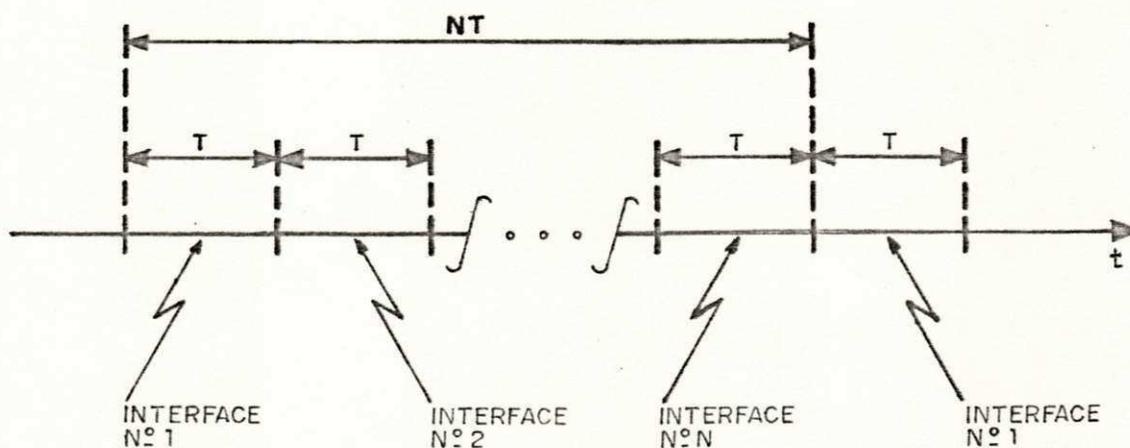


FIG: 2.1 - TEMPORIZAÇÃO NA TRANSMISSÃO DAS INTERFACES PELO PROTOCOLO TDMA.

cessidade das interfaces. Cada interface pode acessar toda a capacidade do canal durante a fatia a ela alocada. Ao findar sua fatia, a interface passa o direito de acesso ao meio de transmissão adiante. O funcionamento do protocolo é síncrono de forma que, o acesso de uma interface ao meio é feito no exato momento de início da fatia correspondente. A FIG. 2.1 ilustra o protocolo para o caso de N interfaces na sub-rede, cada uma delas com uma fatia de T seg.

2.2 - Protocolos com Concessão Aleatória

Com estes protocolos, o meio de transmissão é acessado aleatoriamente. No caso de mais de uma interface tentarem usar o meio simultaneamente, ocorrerão colisões nas transmissões. As colisões são resolvidas forçando-se as interfaces a retransmitirem em um instante de tempo aleatório no futuro. Os principais protocolos são: ALOHA [ABRA 70], CSMA [TOBA 75] e CSMA-CD [METC 76, TOKO 77, MOUR 82].

No protocolo CSMA-CD ("Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection"), mostrado na FIG. 2.2, cada interface escuta o meio de transmissão, observando se o mesmo está livre. Em caso afirmativo é permitido a transmissão pelas interfaces que estão em contenda, ou seja, aquelas que estão disputando o meio. No caso de transmissões simultâneas por mais de uma interface, acontece uma colisão. As interfaces envolvidas em uma colisão suspendem suas transmissões, reprogramando-as para instantes aleatórios no futuro, segundo a "função de retirada". No intervalo entre duas trans

OBS: T - ATRASO DE PROGRAMAÇÃO NO MEIO

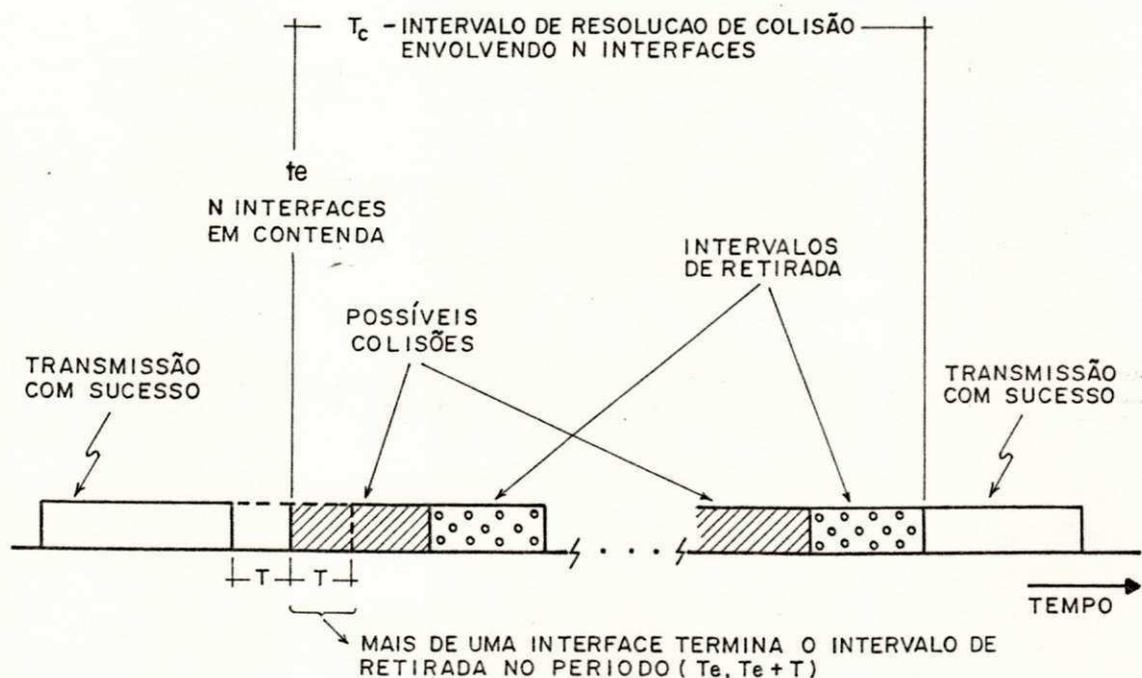


FIGURA 2.2 - TEMPORIZAÇÃO NA TRANSMISSÃO DAS INTERFACES PELO PROTOCOLO CSMA-CD

missões com sucesso, podem ocorrer várias colisões. Este intervalo denomina-se intervalo de resolução de colisão.

2.3 - Protocolos com Concessão Controlada

Nestes protocolos, uma interface só é autorizada a transmitir quando possui uma permissão (uma ficha por exemplo). As interfaces são logicamente ordenadas de acordo com a seqüência de acesso no meio. A permissão é passada de uma interface a outra nessa ordem.

Alguns protocolos desta categoria são: PASSAGEM DE FICHA [NEWH 69] e QUADROS VAZIOS [PIER 71]. Além do protocolo QUADROS VAZIOS, que será utilizado no capítulo seguinte, descreveremos o protocolo PASSAGEM DE FICHA, o qual faz parte dos padrões internacionais [IEEE 82] e será utilizado na aplicação descrita no capítulo seis.

Na PASSAGEM DE FICHA, em uma topologia anel, a ficha é passada sequencialmente de interface para interface, na direção do fluxo de informação no anel. Qualquer interface, de posse da ficha pode removê-la do anel, transmitir dados que tenha armazenado e, então, passá-la à interface seguinte. Ao receber a ficha, caso a interface nada tenha a transmitir, ela simplesmente envia a ficha para a interface seguinte.

Na topologia em barra, não há uma seqüência natural para circulação da ficha entre as interfaces na sub-rede. Neste caso, a ficha deve conter a identificação (ou endereço) da próxima interface com direito a transmitir no meio. Afora o endereçamento da ficha, o comportamento das interfaces é idêntico àquele descrito no caso do anel.

Seja D_t o tempo de passagem da ficha entre duas interfaces. No caso do anel, D_t inclui o atraso de processamento da ficha em uma interface e o tempo de transmissão da mesma para a interface seguinte. Na barra, D_t inclui, adicionalmente, o endereço da próxima interface com direito a acesso ao meio. A FIG. 2.3 ilustra o comportamento de interfaces operando com o

protocolo de PASSAGEM DE FICHA.

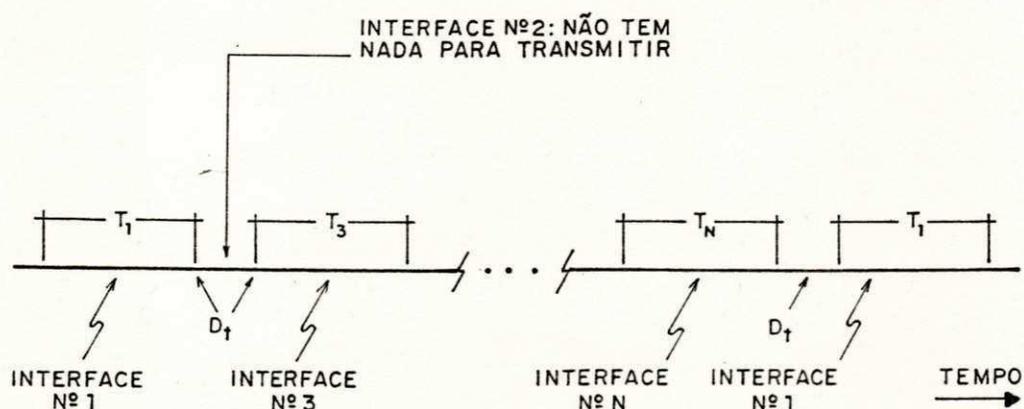


FIGURA 2.3 - TEMPORIZAÇÃO PARA TRANSMISSÃO DAS INTERFACES NO PROTOCOLO PASSAGEM DE FICHA.

No protocolo QUADROS VAZIOS, um número constante de quadros, de comprimento fixo, circula ao longo do meio (geralmente disposto em anel). Os quadros são preenchidos por informações úteis transmitidas pelas interfaces receptoras. Um quadro só pode ser utilizado se o seu cabeçalho indicar que ele se encontra vazio. Qualquer interface pronta para transmitir, ocupa o primeiro quadro vazio que passar, modificando o estado do mesmo para "cheio". A interface receptora desocupa o quadro, o qual só será desmarcado pela interface que o preencheu. A FIG. 2.4 ilustra o funcio-

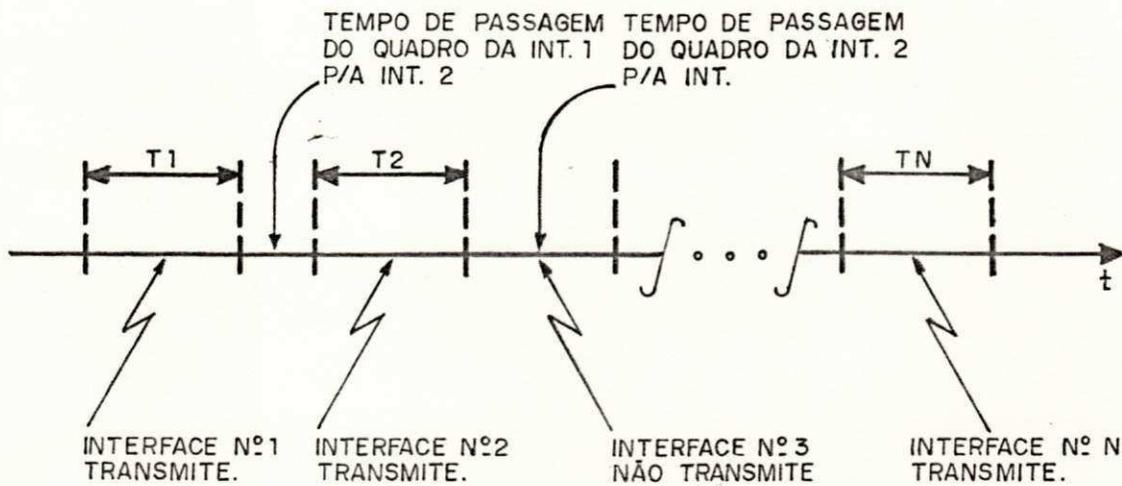


FIG: 2.4 - TEMPORIZAÇÃO NA TRANSMISSÃO DAS INTERFACES PARA O PROTOCOLO QUADROS VAZIOS (1 QUADRO).

namento deste protocolo.

2.4 - Protocolos com Concessão por Reserva

Estes protocolos alocam o meio de acordo com os pedidos de reserva para transmissão feitos pelas interfaces. Em geral, uma parte no canal ou mesmo um canal em separado, chamado canal de pedidos, é utilizado para este fim. Um canal (ou parte dele) utilizado para transmitir informação é denominado "canal principal". Os principais protocolos deste tipo são DSMA [MARK 80]

e GSMA [MARK 78].

O protocolo DSMA ("Distributed Scheduling Multiple Access"), conforme visto na FIG. 2.5, é um esquema de transmissão assíncrono no tempo que aloca o canal em fatias (de tempo), chamadas slots, suficientemente longas para acomodar a transmissão de blocos de informação útil das interfaces. O protocolo requer dois canais; um para transmissão da informação e outro para transportar os pedidos de transmissão. Usando multiplexação, os dois canais ocupam o mesmo meio de transmissão. Desta forma, o canal de pedidos utiliza uma fração da capacidade do meio de transmissão, fazendo com que a capacidade do canal principal seja reduzida.

Um ciclo de transmissão compreende o espaço de tempo para que todas as interfaces sejam servidas pelas regras de pedidos. A regra de hierarquização para pedidos de um mesmo ciclo diz que, entre duas interfaces quaisquer, transmitirá primeiro aquela com o endereço mais alto, também dito o maior endereço. Um ciclo de transmissão inicia-se quando algumas interfaces tornam-se ativas, temporizam os dois canais e transmitem os bits de endereçamento através do canal de pedidos.

Após um período de tempo de h slots, a interface com o endereço mais alto é atendida, retemporiza os canais para iniciar o ciclo de transmissão e transmite a sua informação. As demais interfaces ativas preparam seus pedidos e, o ciclo de transmissão prossegue, sempre

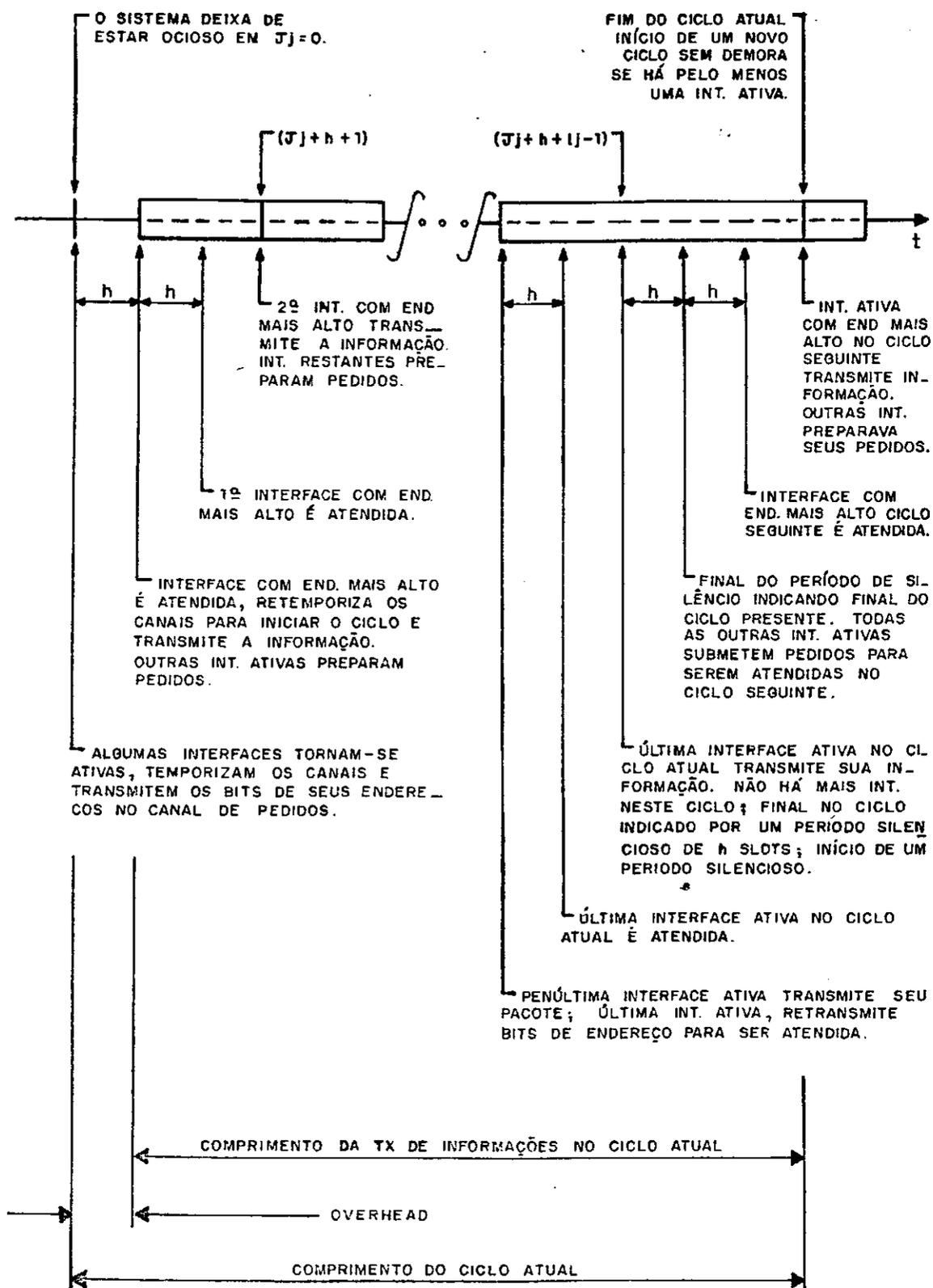


FIG: 2.5 - TEMPORIZAÇÃO NA TRANSMISSÃO DAS INTERFACES PARA O PROTOCOLO DSMA.

com prioridade para as interfaces de endereços mais altos, até que não haja mais nenhuma interface pertencente a este ciclo. Então, um período silencioso de h slots indica o final do ciclo. Após o período h , as interfaces prontas para o novo ciclo submetem seus pedidos e aguardam o término da transmissão da última interface do presente ciclo, para iniciarem assim o novo ciclo de transmissão.

2.5 - Protocolos Híbridos

Esta categoria de protocolos utiliza características de mais de uma das categorias anteriores, tentando oferecer um melhor desempenho que as outras, pela adaptação dinâmica dos protocolos às variações no tráfego de informações na sub-rede de comunicação. Alguns protocolos são o CSMA-CD/OB [MOUR 83b] e CSMA-CD/TDMA [RICA 78].

O CSMA-CD/OB ("Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection and Orderly Backoff") é uma composição do protocolo aleatório CSMA-CD e uma técnica de concessão fixa. Cada um destes protocolos é responsável por uma fase no protocolo híbrido. O comportamento de uma interface, conforme visto na FIG. 2.6, com uma informação útil pronta para ser transmitida durante a fase CSMA-CD é o seguinte.

- I) Se o meio estiver livre, a interface transmite um bloco de informação útil.

- II) Se o meio estiver ocupado, a interface espera a-

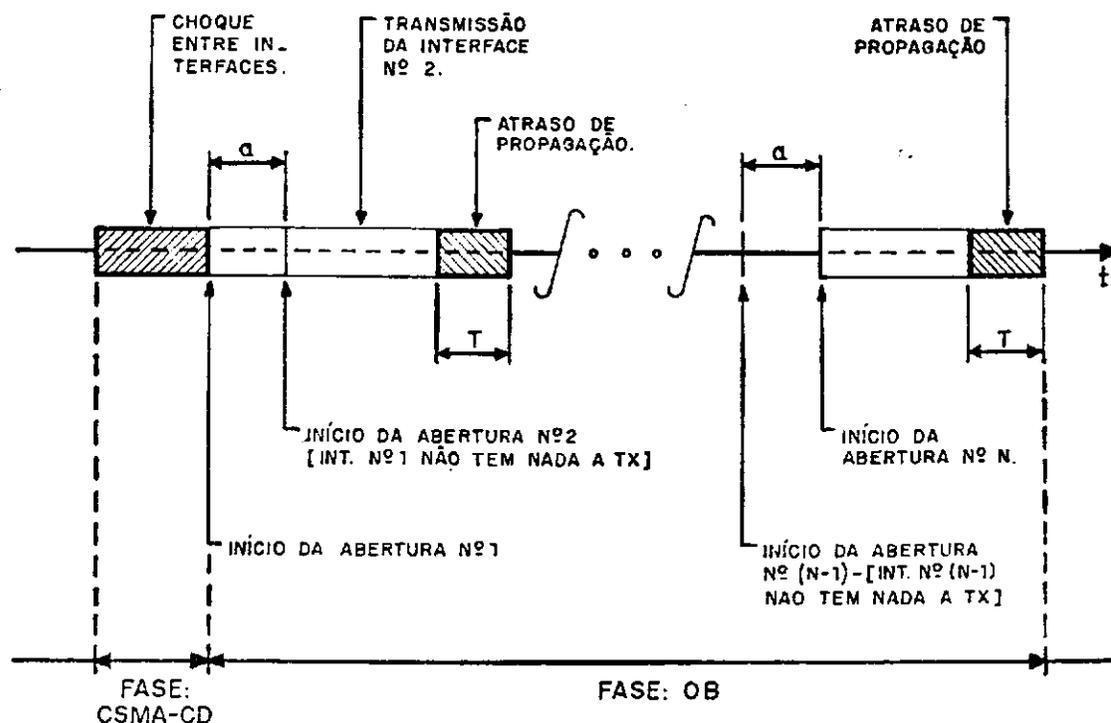


FIG: 2.6 - TEMPORIZAÇÃO PARA TRANSMISSÃO DAS INTERFACES NO PROTOCOLO CSMA-CD/OB

té que o meio esteja livre e, então, transmite um bloco de informação útil.

III) Em caso de colisão na fase CSMA-CD, a interface cancela a transmissão imediatamente e envia um sinal COB ("Commence Orderly Backoff") através do meio, para que todas as interfaces revertam para a fase OB. Para cada interface haverá uma fatia de tempo (slot) correspondente ao tamanho da informação a ser transmitida, a qual coincide com o início da abertura (slot) relacionada a esta interface. No caso da interface não estiver pron

ta para transmitir, após o término da abertura da interface seguinte na hierarquia de transmissão. Depois da transmissão correspondente à última interface na fase OB, o protocolo retorna à fase CSMA-CD. Caso uma interface, que não esteja pronta ao início de sua abertura, receba uma informação para ser transmitida após o início desta mesma abertura, a transmissão só será realizada no próximo ciclo CSMA-CD/OB.

CAPÍTULO 3

MODELOS DE PROTOCOLOS DE ACESSO

3.1 - Modelos Existentes

O modelo básico para representar os protocolos de acesso em redes locais é o modelo do servidor único (FIG. 3.1). No modelo do servidor único, o servidor

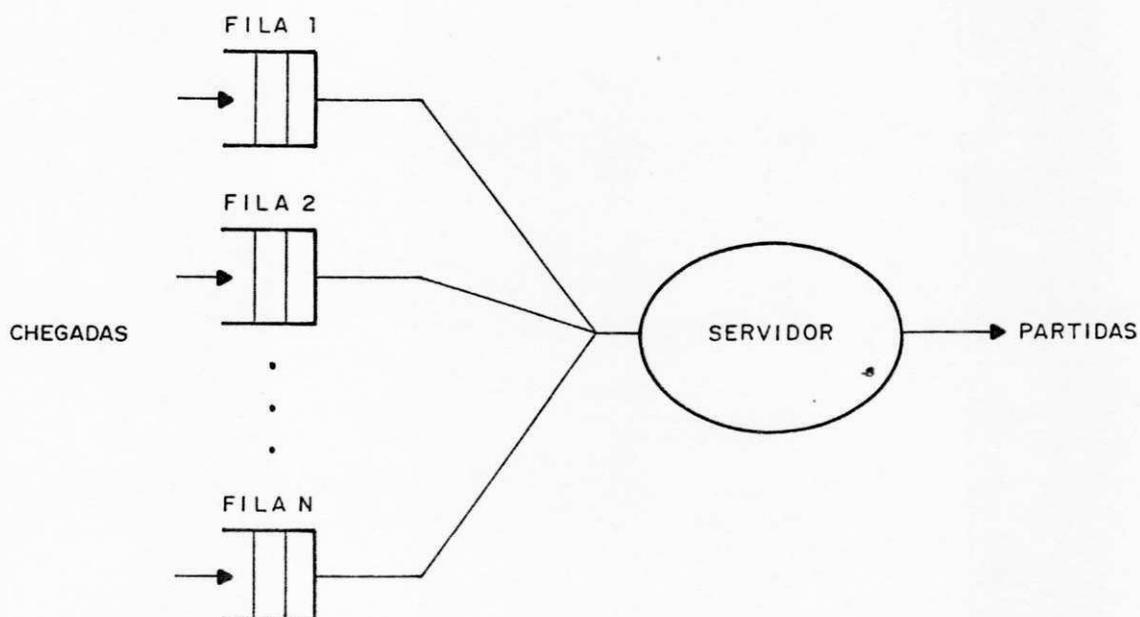


FIGURA 3.1 - MODELO DO SEVIDOR ÚNICO PARA PROTOCOLO DE ACESSO.

representa o meio de transmissão, os fregueses representam os dados em trânsito na sub-rede e a discipli-

na de atendimento em cada fila é FIRST COME FIRST SERVED (FCFS). As características do servidor são de finidas de acordo com os detalhes do protocolo de acesso e da sub-rede de comunicação. A informação é, geralmente, particionada em pacotes. Cada pacote é modelado por um freguês. Os fregueses aguardam serviço em filas. Cada fila modela os dados "bufferizados" para transmissão em cada interface na sub-rede.

Na análise dos protocolos de acesso as medidas de desempenho são, geralmente, o atraso médio de trânsito de pacotes e a vazão na sub-rede de comunicação [BUX 81]. Outros estudos também consideram o comprimento da fila na interface [CHU 72] e a probabilidade da ocorrência de overflow na fila [KOBA 77]. A solução analítica do modelo na FIG. 3.1, para obtenção destas medidas, exige, frequentemente, a adoção de hipóteses simplificadoras. Uma destas hipóteses corresponde a chegadas de pacotes para as interfaces de acordo com um processo de POISSON. A hipótese de chegadas de POISSON está fundamentada na observação de que, em muitos casos, a chegada de pacotes para as interfaces pode ser representada por processos pontuais aleatórios e independentes. Como o processo de POISSON é o limite da superposição de um grande número de processos pontuais [KOBA 77], o tráfego total de chegada é aproximadamente POISSON se, o número de interfaces é grande e a intensidade do tráfego de chegada de pacotes em cada uma delas é pequena. Desta forma, considerando-se o não determinismo do trabalho realizado pelo servidor, os modelos resultantes são sistemas M/G/1 e as equações de POLLACZEC - KHINCHIN [KLEI 75] podem ser utiliza-

das para fornecer as características de atraso e variação. O problema é que, nem sempre, a condição de tráfego intenso, composto por numerosas fontes independentes e de pouca intensidade, é verdadeira. Assim e, infelizmente, a análise de modelos de protocolos de acesso recaem no estudo dos sistemas G/G/1.

3.2 - Modelo Alternativo

Sugerimos um modelo alternativo que se propõe a capturar o comportamento de pacotes na sub-rede de comunicação, operando sob o protocolo de acesso. O modelo representa múltiplas classes de tráfego conforme os diferentes tipos de pacotes circulando na sub-rede. A atividade "serviço" consiste em um pacote, na cabeça da fila de uma interface, esperar pelo acesso ao meio e subsequentemente ser transmitido. Desta forma, o tempo de serviço deste pacote é constituído do tempo de espera para acesso ao meio e do tempo de transmissão do mesmo. O tempo de espera independe do tipo de pacote envolvido, enquanto o tempo de transmissão depende diretamente do comportamento deste pacote. As interfaces que têm algum pacote para transmitir são chamadas interfaces ativas.

O modelo proposto é apresentado na FIG. 3.2. Nesta figura, grupos de i_1, \dots, i_n interfaces representam as n -ésimas classes de tráfego. Dentre elas, k interfaces podem concorrer ao meio. Assim, o conjunto (i_1, \dots, i_n, k) representa o estado momentâneo da sub-rede. As características de serviço estão incorporadas no servidor sub-rede. Da sub-rede, após serem servi-

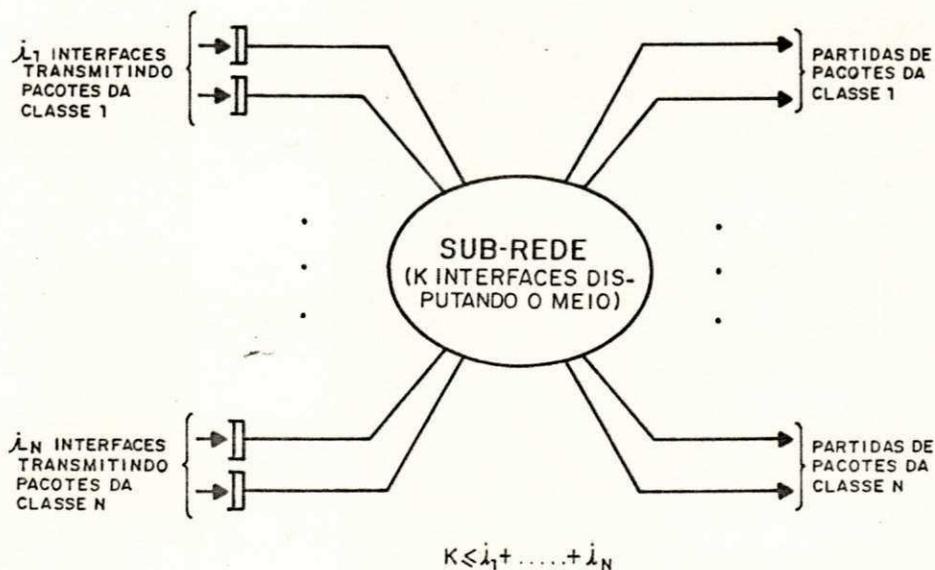


FIG.3.2 - MODELO ALTERNATIVO PARA PROTOCOLOS DE ACESSO EM RL'S.

dos, partem os pacotes de dados e os pacotes de reconhecimento.

O comportamento da variável k está intimamente relacionado com o funcionamento do protocolo de acesso. Existem casos de uma interface tornar-se ativa mas não pode proceder à transmissão de sua informação por restrições do próprio protocolo. Interfaces que estão no intervalo de retirada no protocolo CSMA-CD, interfaces que tornam-se ativas ao final de um ciclo de transmissão no protocolo DSMA ou após encerrar sua abertura de transmissão na fase OB do protocolo CSMA-CD/OB, são exemplos típicos.

Para a solução do modelo aplicado a estes protocolos, conforme será visto no capítulo seguinte, serão consi

deradas duas situações conforme o pacote em questão encontrou ou não "condição de fila". Caso não haja restrição para a interface em observação concorrer ao meio de comunicação, entenda-se por "condição de fila" o fato do pacote em questão, ter encontrado um outro a sua frente ao chegar nesta interface. São considerados também "condição de fila" os casos onde a interface em observação não pode transmitir os seus pacotes devido às características de funcionamento do protocolo de acesso.

3.2.1 - Medidas de Desempenho

Considere-se uma determinada interface para observação. A performance da RL, operando sob determinado protocolo de acesso, será avaliada através das suas medidas de desempenho. Esta interface será chamada de "certa" interface. Para cada uma das n diferentes classes de tráfego há grupos de i_1, \dots, i_n conjuntos de interfaces ativas. Considere-se, agora, o instante de tempo em que a "certa" interface começa a servir um pacote da j -ésima classe. Defina-se então as seguintes medidas de desempenho:

$T_j(i_1, \dots, i_n, k)$ - Atraso médio para que seja completado o serviço de um pacote da j -ésima classe, quando i_1, \dots, i_n interfaces ativas servem pacotes de suas respectivas classes e, dentre estas interfaces, somente k delas podem concorrer ao meio.

$A_j(i_1, \dots, i_n, k)$ - Atraso médio incremental sofrido por cada uma das i_1, \dots, i_n interfaces ativas como resultado da "certa" interface servir um pacote da j -ésima classe, visto que somente k dentre as interfaces ativas podem concorrer ao meio.

Considerando-se a sub-rede, observa-se que a mesma apresenta taxas de serviço dependentes do estado da RL (o estado da RL é dado por uma condição momentânea de carga na sub-rede, a qual é representada pelo conjunto (i_1, \dots, i_n, k)). Estas taxas de serviço são derivadas de $T_j(i_1, \dots, i_n, k)$ e ajustadas por $A_j(i_1, \dots, i_n, k)$. Assim, o instante de partida de um pacote na cabeça da fila de uma interface em observação é obtido de $T_j(i_1, \dots, i_n, k)$. O efeito de novas chegadas é levado em consideração no cálculo de $A_j(i_1, \dots, i_n, k)$ de modo que, a chegada de um pacote em uma interface qualquer, implica em ajuste na taxa de serviço da sub-rede.

Como será visto no capítulo cinco, o presente modelo presta-se, também para estudos comparativos de protocolos de acesso. O mérito relativo dos protocolos de acesso, detalhados no capítulo anterior, pode ser destacado a partir das medidas de desempenho aqui definidas. Para uma determinada condição de tráfego na sub-rede, terá melhor desempenho os protocolos que apresentarem o menor atraso médio de um pacote em serviço. Dado que dois protocolos apresentem valores próximos para o atraso médio, terá melhor desempenho o

protocolo que apresentar o menor atraso incremental nestas condições.

O modelo proposto preocupa-se apenas com os pacotes que estão em serviço, ou seja, os pacotes que estão na cabeça da fila nas respectivas interfaces aguardando para serem enviados aos seus destinos. As medidas de desempenho referem-se sempre a estes pacotes. Assim, as i_1, \dots, i_n interfaces ativas correspondem a i_j grupos de pacotes, prontos para serem transmitidos, das j classes de tráfego. Dentre a soma de todas estas interfaces ativas apenas k delas podem concorrer ao meio.

O modelo proposto permite uma incorporação eficiente em aplicações de modelagem hierárquica. Ele representa o módulo inferior da hierarquia de níveis. Modelagem hierárquica fornece uma boa aproximação [SEKI 72, COUR 77] quando os tempos de processamento na sub-rede são muito menores que os tempos decorrentes das interações com o nível imediatamente superior. As medidas de desempenho do modelo, aqui apresentadas, são parâmetros de entrada para solução do nível imediatamente acima do nível básico. Este nível (nível de enlace de dados) pode ser resolvido via simulação computacional utilizando as medidas de desempenho, obtidas analiticamente, do modelo proposto. Tem-se, então, uma solução híbrida, com soluções analíticas e via simulação computacional para os diferentes níveis.

Em uma solução híbrida, a simulação computacional do nível de enlace de dados se encarregaria da geração dos processos de chegada de pacotes às diversas inter

faces e, conseqüentemente, dos valores instantâneos para as variáveis i_1, \dots, i_n, k . Na simulação computacional cada uma das n classes de tráfego seria implantada pela incrementação da variável correspondente devido a chegada de um pacote desta classe na cabeça da fila da interface e decrementação com o término do serviço deste pacote. Os casos das interfaces que momentaneamente não podem transmitir são contabilizados a parte, representando, assim, a variável k .

O modelo proposto preocupa-se apenas com os pacotes da cabeça da fila, evitando-se assim o histórico do processo de chegada de pacotes. Para dados com esta finalidade, como calcular o atraso médio total de um pacote, necessita-se mensurar o tempo que o pacote leva desde que chega até alcançar a cabeça da fila na interface. Este tempo é constituído dos vários tempos de serviço dos outros pacotes que estão na frente desta fila quando alcançam a posição terminal (cabeça da fila). Para se ter dados deste tipo necessita-se considerar na simulação computacional os vários tempos de serviço dos pacotes que estão a frente do pacote em questão e adicioná-los ao tempo de serviço deste pacote quando ele atingir a posição terminal.

CAPÍTULO 4

SOLUÇÃO ANALÍTICA APROXIMADA PARA O MODELO PROPOSTO

4.1 - Condições para Solução do Modelo

Para obtenção de uma solução analítica em forma reduzida considere-se, a priori, a existência de apenas duas (02) classes de tráfego: classe 1 representada por pacotes de dados e classe 2 representada por pacotes de reconhecimento. As interfaces transmissoras de pacotes de dados são representadas pela variável i e as interfaces transmissoras de pacotes de reconhecimento são representadas pela variável j . Desta forma, as medidas de desempenho serão distintas para pacotes de dados e para pacotes de reconhecimento, ou seja $T_d(i,j,k)$ e $T_r(i,j,k)$ representarão os atrasos médios de pacotes destas duas classes, enquanto $A_d(i,j,k)$ e $A_r(i,j,k)$ representarão os atrasos incrementais nas interfaces das mesmas classes.

Considere-se que um pacote de dados ou reconhecimento inclui, além da informação útil, o cabeçalho correspondente às informações de endereçamento e controle do pacote. Considere-se ainda, que este cabeçalho apresenta um comprimento médio igual para todos os protocolos. A mesma hipótese é feita para o tamanho do campo contendo a informação útil. Desta forma, teremos a análise de pacotes de dados e reconhecimento com comprimentos fixos. Procedimento semelhante é utilizado em [BUX 81] que considera nulo o overhead dos pacotes, equiparando

<u>PARÂMETRO</u>	<u>DESCRIÇÃO</u>
T	ATRASSO DE PROPAGAÇÃO FIM-A-FIM NO MEIO DE TRANSMISSÃO
N	NÚMERO DE INTERFACES NA SUB-REDE DE COMUNICAÇÃO
C	CAPACIDADE DO MEIO DE TRANSMISSÃO (bit/s)
Xd	TEMPO MÉDIO DE TRANSMISSÃO DE UM PACOTE DE DADOS NO MEIO (seg.)
Xr	TEMPO MÉDIO DE TRANSMISSÃO DE UM PACOTE DE RECONHECIMENTO NO MEIO (seg.)

Tabela 4.1 - PARÂMETROS COMUNS AOS PROTOCOLOS DE ACESSO A SEREM ANALISADOS.

os protocolos do ponto de vista do comprimento do campo de informação útil dos pacotes.

Na solução dos protocolos, adotamos parâmetros comuns a todos eles, bem como, parâmetros específicos a cada um em particular. Os parâmetros específicos serão descritos na solução do protocolo correspondente enquanto os parâmetros comuns estão relacionados na tabela 4.1.

Na solução do modelo, qualquer pacote chegando a uma interface é analisado em dois casos diferentes: os pacotes que encontraram e os pacotes que não encontraram "condição de fila". Por "condição de fila" entenda-se que um pacote encontrou um outro a sua frente ou, mesmo encontrando a fila vazia, não pode ser transmitido

no ciclo atual mas, apenas no ciclo de transmissão seguinte. A "condição de fila" é o pior caso para o atraso médio uma vez que o pacote ou terá de esperar sequencialmente que todas as interfaces sejam servidas para poder ser transmitido, ou terá de esperar que o ciclo de transmissão atual acabe para concorrer com as outras interfaces ativas.

Entre quaisquer duas interfaces é assumido um atraso de propagação no meio igual a T (atraso de propagação fim-a-fim). Isto assegura o pior caso de atraso no meio, que seria entre duas interfaces situadas em posições extremas no fluxo de informações. Além disto, suponha-se que uma "certa" interface ao encontrar, no início do seu serviço, uma outra interface em processo de transmissão, espera o equivalente à transmissão completa desta última. Isto novamente assegura o pior caso já que a "certa" interface pode encontrar a transmissão desta interface em qualquer ponto, inclusive no instante final.

A título de ilustração são apresentadas, neste capítulo, as soluções do modelo para um dos protocolos descritos no capítulo dois. São eles, TDMA, CSMA/CD, QUADROS VAZIOS, DSMA, CSMA-CD/OB e PASSAGEM DE FICHA. Este último será utilizado na aplicação do capítulo seis.

4.2 - Solução para o Protocolo TDMA

Sendo o TDMA um protocolo de alocação fixa, considere-se a duração média da fatia de tempo (slot) igual ao tempo médio de transmissão de um pacote de dados que,

neste caso, é o pacote de maior tamanho. O controle da sub-rede é passado de uma interface a outra, sequencialmente, ao final do slot. Admite-se que a passagem do controle da sub-rede entre as interfaces é instantânea.

Pelas características do protocolo, uma interface ao transmitir um pacote passa o controle da sub-rede para a próxima interface na sequência de transmissão. Desta forma, todas as interfaces ativas podem transmitir, desde que recebam o controle da sub-rede. Serão analisados, agora, os dois casos utilizados na solução do modelo, conforme o pacote encontrou ou não "condição de fila".

Caso i - A "certa" interface serve um pacote que não encontrou "condição de fila".

No início de serviço do pacote na cabeça da fila, a "certa" interface encontra o controle da sub-rede com uma interface qualquer. Então, ela esperará o tempo para transmissão das interfaces que estão à sua frente, incluindo a interface que está com o controle do meio naquele instante. O controle do meio com diferentes interfaces, quer elas tenham ou não algo a transmitir, implica em diferentes atrasos para a "certa" interface transmitir seu pacote, os quais são independentes entre si para uma dada RL. Além disto, como os slots são de mesmo comprimento médio, as chances de cada interface controlar o meio são idênticas, o que implica em probabilidades iguais para ocorrência dos re-

feridos atrasos.

Com base no exposto acima, tem-se:

$$T_d(i, j, k) = - \frac{1}{2} \sum_{X = X_d+T}^{N(X_d+T)} (N(X_d+T) - X) + X_d+T \quad (4.1)$$

ou

$$T_d(i, j, k) = (X_d + T)(N/2 + 1) \quad (4.2-a)$$

da mesma forma

$$T_r(i, j, k) = (X_d + T)N/2 + X_r+T \quad (4.2-b)$$

Para cálculo do atraso médio incremental, notamos que é irrelevante, para as outras interfaces, o fato da "certa" interface ter ou não um pacote para transmitir.

Assim:

$$A_d(i, j, k) = A_r(i, j, k) = 0 \quad (4.3)$$

Caso ii - A "certa" interface serve um pacote que encontrou "condição de fila".

Neste caso, o pacote terá de esperar que a "certa" interface sirva o pacote à sua frente e passe o controle do meio de comunicação para a próxima interface. Assim, a "certa" interface terá de esperar que todas as outras sejam servidas para obter novamente o controle do meio. Desta forma:

$$T_d(i, j, k) = N(X_d+T) + X_d+T = (N+1)(X_d+T) \quad (4.4-a)$$

e

$$Tr(i, j, k) = N(Xd + T) + Xr + T \quad (4.4-b)$$

Para o cálculo do atraso médio incremental valem as mesmas condições do item anterior. Então:

$$Ad(i, j, k) = Ar(i, j, k) = 0 \quad (4.5)$$

4.3 - Solução para o Protocolo CSMA/CD (*)

Conforme visto no capítulo três, nem todas as interfaces ativas concorrem ao meio. As interfaces que estão no intervalo de retirada não podem transmitir, por imposição do protocolo. Ainda mais, não existe atraso adicional caso um pacote em serviço tenha encontrado "condição de fila". Assim, após ter transmitido um pacote, uma interface não é obrigada a esperar por aquelas que não transmitiram, para iniciar uma nova transmissão. Desta maneira, não há necessidade da análise dos diferentes casos conforme o pacote encontrou ou não "condição de fila".

No entanto, conforme o número de interfaces ativas na sub-rede, for nulo ou não, tem-se duas situações a considerar:

$$i + j = 0$$

Neste caso, o pacote não sofre nenhum atraso, pois a

(*) Esta é uma análise simplificada utilizando funções de retirada ideais que fornecem otimização da vazão na sub-rede. Análises semelhantes podem ser encontradas em [METC 76] e [MOUR 83b]. Uma análise mais realista com funções de retirada apresentando médias fixas é mostrada em [MOUR 82].

"certa" interface não sofre concorrência, na disputa do meio, por parte de qualquer outra interface. Então:

$$T_d(i, j, k) = (X_d + T)/2 \quad (4.6-a)$$

$$T_r(i, j, k) = (X_r + T)/2 \quad (4.6-b)$$

Como não há outra interface ativa na sub-rede, o atraso médio incremental é nulo. Então:

$$A_d(i, j, k) = A_r(i, j, k) = 0 \quad (4.7)$$

$$i + j > 0$$

O intervalo para ocorrência de uma colisão, o intervalo de contenção, é constituído do intervalo para detecção desta colisão e do intervalo para dissipação da mesma. Para o pior caso, onde as interfaces estão situadas em posições extremas no meio de comunicação, o intervalo de detecção da colisão varia entre uma e duas vezes o valor do atraso de propagação. O valor mínimo corresponde a instantes coincidentes para o início das transmissões destas interfaces e o valor máximo corresponde a coincidência entre o início da transmissão de uma interface com o término da transmissão da outra interface. Neste último caso, o valor máximo deste intervalo é necessário para que a primeira interface que transmitiu "escute" a transmissão da outra interface.

Considere-se o pior dos casos para o desempenho do protocolo, onde o intervalo de detecção de uma colisão assume valor $2T$. Considere-se ainda, que o intervalo para dis

sipação de uma colisão possui valor desprezível. Assim, o intervalo para ocorrência de uma colisão (intervalo de contenção), que é a soma destes dois intervalos, recebe o valor $2T$.

Suponha que cada interface, independentemente das outras, transmite durante um intervalo de contenção com probabilidade p . Dado que há m interfaces ativas na sub-rede, a probabilidade de que apenas uma interface transmita num intervalo de contenção, p_a , evitando assim a colisão, é:

$$p_a = m \cdot p(1 - p)^{m-1} \quad (4.8)$$

Maximizando-se p_a , maximiza-se também a vazão da sub-rede porque as chances de colisão são diminuídas. p_a é maximizada com $p = 1/m$, logo:

$$p_{a_{\max}} = (1 - 1/m)^{m-1} \quad (4.9)$$

Acontece que a vazão máxima implica em alta intensidade de tráfego, ou seja, existe um número muito grande de interfaces ativas na sub-rede ($m \rightarrow N \rightarrow \infty$).

$$\lim_{m \rightarrow \infty} p_a = 1/e \quad (4.10)$$

onde $e = 2,71828\dots$

Seja p_n a probabilidade de se ter n intervalos de contenção num intervalo de resolução de colisão e t_c o in

tervalo de resolução de colisão, ou seja, o tempo desperdiçado pelo protocolo CSMA-CD para garantir o acesso ao meio a apenas uma interface. Este tempo é medido do início da primeira colisão de um pacote de determinada interface até o acesso deste pacote ao meio, sem ocorrência de colisão.

Do exposto acima, tem-se:

$$P_n = \text{prob} |T_c = n(2T)| = p_a (1-p_a)^{n-1} \quad n \geq 1 \quad (4.11)$$

Dado que $E|x|$ representa o valor médio de T , tem-se:

$$E |T_c| = 2T \cdot \sum_{n=1}^{\infty} n \cdot p_n \quad (4.12)$$

Inserindo-se a eq. (4.10) em (4.11) e a eq. (4.11) em (4.12), tem-se:

$$E |T_c| = 2T_e \quad (4.13)$$

Observa-se que o tempo médio total para se transmitir os pacotes no ciclo atual é:

$$T_t = K \left(\frac{i}{i+j} X_d + \frac{j}{i+j} X_r + T \right) + (K-1) \cdot 2T_l \quad (4.14)$$

Considerando-se que a "certa" interface acresce a este tempo, o equivalente a um intervalo de resolução de colisão e, supondo-se que a "certa" interface tenha chances idênticas de transmissão (*) às demais interfaces,

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

tem-se que o tempo médio de espera do pacote, $Q(i,j,k)$, é:

$$Q(i,j,k) = \frac{K}{2} \left(\frac{i}{i+j} X_d + \frac{j}{i+j} X_r + T + \left(\frac{K-1}{K} \right) 2Te + \frac{2Te}{K} \right) \quad (4.15)$$

Logo, como o atraso médio do pacote é o tempo médio de espera mais o tempo médio de transmissão, tem-se:

$$T_d(i,j,k) = X_d + T + \frac{K}{2} \left(\frac{i}{i+j} X_d + \frac{j}{i+j} X_r + (1+2e)T \right) \quad (4.16-a)$$

e

$$T_r(i,j,k) = X_r + T + \frac{K}{2} \left(\frac{i}{i+j} X_d + \frac{j}{i+j} X_r + (1+2e)T \right) \quad (4.16-b)$$

Para o cálculo do atraso médio incremental, nota-se que a "certa" interface é responsável, juntamente com as outras interfaces ativas, por todos os intervalos de resolução de colisão sofridos por uma interface qualquer antes de transmitir um pacote. Estes intervalos são em número de $\frac{k}{K}$ e, admitindo-se novamente chances idênticas de transmissão entre todas as interfaces, pode-se afirmar que a "certa" interface é responsável por um deles e que, ela pode transmitir igualmente antes ou depois de uma interface qualquer. Como o tempo de transmissão completo da "certa" interface só interfere em uma outra interface ativa se ela transmitir antes desta última, tem-se:

$$A_d(i,j,k) = (X_d + T)(i+j-k/2)/(i+j) + 2Te \quad (4.17-a)$$

e

$$Ar(i, j, k) = (Xr + T)(i + j - k/2)/(i + j) + 2Te \quad (4.17-b)$$

4.4 - Solução para o Protocolo PASSAGEM DE FICHA

Como discutido na seção 3.2, este protocolo é do tipo sequencial de modo que, todas as interfaces ativas concorrem ao meio dependendo para isto apenas do recebimento de uma permissão (ficha) para transmitirem seus pacotes. Por outro lado, valem os dois casos de "condição de fila" da análise do protocolo TDMA .

Caso i) A "certa" interface serve um pacote que não encontrou "condição de fila".

Quando a "certa" interface começa a servir o servir, o controle da ficha pode estar em qualquer uma das interfaces ativas na sub-rede. Uma hipótese razoável (*) é que o controle da ficha esteja, com igual probabilidade, em qualquer uma delas. Além disto, de posse da ficha uma interface usará o meio por um tempo suficiente para a transmissão do seu pacote. Desta forma, o tempo de espera da "certa" interface está uniformemente distribuído entre 0 e $|iXd + jXr + (i, j)T + NDt|$, onde Dt é o tempo de passagem da ficha entre duas interfaces vizinhas. Assim:

$$Td(i, j, k) = [iXd + jXr + (i + j)T + NDt]/2 + Xd + T \quad (4.18-a)$$

e

(*) Vale a mesma hipótese para os processos de chegada de pacotes às interfaces, contidas nas análises anteriores.

$$Tr(i, j, k) = [iXd + jXr + (i + j)T + NDt] / 2 + Xr + T \quad (4.18-b)$$

Para o cálculo do atraso médio incremental, nota-se que a "certa" interface, pelas hipóteses feitas, pode transmitir com a mesma probabilidade antes ou depois de qualquer interface ativa e que, o tempo de passagem da ficha entre as interfaces sempre vai existir, quer elas tenham ou não algo a transmitir. Assim:

$$Ad(i, j, k) = (Xd + T) / 2 \quad (4.19-a)$$

e

$$Ar(i, j, k) = (Xr + T) / 2 \quad (4.19-b)$$

Caso ii) A "certa" interface serve um pacote que encontrou "condição de fila".

Quando a "certa" interface começa a servir o pacote em questão, a ficha acabou de deixá-la e a interface terá de esperar que todas as outras interfaces ativas sejam servidas. Além disto, ela terá de esperar que a ficha passe também nas interfaces que não estão ativas. Assim:

$$Td(i, j, k) = [iXd + jXr + (i+j)T + NDt] + Xd + T \quad (4.20-a)$$

e

$$Tr(i, j, k) = [iXd + jXr + (i+j)T + NDt] + Xr + T \quad (4.20-b)$$

Para o cálculo do atraso médio incremental, nota-se que neste caso a "certa" interface, como terá de esperar que todas as outras interfaces ativas sejam servidas, não causará atraso em qualquer uma delas. Assim:

$$Ad(i,j,k) = Ar(i,j,k) = 0 \quad (4.21)$$

4.5 - Solução para o Protocolo QUADROS VAZIOS

Da mesma forma que o protocolo PASSAGEM DE FICHA, o protocolo QUADROS VAZIOS é do tipo sequencial de modo que, todas as interfaces ativas concorrem ao meio de comunicação dependendo, apenas, do recebimento de um quadro para transmitirem seus pacotes. Admita-se que, para efeito de simplificação da solução, o protocolo u sa apenas 01 (um) quadro (*), e que o tamanho do mesmo é igual ao maior pacote (considera-se que o cabeçalho do quadro, com a informação de controle do mesmo, confunde-se com o cabeçalho do pacote). Desta forma, o tempo de transmissão do quadro Dq , é igual ao tempo de transmissão do pacote de dados.

Todavia a filosofia da solução para o protocolo, utilizando um quadro, pode ser aplicada ao caso de múltiplos quadros. Ressalta-se que, neste caso, a solução necessita considerar vários detalhes, que são desprezados nesta análise, tornando-se, desta forma, complicada. Este detalhamento foge aos objetivos deste trabalho. Como em análises anteriores, de protocolos do tipo sequencial, serão considerados dois casos, conforme o pacote encontrou ou não "condição de fila".

(*) Esta é uma hipótese plausível em RLS cobrindo pequenas distâncias.

Caso i) A "certa" interface serve um pacote que não encontrou "condição de fila".

Um quadro vazio, ao passar por qualquer interface ativa, é marcado por esta interface, que insere um pacote no mesmo. O quadro, preenchido com o pacote, é enviado para a interface destinatária que retira o pacote e envia o quadro para a interface remetente que o desmarca. Considere-se que é desprezível o tempo para as interfaces marcarem ou desmarem o bit indicador de slot vazio/cheio bem como a colocação/retirada do pacote no quadro. Observe-se que o quadro tem de ser transmitido duas vezes e percorrer uma volta completa na sub-rede entre as interfaces remetentes e destinatária.

Assim que for desmarcado o quadro continua o seu percurso até a próxima interface ativa na sua sequência de propagação, onde é novamente marcado. Considere-se que, no pior caso, o atraso de propagação para alcançar a próxima interface ativa é da ordem de T seg.

Admita-se, agora, uma sub-rede com N interfaces e que o quadro encontra-se em uma interface genérica a uma distância de P interfaces, antes de alcançar a "certa" interface. Dentre estas e interfaces, as interfaces que estiverem ativas receberão o quadro e transmitirão um pacote por vez. Assim:

$$T_d(i,j,k) = P \frac{(i+j)}{(n-1)} (2D_q + 2T) + X_d + T \quad (4.22)$$

Fazendo-se a média entre os possíveis valores de P, e considerando-se que a influência de cada interface é

idêntica além do que, Dq é igual a Xd , tem-se:

$$Td(i,j,k) = (i + j + 1) (Xd + T) \quad (4.23-a)$$

da mesma forma

$$Tr(i,j,k) = (i + j)(Xd + T) + Xr + T \quad (4.23-b)$$

Para o cálculo do atraso médio incremental nota-se que a "certa" interface pode transmitir o quadro igualmente antes ou depois em relação a uma interface qualquer. (*)

Assim:

$$Ad(i,j,k) = Ar(i,j,k) = 1/2 (2Dq + T) = Xd + T/2 \quad (4.24)$$

Caso ii) A "certa" interface serve um pacote que encontrou "condição de fila".

Neste caso a "certa" interface terá de esperar que todas as outras interfaces ativas na sub-rede sejam servidas para só então transmitir seu pacote. Então:

$$Td(i,j,k) = (i + j)(2Dq + 2T) + Xd + T \quad (4.25)$$

ou

$$Td(i,j,k) = [2(i + j) + 1] (Xd + T) \quad (4.26-a)$$

(*) Vale a mesma hipótese das análises anteriores em que os processos de chegadas de pacotes às interfaces são idênticos, independentes e sem memória.

$$Tr(i, j, k) = 2(i + j)(X_d + T) + X_r + T \quad (4.26-b)$$

Da mesma forma que os outros protocolos sequenciais, nota-se que a "certa" interface não causa atraso nas demais. Assim:

$$Ad(i, j, k) = Ar(i, j, k) = 0 \quad (4.27)$$

4.6 - Solução para o Protocolo DSMA

A princípio pode-se ter duas situações conforme o número de interfaces ativas pertencentes ao ciclo atual for nulo ou não.

$$\underline{\underline{i + j = 0}}$$

Como não há nenhuma outra interface para concorrer com ela, a "certa" interface faz um pedido e, após um tempo h , transmite seu pacote. O parâmetro h é associado com a fase de pedidos de transmissão pelas interfaces ativas e seu valor é dado por $|MARK 80|$:

$$h = (N - 1)(T/2 + T_p) + T + T_p \quad (4.28)$$

onde

n = número de bits destinado ao endereçamento

T_p = tempo de processamento do circuito para pedidos

Assim:

$$T_d(i, j, k) = h + X_d + T \quad (4.29-a)$$

e

$$\text{Tr}(i, j, k) = h + X_r + T \quad (4.29-b)$$

Para o cálculo do atraso médio incremental nota-se que não há interface a ser perturbada. Então:

$$\text{Ad}(i, j, k) = \text{Ar}(i, j, k) = 0 \quad (4.30)$$

$$\frac{i+j}{\text{=====}} 0$$

Considere-se que um ciclo de transmissão começa quando alguns usuários tornam-se ativos iniciando, assim, a temporização dos canais e transmitindo os bits de endereçamento através do canal de pedidos. O término do ciclo acontece ao final da transmissão do pacote, pela interface ativa, com o menor endereço dentre as interfaces pertencentes a este ciclo. Além disto, cada interface tem direito a transmitir apenas um pacote por ciclo para evitar que interfaces com endereços altos monopolizem a sub-rede.

Pelo exposto acima, observa-se que nem todas as interfaces ativas podem concorrer ao meio durante o ciclo atual mas, apenas k interfaces. São estas as interfaces que fizeram seus pedidos de transmissão a tempo mas, ainda não transmitiram neste ciclo. Observa-se também que, como nas análises anteriores, existem dois casos a serem considerados, conforme o pacote em serviço tenha encontrado ou não "condição de fila".

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

No início de um ciclo de transmissão a interface com o endereço mais alto leva um tempo h antes de transmitir seu pacote. A próxima interface na hierarquia de transmissão adquire o direito de transmitir em um instante $2h$ após o início do ciclo. Caso h seja menor que a duração do slot da transmissão que está se processando, esta interface poderá transmitir logo após o final do mesmo e, assim por diante. Em caso contrário, a interface não estará apta a transmitir, tendo que esperar o final de h . Para que o pacote possa participar do ciclo de transmissão atual, o mesmo deverá chegar à "certa" interface no máximo a um tempo h após o início da transmissão da última interface deste ciclo.

Dependendo do tamanho de h relativamente aos slots de transmissão de pacotes de dados (S.D.) e de reconhecimento (S.R.), podemos ter diversos sub-casos, dos quais, escolheremos apenas um deles para exposição (o objetivo aqui é ilustrar e não derivar detalhadamente uma solução exaustiva):

$$X_{rc} + T \text{ (S.R.)} < h < X_{dc} + T \text{ (S.D.)} \quad (*)$$

A "certa" interface terá de esperar o tempo de trans-

(*) A capacidade do meio de comunicação para este protocolo, é alterada pelo uso de parte do mesmo para a transmissão de pedidos. Considerando-se r_p e r_q , respectivamente, as taxas médias de transmissão, através dos canais principal e de pedidos, a capacidade nominal do meio de comunicação deverá ser multiplicada pelo fator $C_p = r_p / (r_p + r_q)$ para que seja encontrada a capacidade real do mesmo. Por este motivo, os tempos médios de transmissão para pacotes de dados e reconhecimento serão corrigidos para X_{dc} e X_{rc} respectivamente.

missão dos pacotes de dados das interfaces que transmitem antes dela, bem como, o período de tempo h considerando-se as interfaces transmissoras de pacotes de reconhecimento. Assim, considerando-se que estas interfaces que transmitem inicialmente são em número de l , dentre as k interfaces ativas possíveis, tem-se:

$$T_d(i, j, k) = h + \frac{l}{k+1} \left(\frac{i(X_{dc} + T)}{(i+j)} + \frac{j h}{(i+j)} \right) + X_{dc} + T \quad (4.31)$$

fazendo-se a média para os possíveis valores de l que variam de 0 até k e, admitindo-se que as interfaces ativas do ciclo atual tenham chances idênticas de transmissão (valem as mesmas hipóteses das soluções anteriores, onde os processos de chegada de pacotes para as interfaces são idênticos, independentes e sem memória), tem-se:

$$T_d(i, j, k) = h + \frac{k}{2(i+j)} [i(X_{dc} + T) + jh] + X_{dc} + T \quad (4.32-a)$$

da mesma forma:

$$T_r(i, j, k) = h + \frac{k}{2(i+j)} [i(X_{dc} + T) + jh] + X_{rc} + T \quad (4.32-b)$$

Para o cálculo do atraso médio incremental, nota-se que a "certa" interface causa um atraso igual ao tempo médio de transmissão se ela transmite um pacote de reconhecimento. Em ambos os casos, o atraso se dá apenas nas interfaces ativas pertencentes ao ciclo atual. Assim:

$$Ad(i, j, k) = (X_{dc} + T)(i + j - k/2)/(i + j) \quad (4.33-a)$$

e

$$Ar(i, j, k) = h(i + j - k/2)/(i + j) \quad (4.33-b)$$

Caso ii) A "certa" interface serve um pacote que encontrou "condição de fila".

Uma vez que o pacote encontrou "condição de fila", ele terá de esperar o próximo ciclo para ser transmitido. Ao início da transmissão da última interface na hierarquia do ciclo atual. O canal de pedidos fica silencioso e, após uma temporização de h segundos, as interfaces que estiverem ativas, submetem pedidos para o próximo ciclo. Caso haja pelo menos uma interface ativa neste instante e, $2h$ seja menor ou igual ao slot correspondente à transmissão da última interface do ciclo atual, não haverá tempo ocioso entre os dois ciclos. Em caso contrário, haverá um período ocioso igual a diferença entre $2h$ e o slot anteriormente citado. Como no caso anterior escolheremos um dos sub-casos possíveis para consideração (note que a condição abaixo é, em termos práticos, idêntica à anteriormente adotada no caso i):

$$X_{rc} + T(S.R.) < (X_{dc} + T)/2 < h < X_{dc} + T(S.D.)$$

Neste caso, além do atraso correspondente ao ciclo atual, a "certa" interface não estará apta a transmitir após a transmissão da última interface deste ciclo, porque o período de tempo igual a $2h$ ainda não se esgotou.

Assim:

$$T_d(i, j, k) = h + (k + 1) \left(\frac{i}{i + j} (X_{dc} + T) + \frac{j}{i + j} h \right) + \frac{i}{i + j} \cdot (2h - X_{dc} - T) + \frac{j}{i + j} (2h - X_{rc} - T) + X_{dc} + T \quad (4.34)$$

fazendo-se a média para os l valores das interfaces ativas no próximo ciclo e, admitindo-se, como nas análises anteriores, as chances idênticas de transmissão para as interfaces, tem-se:

$$T_d(i, j, k) = h + \left(\frac{i + j + k}{2} \right) \left(\frac{i}{i + j} (X_{dc} + T) + \frac{j}{i + j} h \right) + \frac{i}{i + j} \cdot (2h - X_{dc} - T) + \frac{j}{i + j} (2h - X_{rc} - T) + X_{dc} + T \quad (4.35-a)$$

Da mesma forma:

$$T_r(i, j, k) = h + \left(\frac{i + j + k}{2} \right) \left(\frac{i}{i + j} \cdot (X_{dc} + T) + \frac{j}{i + j} h \right) + \frac{i}{i + j} (2h - X_{rc} - T) + \frac{j}{i + j} (2h - X_{rc} - T) + X_{rc} + T \quad (4.35-b)$$

Para cálculo do atraso médio incremental a "certa" interface só causará atraso nas interfaces do mesmo ciclo. Então:

$$A_d(i, j, k) = (X_{dc} + T)(i + j - k) / 2 (i + j) \quad (4.36-a)$$

e

$$Ar(i,j,k) = h(i + j - k)/2 (i + j) \quad (4.36-b)$$

4.7 - Solução para o Protocolo CSMA-CD/OB

Pode-se, a princípio, visualizar duas situações distintas, conforme a variável k seja maior ou igual a zero.

$$\begin{aligned} k &= 0 \\ \text{=====} \end{aligned}$$

Neste caso não há outra interface com quem a "certa" interface possa disputar o meio e, então:

$$Td(i,j,k) = (Xd + T)/2 \quad (4.37-a)$$

e

$$Tr(i,j,k) = (Xr + T)/2 \quad (4.37-b)$$

O cálculo do atraso médio incremental é evidente, uma vez que não há uma outra interface que possa sofrer com a transmissão da "certa" interface. Assim:

$$Ad(i,j,k) = Ar(i,j,k) = 0 \quad (4.38)$$

$$\begin{aligned} k &> 0 \\ \text{=====} \end{aligned}$$

Neste caso haverá os dois sub-casos conforme o pacote em questão encontre ou não "condição de fila".

Caso i - A "certa" interface serve um pacote que não

encontrou "condição de fila".

Considere-se que, durante a fase CSMA-CD do protocolo sempre ocorrerá uma colisão, após a qual o protocolo reverterá o modo de operação para a fase OB. Esta hipótese é tanto mais próxima da situação real quanto maior for o número de interfaces ativas da sub-rede pois, desta forma, a probabilidade de ocorrência de uma colisão aumenta. Como trata-se de uma hipótese restritiva do ponto de vista de desempenho do protocolo considere-se nulos o tempo de dissipação de uma colisão e o tempo de passagem, do protocolo, da fase CSMA-CD para a fase OB.

Como visto na solução do protocolo CSMA-CD, no pior caso o intervalo de resolução da colisão dura $2T$. Dado que k interfaces transmitirão no ciclo atual, sobrarão $(N - k)$ slots, de duração T seg, que não são usados pelas interfaces correspondentes para a transmissão de pacotes na fase OB. Assim o tempo médio total para se transmitir os pacotes no ciclo atual é:

$$T_t = 2T + k \left(\frac{i}{i+j} (X_{dc} + T) + \frac{j}{i+j} (X_r + T) \right) + T(N - 1 - k) \quad (4.39)$$

Considerando-se a mesma hipótese das análises anteriores, de chances idênticas de transmissão da "certa" interface às demais interfaces ativas, tem-se:

$$T_d(i, j, k) = \frac{k}{2} \left(\frac{i}{i+j} (X_d + T) + \frac{j}{i+j} (x_r + T) \right) + \frac{T}{2} (N + 1 - k) + X_d + T \quad (4.40-a)$$

e

$$\begin{aligned} \text{Tr}(i,j,k) = & \frac{k}{2} \left(\frac{i}{i+j} (X_d + T) + \frac{j}{i+j} (X_r + T) \right) + \\ & \frac{T}{2} (N + 1 - k) + X_r + T \end{aligned} \quad (4.40-b)$$

Para o cálculo do atraso médio incremental, nota-se que, pela hipótese de chances idênticas de transmissão das interfaces, a "certa" interface pode transmitir igualmente antes ou depois de uma determinada interface. Além disto, a "certa" interface poderá, juntamente com outras $(i + j - 1)$ interfaces, causar uma colisão naquela outra, durante a fase CSMA-CD. Assim:

$$\text{Ad}(i,j,k) = (X_d + T)/2 + (2T/2 \cdot k) K/(i + j) \quad (4.41)$$

ou

$$\text{Ad}(i,j,k) = (X_d + T)/2 + T/(i + j) \quad (4.42-a)$$

da mesma forma:

$$\text{Ar}(i,j,k) = (X_r + T)/2 + T/(i + j) \quad (4.42-b)$$

Caso ii - A "certa" interface serve um pacote que encontrou "condição de fila".

Neste caso a "certa" interface tem de esperar que todas as outras interfaces do ciclo atual sejam servidas para só então transmitir em um outro ciclo com as demais interfaces.

Assim:

$$T_d(i, j, k) = 2T + k\left(\frac{i}{i+j}(X_d + T) + \frac{j}{i+j}(X_r + T)\right) + \\ T(N-1-k) + \frac{2T}{2} + \left(\frac{i+j-K}{2}\right)\left(\frac{i}{i+j}(X_d + T) + \right. \\ \left. \frac{j}{i+j}(X_r + T)\right) + \frac{T}{2}(N-1+K-i-j) + X_d + T$$

$$p/k < i + j \quad (4.43)$$

ou

$$T_d(i, j, k) = \left(\frac{k+i+j}{2}\right)\left(\frac{i}{i+j}(X_d + T) + \frac{j}{i+j}(X_r + T)\right) + \\ \frac{T}{2}(3 + 3N - k - i - j) + X_d + T$$

$$p/k < i + j \quad (4.44-a)$$

e da mesma forma:

$$T_r(i, j, k) = \left(\frac{k+i+j}{2}\right)\left(\frac{i}{i+j}(X_d + T) + \frac{j}{i+j}(X_r + T)\right) + \\ -\frac{T}{2}(3 + 3N - k - i - j) + X_r + T$$

$$p/k < i + j \quad (4.44-b)$$

Para $k = i + j$ todas as interfaces foram servidas e não há formação de colisões na fase CSMA-CD, nem atraso devido às aberturas de transmissão na fase OB do ciclo seguinte. Logo:

$$T_d(i, j, k) = 2T + i(X_d + T) + j(X_r + T) + T(N-1-i-j) + \\ X_d + T \quad (4.45-a)$$

e

$$\text{Tr}(i, j, k) = 2T + i(X_d + T) + j(X_r + T) + (N - 1 - i - j) + X_r + T \quad (4.45-b)$$

Para cálculo do atraso médio incremental, nota-se que a "certa" interface não causa atraso nas interfaces do ciclo atual e sim naquelas interfaces que participarão do próximo ciclo. Assim:

$$\text{Ad}(i, j, k) = \frac{(i+j-k)}{i+j} ((X_d + T)/2 + T/(i+j-k)) \quad (4.46-a)$$

$$p/k < i + j$$

e da mesma forma:

$$\text{Ar}(i, j, k) = \frac{(i+j+k)}{i+j} (X_r + T)/2 + T/(i+j+k) \quad (4.46-b)$$

$$p/k < i + j$$

e

$$\text{Ad}(i, j, k) = \text{Ar}(i, j, k) = 0 \quad p/k = i + j \quad (4.47)$$

CAPÍTULO 5

RESULTADOS NUMERICOS

5.1 - Observações Preliminares

Nos resultados a serem apresentados adota-se valores u sualmente aceitos na literatura técnica para os parâme tros dos protocolos de acesso. Estes parâmetros podem ser comuns a todos os protocolos estudados, bem como, podem ser específicos a cada um deles. Na tabela 5.1 são definidos os parâmetros considerados na solução das medidas de desempenho e os seus respectivos valores.

Pela tabela, são definidas para estudo, sub-redes com um número de interface, igual a 32. O atraso de propagação no meio corresponde a uma sub-rede com o meio de transmissão apresentando comprimento de 1,0km. Os pacotes de dados tem comprimentos de 1kbit e os pacotes de reconhecimento possuem comprimentos de 100 bits. Considere-se incluído, no comprimento do pacote, o cabeçalho com as informações de endereçamento e controle. Estes cabeçalhos são considerados iguais para todos os protocolos.

Afora os parâmetros comuns a todos os protocolos estudados, a Tabela 5.1 mostra também os parâmetros específicos a alguns deles. No protocolo PASSAGEM DE FICHA o tempo de transmissão da ficha só é considerado para sub-redes em barra, sendo desprezível seu valor para sub-redes em anel. A ficha apresenta-se com um compri

<u>PARÂMETRO</u>	<u>VALOR</u>
T - atraso de propagação no meio (fim-a-fim)	5 μ s
N - número de interfaces na sub-rede de comunicação	32
C - capacidade do meio de transmissão	1Mbit/s / 10Mbit/s
Xd - tempo médio de transmissão de um pacote de dados (incluindo o cabeçalho)	1ms/0,1ms
Xr - tempo médio de transmissão de um pacote de reconhecimento (incluindo o cabeçalho)	0,1ms/0,01ms
D _t - tempo médio de transmissão da ficha na sub-rede em barra	0,1ms/0,01ms
D _q - tempo médio de transmissão do quadro	1ms/0,1ms
Xdc - tempo médio de transmissão de um pacote de dados no DSMA (incluindo o cabeçalho)	1,1ms/0,12ms
Xrc - tempo médio de transmissão de um pacote de reconhecimento no DSMA (incluindo o cabeçalho)	0,12ms/0,016ms
h - atraso devido ao mecanismo de solicitação de pedidos no DSMA	18 ms
a - abertura de tempo para transmissão das interfaces no ciclo OB do CSMA-CD/OB	5 μ s

Tabela 5.1 - VALORES UTILIZADOS PARA OS PARÂMETROS DOS PROTOCOLOS ANALISADOS.

mento igual ao de um pacote de reconhecimento. O comprimento do quadro no protocolo QUADROS VAZIOS possui valor igual ao do pacote de dados, de modo que os tempos de transmissão de ambos são iguais.

A capacidade real do meio de transmissão para o protocolo DSMA é calculada com base nas taxas de transmissão dos dois canais utilizados: o canal principal e o canal de pedidos. Sendo r_p e r_q , respectivamente as taxas de transmissão do canal principal e do canal de pedidos, tem-se que a capacidade efetiva do meio de transmissão é dada por:

$$C_{\text{efet}} = C \cdot r_p / (r_p + r_q) \quad (5.1)$$

Desta forma, a capacidade efetiva do meio de transmissão é diminuída implicando em alteração dos tempos de transmissão dos pacotes. Em relação ao endereçamento deste protocolo, considera-se que a transmissão de um bit acontece quando o último bit enviado emerge do final do circuito de processamento de endereços. Isto reduz o atraso, h , devido ao mecanismo de endereçamento. Caso fosse considerado que o próximo bit de endereçamento só poderia ser enviado após o retorno do bit anterior, os valores de h aumentariam, degradando o desempenho do protocolo.

Para o protocolo CSMA-CD/OB considera-se que a abertura de tempo correspondente a oportunidade de transmissão de cada interface no ciclo OB é igual ao atraso médio de propagação fim-a-fim no meio de comunicação. Outros parâmetros específicos a um determinado tipo de proto-

colo, que não constam da Tabela 5.1, foram considerados desprezíveis durante a análise.

5.2 - Curvas para as Medidas de Desempenho

A partir dos valores definidos no item 5.1, são construídas as curvas para as medidas de desempenho de interesse. As curvas de $T_d(i,j,k)$ e $A_d(i,j,k)$, para os protocolos analisados no capítulo quatro, são mostradas nas figs. 5.1, 5.2 e 5.3. As curvas para $T_r(i,j,k)$, conforme visto nas diversas soluções do capítulo quatro, diferem das curvas para $T_d(i,j,k)$ apenas pelo tempo de transmissão do pacote (dados ou reconhecimento), já que o tempo de espera de um pacote em uma interface qualquer independe do tipo de pacote em questão. As curvas para $A_r(i,j,k)$ também são similares às curvas para $A_d(i,j,k)$ de forma que serão representadas apenas as curvas das medidas de desempenho para uma interface transmitindo um pacote de dados.

Para obtenção das referidas curvas é necessário fixar duas variáveis para encontrar as curvas das medidas de desempenho em função da terceira variável e ser possível a representação gráfica das mesmas. Inicialmente é fixada a quantidade de interfaces transmitindo pacotes de reconhecimento, bem como, a quantidade de pacotes pertencentes ao ciclo atual, para os protocolos que dependem da variável k . Neste caso, para efeito de unificação da base de comparação para os devidos tipos de protocolos, a variável k é fixada de forma que todas as interfaces ativas, no momento que a "certa" interface serve seu pacote, pertencem ao ciclo de transmissão

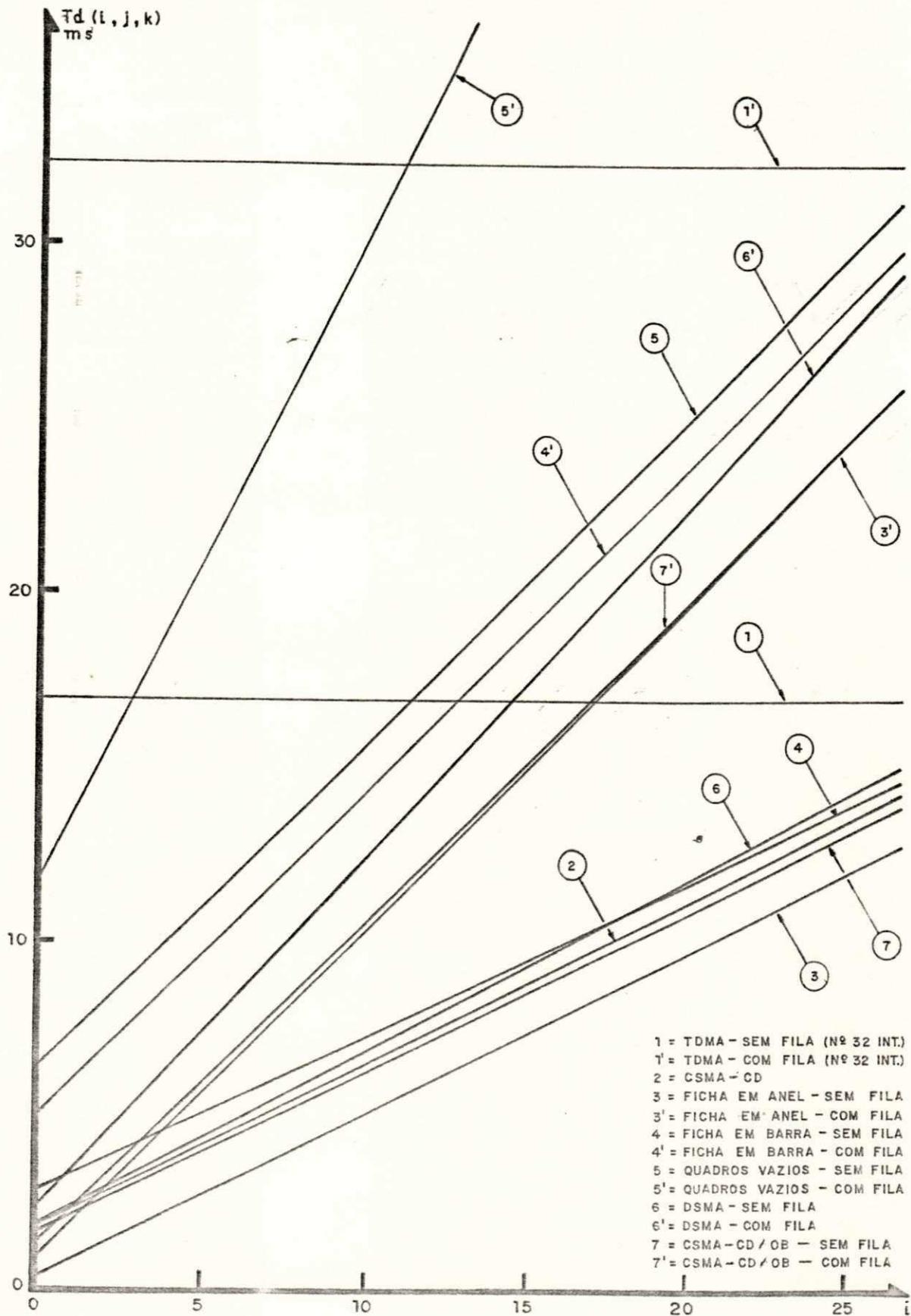


FIG. 5.1 - ATRASO MÉDIO VERSUS Nº INTERFACES TRANSMITINDO DADOS (C=1MBIT/S e J=5 INTERFACES).

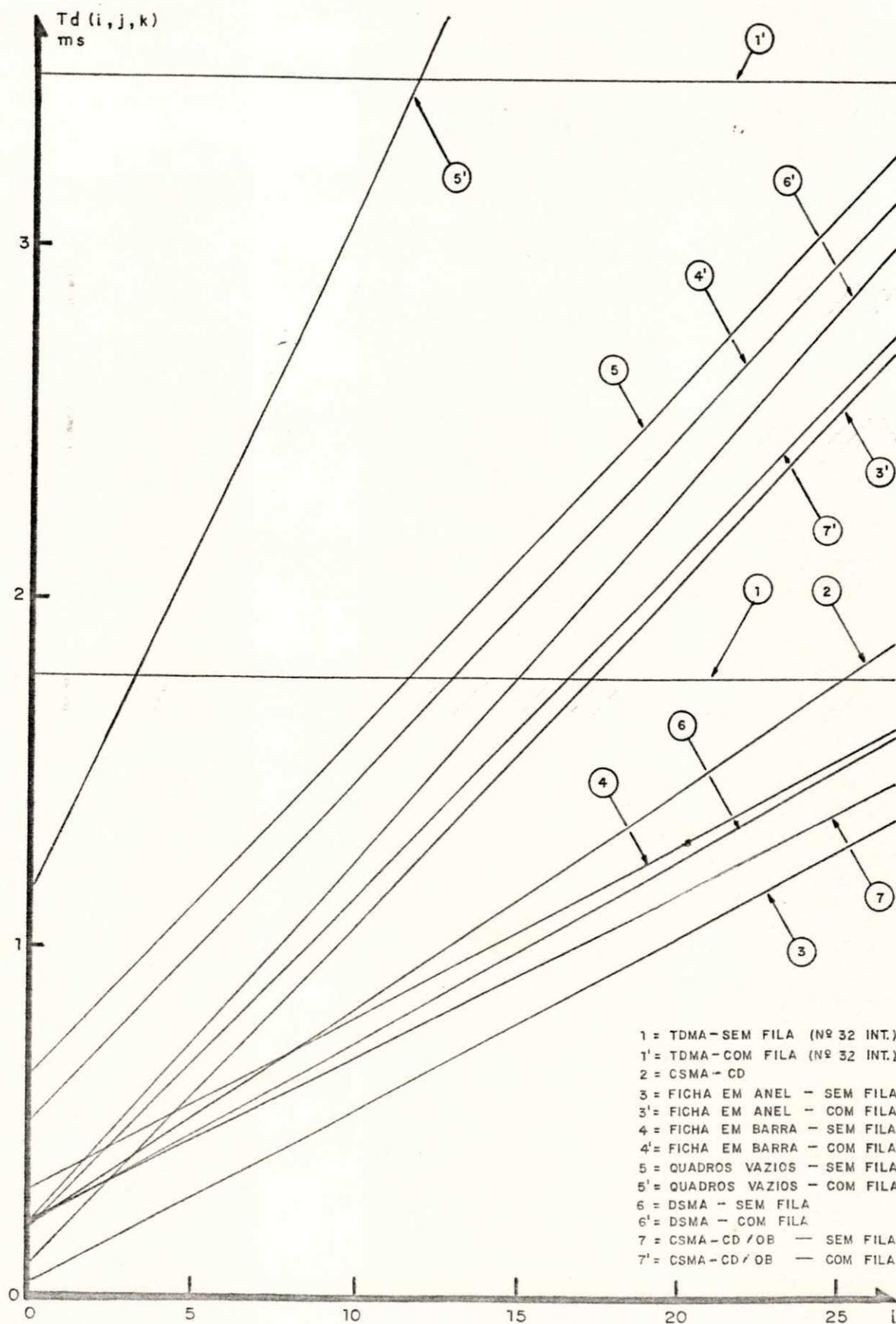


FIG. 5.2 - ATRASO MÉDIO VERSUS Nº INTERFACES TRANSMITINDO DADOS ($C=10\text{MBITS/S}$ e $J=5$ INTERFACES).

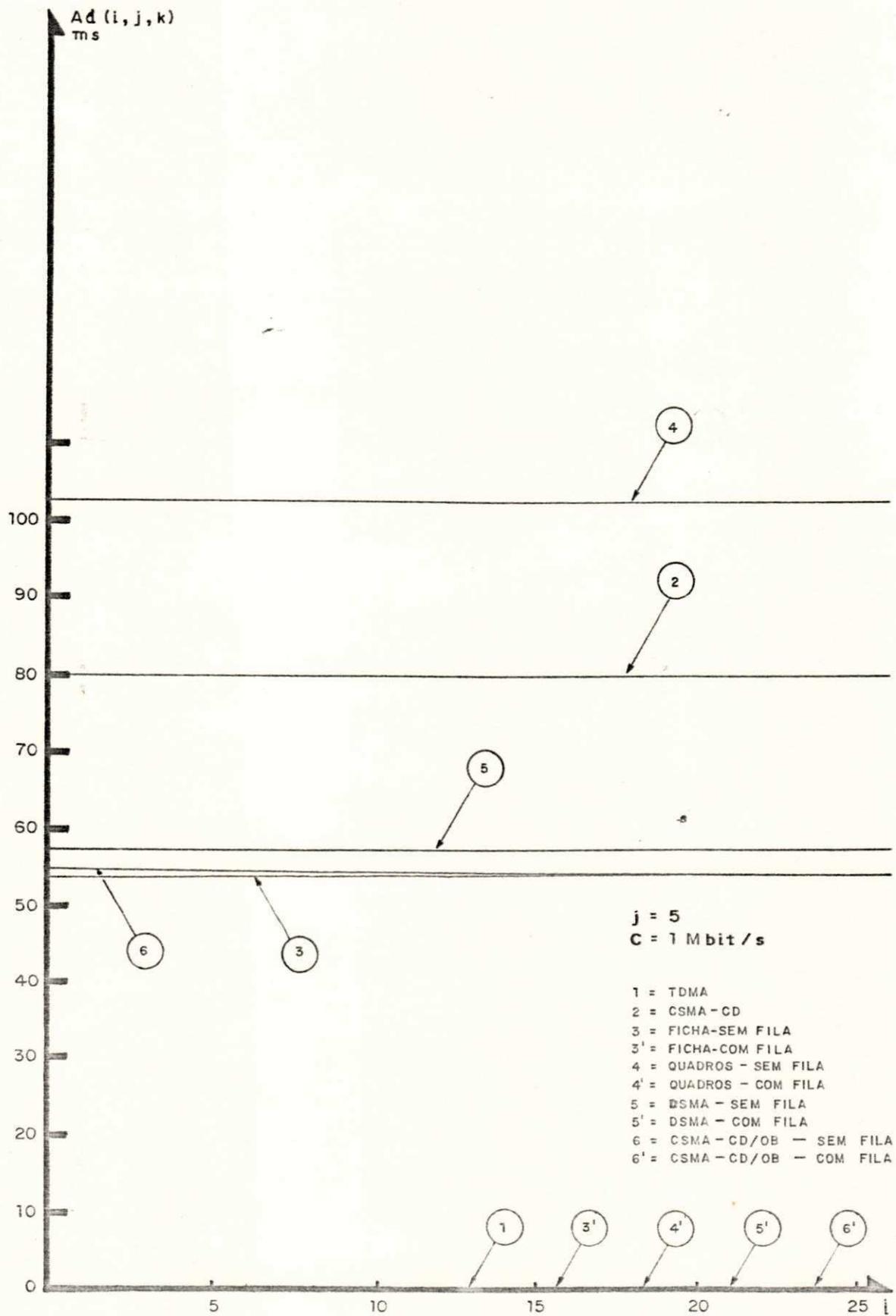


FIG. 5.3 - ATRASO MÉDIO INCREMENTAL VERSUS Nº DE INTERFACES TRANSMITINDO DADOS ($C = 10 \text{ Mbit/s}$ e $J = 5$ INTERFACES).

atual. Assim, o valor de k é igual a soma das i e j interfaces ativas. Esta condição, no entanto, é desfavorável aos protocolos com ciclos de transmissão e, em particular, para a "certa" interface quando o seu pacote não encontrou "condição de fila".

A fig. 5.1 mostra o atraso médio para um pacote na "certa" interface em função do número de interfaces ativas transmitindo pacotes de dados visto que, o meio de comunicação possui capacidade de 1Mbit/s. A fig. 5.2 mostra a mesma medida de desempenho com as mesmas condições da fig. 5.2, exceto que, agora, o meio de comunicação apresenta uma capacidade de 10Mbit/s. Desta forma, tenta-se aproximar os valores dos tempos de transmissão de pacotes e do atraso de propagação no meio para analisar a influência desta situação nas medidas de desempenho dos diversos protocolos. A fig. 5.3 mostra o atraso médio incremental da "certa" interface também em função do número de interfaces ativas transmitindo pacotes de dados. Esta figura é importante pois, nela são estudados os casos onde dois protocolos apresentam valores próximos para o atraso médio.

5.3 - Análise Comparativa

Para a comparação dos níveis de desempenho dos vários protocolos estudados, adota-se o critério de que, dada uma determinada configuração de RL, o protocolo de melhor performance é aquele que apresenta o menor atraso médio para o pacote em serviço na "certa" interface. Caso dois protocolos apresentem valores próximos para esta medida de desempenho, o critério de escolha o de

que, dentre estes dois protocolos, terá melhor desempenho aquele com menor atraso médio incremental na "certa" interface.

Pelas curvas das medidas de desempenho nota-se claramente que os protocolos TDMA e QUADROS VAZIOS apresentam a pior performance. O TDMA apresenta um atraso médio constante para a "certa" interface e seu desempenho é fraco pois as interfaces não ativas têm, alocado para elas, um slot de tempo fixo que não é usado para a transmissão de pacotes. Este fraco desempenho ficará mais evidente em sub-redes com número de interfaces maior. A vantagem para o uso deste protocolo é com grande número de interfaces ativas na sub-rede, transmitindo pacotes de dados. Neste caso o atraso médio apresentado pelo protocolo é compatível com o atraso médio apresentados pelos outros protocolos, enquanto o seu atraso médio incremental é bem menor que o atraso médio incremental apresentado pelos demais (vide fig. 5.3).

O protocolo QUADROS VAZIOS também não apresenta um bom desempenho devido, basicamente, a dois fatores. Em primeiro lugar, existe a necessidade do quadro ser transmitido tanto pela interface que transmite como pela interface que recebe o pacote. A interface que recebe o pacote devolve o quadro em estado vazio. Além disto, a má utilização do quadro por pacotes de menor tamanho que o comprimento do mesmo, torna o desempenho do protocolo mais fraco. Observe-se que este protocolo é analisado para o caso de um único quadro. Alterações no desempenho causadas pela utilização simultânea de

múltiplos quadros, não são aqui analisadas. Estas alterações são particularmente notadas quando o tráfego na sub-rede é homogêneo [MOUR 83b]. Nota-se também que, ao se igualar o cabeçalho do quadro ao do pacote, equipara-se as informações de controle deste protocolo às informações de controle dos demais, o que trata-se de uma simplificação bastante favorável.

No protocolo PASSAGEM DE FICHA em anel, ao considerar-se Dt , o tempo de passagem da ficha entre duas interfaces vizinhas, desprezível simula-se um esquema de escalonamento perfeito para acesso ao meio de comunicação. Trata-se, pois, de uma referência para análise do desempenho dos demais protocolos. Já o protocolo de PASSAGEM DE FICHA em barra apresenta curvas para o atraso médio paralelas às curvas para o atraso médio do protocolo em anel e equidistantes por um valor NDt . Este é o tempo desperdiçado pela transmissão da ficha.

No protocolo CSMA-CD, a medida que cresce o número de interfaces ativas, cresce, também, o atraso médio para o pacote na "certa" interface. Isto deve-se ao tempo desperdiçado com as frequentes colisões. O número de colisões também aumenta sensivelmente com o aumento da razão entre o atraso de propagação e os tempos de transmissão dos pacotes, causada pelo aumento da capacidade do meio. Neste caso crescem as probabilidades de colisão nos T primeiros segundos das transmissões das interfaces. Isto é observado na fig. 5.2 onde o desempenho do protocolo piora em relação aos demais caso se compare aos resultados da fig. 5.1. Para estados da sub-rede onde os valores de atraso médio para o CSMA-CD

são próximos aos de um outro protocolo, ele leva desvantagem por possuir um atraso incremental relativamente alto. A "certa" interface provoca atraso nas demais não apenas com o tempo de transmissão do pacote mas também na formação de colisões. Observe-se que, na análise deste protocolo, usou-se o critério de otimização da vazão na sub-rede. Assim, os resultados encontrados tornam-se mais próximos de uma situação real quando o número de interfaces ativas aumenta, aumentando-se, desta forma, a vazão na sub-rede de comunicação.

Com o aumento do número de interfaces ativas o desempenho do protocolo DSMA cai em relação a alguns outros. Este é o caso de compará-lo, por exemplo, ao protocolo PASSAGEM DE FICHA em barra nas figs. 5.1 e 5.2. Nestas figuras vê-se que, a partir de uma certa quantidade de interfaces ativas o atraso no protocolo DSMA passa a ser maior do que no protocolo PASSAGEM DE FICHA. Isto deve-se ao fato do DSMA utilizar uma capacidade efetiva, para o canal principal, menor do que nos outros protocolos implicando em aumento dos tempos de transmissão de pacotes. Este fato também causa um leve aumento no atraso incremental do protocolo em relação a outros protocolos como PASSAGEM DE FICHA e CSMA-CD/OB. A variação do protocolo com o número de interfaces na sub-rede, N , se faz sentir em h , o atraso relacionado ao mecanismo de pedidos de transmissão. Quando $C = 1 \text{ Mbit/s}$ (fig. 5.1) os valores de X_d e X_r são bem maiores que h , de sorte que, uma variação em N não afeta o atraso médio do pacote na "certa" interface. Com $C = 10 \text{ Mbit/s}$ h torna-se maior que X_r , porém ainda menor que X_d . Então, neste caso, a medida que hou-

ver mais interfaces transmitindo pacotes de reconhecimento, o desempenho do protocolo cairá (fig. 5.2).

O protocolo CSMA-CD/OB tende a apresentar um desempenho melhor que o protocolo CSMA-CD, conforme se considere o caso em que o pacote não encontre "condição de fila". Neste caso, a vantagem do CSMA-CD/OB torna-se cada vez maior a medida que aumenta a quantidade de interfaces ativas, pois, o tempo gasto neste protocolo, para solucionar as frequentes colisões da fase CSMA-CD é evitado. A medida que aumenta o número de interfaces ativas o desempenho do protocolo aproxima-se da situação de escalonamento perfeito (protocolo PASSAGEM DE FICHA em anel) pois os tempos desperdiçados com as aberturas de transmissão são evitados. Isto fica mais evidente quando os tempos de transmissão são maiores.

5.4 - Comentários Finais Acerca dos Resultados Comparativos

Outros resultados comparativos podem ser alcançados, conforme sejam variados os valores dos parâmetros da sub-rede e dos protocolos. Alguns dos resultados, aqui apresentados, são semelhantes a resultados encontrados na literatura técnica [BUX 81], [MOUR 84], [STAL 84] e [MARK 80]. Isto reforça a proposição de uso do modelo para estudos comparativos de protocolos de acesso. A grande vantagem, para utilização do modelo com esta finalidade, é a facilidade para obtenção das curvas para as medidas de desempenho. Conforme foi visto anteriormente, diferentes condições de tráfego na sub-rede, ditadas por valores específicos dos parâmetros da mesma, são facilmente caracterizadas por e

quações simples obtidas para as medidas de desempenho.

Não se deve esquecer que foram feitas algumas aproximações, para alcançar a referida simplicidade das soluções. Mas, os modelos anteriores também fizeram aproximações, algumas das quais bastante fortes como hipóteses de chegadas de POISSON. O modelo aqui apresentado, ao contrário dos anteriores, pode ser incorporado facilmente em modelos de camadas superiores de protocolos. Esta incorporação é ilustrada no capítulo seguinte.

CAPÍTULO 6

APLICAÇÕES E CONCLUSÕES

Neste capítulo será ilustrada a modularidade do modelo proposto, através da sua aplicação em um estudo da camada de enlace de dados pelo mecanismo de janelas deslizantes [REIS 79]. O modelo proposto é o nível mais baixo na hierarquia modular, e o nível imediatamente acima do mesmo é o nível de enlace de dados. Para o caso de serem consideradas duas classes de tráfego, pacotes de dados e pacotes de reconhecimento, e para protocolos que independem da variável k , o modelo proposto simplifica-se bastante, confundindo-se com o modelo apresentado em [MOUR 82]. Desta referência serão retirados os valores de uma solução híbrida que utiliza o modelo simplificado para fornecer os pontos de entrada, através das suas medidas de desempenho, para um simulador do protocolo de controle de fluxo através do mecanismo de janelas deslizantes no nível de enlace de dados. Os resultados da solução híbrida são comparados aos resultados de uma simulação detalhada que considera os detalhes dos dois níveis hierárquicos. Esta última solução, é dita simulação "pura" e os seus resultados são também provenientes da mesma referência.

6.1 - Modelo do Nível de Enlace de Dados

O nível de enlace de dados modela o comportamento de pacotes a nível lógico, no enlace de dados criado para estabelecer a transferência de informações entre dois usuários. O modelo anteriormente apresentado, co

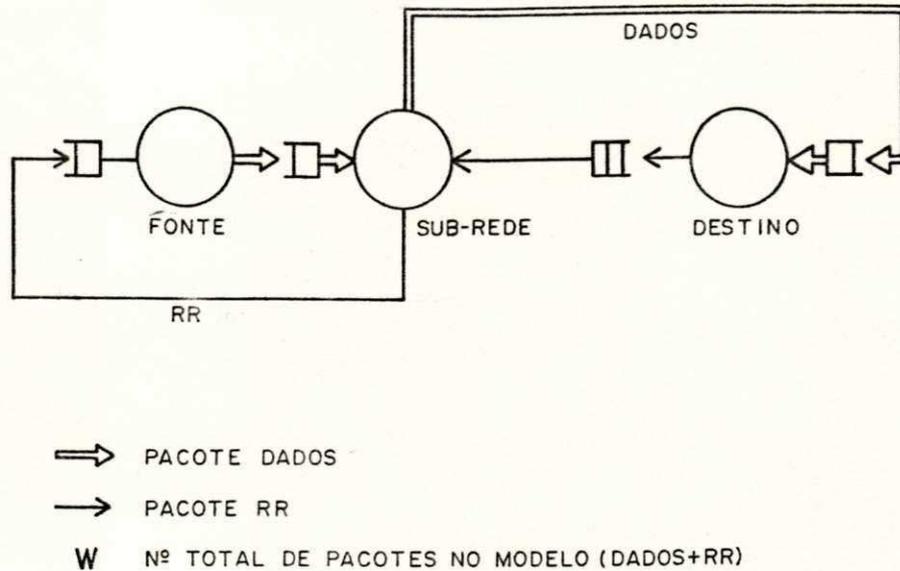


FIG. 6.1 - MODELO NÍVEL 2 (CV SIMPLES)

mo trata-se do nível mais inferior da hierarquia de níveis será chamado nível 1, enquanto o nível imediatamente acima (enlace de dados) será chamado nível 2. A estrutura do modelo nível 2 é mostrada na Fig. 6.1. Nesta figura, é ilustrado um enlace simples onde as características da sub-rede são incorporadas pelo servidor nível 1. A interface fonte envia um pacote de dados, através do enlace, até a interface destino onde o mesmo é absorvido. O atraso médio na interface fonte considera todos os detalhes da geração do pacote de dados, tais como os tempos de interchegada na interface em questão e o tempo na fila até que o pacote esteja em condições de ser servido pela sub-rede

(posição na cabeça da fila). A interface destino ao receber um pacote de dados gera o pacote de reconhecimento correspondente e envia-o até a interface fonte. O atraso médio na interface destino considera todos os detalhes da absorção do pacotes de dados, bem como da geração do pacote de reconhecimento.

A janela do mecanismo de controle de fluxo W , caracteriza o número máximo de pacotes de dados que a interface fonte pode enviar ser receber um pacote de reconhecimento, enviado pela interface destino. Caso a janela seja fechada, ou seja, é atingido o limite máximo de pacotes de dados enviados sem recebimento dos respectivos pacotes de reconhecimento, a geração de novos pacotes de dados é suspensa na interface fonte. Assim, W será sempre a quantidade de pacotes (dados e reconhecimento) em circulação no modelo, dado que considera-se o regime permanente de funcionamento. Des-

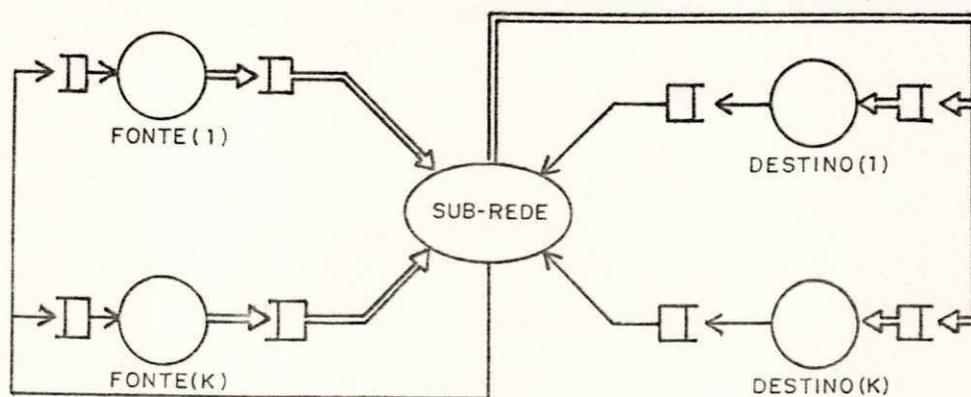


FIG. 6.2 - MODELO NÍVEL 2 (MULTIPLoS CVs)

ta forma observa-se que o processo de chegada de pacotes nas interfaces fonte não podem ser modelado por um processo de POISSON uma vez que ele representa, claramente, um processo descontínuo no tempo o que contraria à definição do processo de POISSON.

Caso se utilize uma aplicação com Y CVs, haverá y grupos de w pacotes cada. A Fig. 6.2 apresenta o modelo de múltiplos CVs. Por esta figura nota-se que as interações entre os y grupos ocorrerão no servidor que representa a sub-rede.

6.2 - Solução para o Nível de Enlace de Dados

O nível de enlace de dados será solucionado através de uma simulação computacional, utilizando os resultados analíticos do nível básico. A medida de desempenho do nível 2 é a vazão média do CV em pacotes / seg, $V(y, w)$, dado que há y grupos de CVs e que o tamanho da janela é w . O simulador que modula o nível lógico foi escrito em linguagem C e executado em um PDP-11 com UNIX. Ele usa as expressões das medidas de desempenho do protocolo PASSAGEM DE FICHA, mostradas na seção 4.4, para incorporar as características do servidor sub-rede. Na Fig. 6.3 é mostrado o diagrama do simulador. O simulador nível 2 foi executado até que os resultados apresentassem um nível de confiança de 90% com intervalos de confiança de $\pm 1\%$.

Inicialmente dado um par (y, w) são criadas y cadeias fechadas representando os CVs. Depois são distribuídos aleatoriamente w pacotes em cada uma delas. Ten-

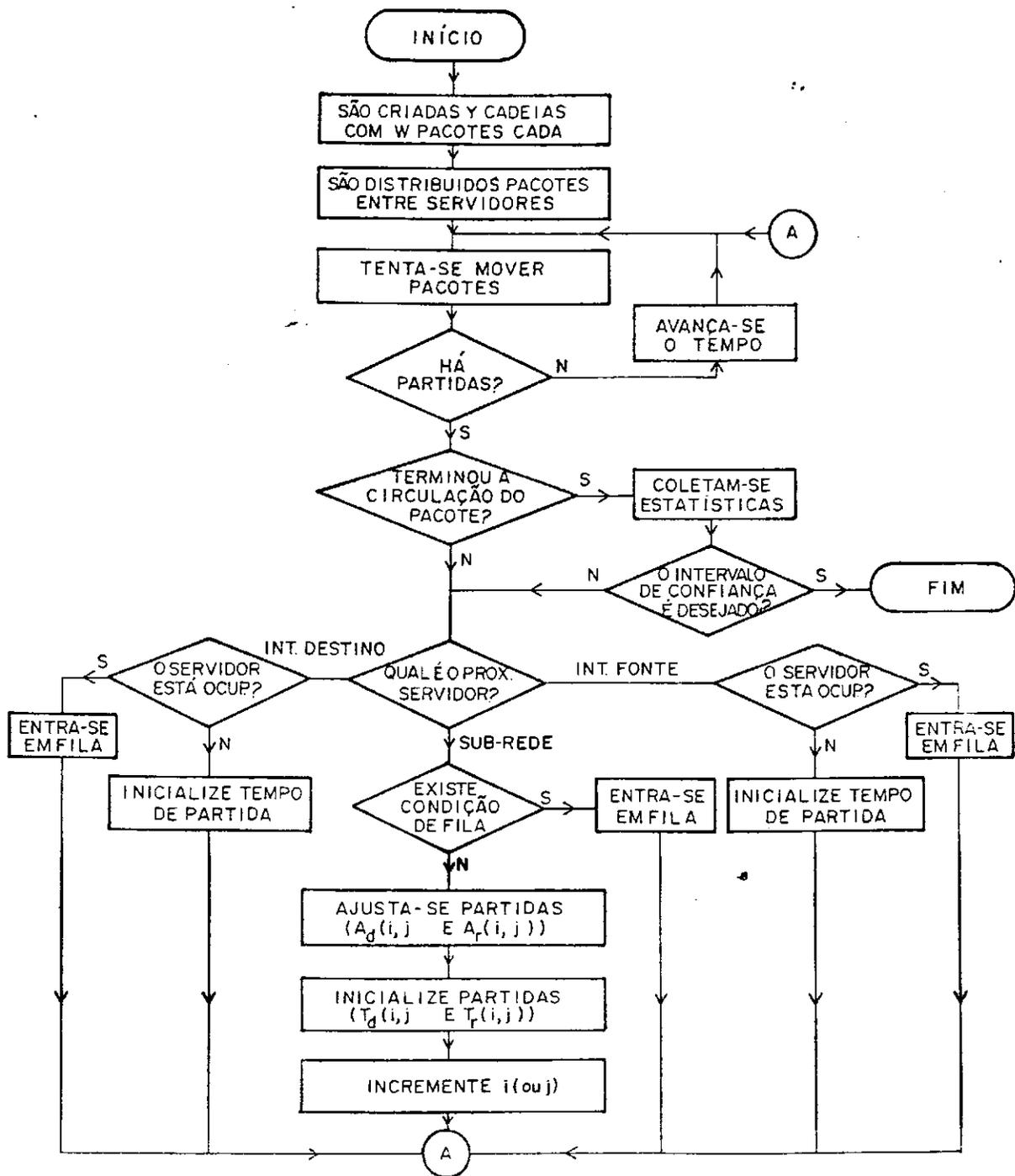


FIG. 6.3 - DIAGRAMA DO SIMULADOR NÍVEL 2

ta-se desta forma abreviar o período transitório decorrente da acomodação dos pacotes nas diversas posições. A partir dos atrasos médios nas interfaces fonte e destino tenta-se mover os pacotes das posições originais. Verifica-se então, a partir dos avanços no tempo e da característica de limitação do tamanho da janela, se existem partidas das diversas interfaces. Caso não seja o final da circulação do pacote, o simulador procurará detectar quem é o próximo servidor observando se o mesmo está ocupado ou não. Sendo o próximo servidor a sub-rede, o simulador observará as partidas do mesmo a partir das medidas de desempenho do modelo proposto. Para as interfaces fonte e destino os tempos médios de partida das mesmas ditarão a partida dos pacotes. Dado que terminou a circulação dos pacotes obtém-se o valor da vazão do enlace de dados pela contagem da quantidade de pacotes que circularam durante o período de observação. Para o mesmo par (y, w) o simulador é executado e os resultados são colocados em uma distribuição estatística chamada STUDENT T. A execução repete-se até que, pela distribuição, seja garantido que existem 90% de chances dos resultados se encontrarem no intervalo de confiança de $\pm 1\%$.

Para efeito de comparação dos resultados obtidos com a solução híbrida, será adotada, como referência, um modelo detalhado a ser solucionado totalmente por simulação computacional, inclusive o nível básico. A simulação detalhada também foi escrita em linguagem C e executada em um PDP 11 com UNIX. Ela foi executada até que os resultados atingissem um nível de confiança também de 90% mas, por motivos de economia de tempo

de CPU, os intervalos de confiança são em torno de $\pm 5\%$.

A simulação detalhada apresenta basicamente os mesmos passos da simulação híbrida. A grande diferença consiste na caracterização dos detalhes do servidor sub-rede não mais por expressões analíticas das medidas de desempenho do nível básico. Os processos de chegada de pacotes para as interfaces são considerados exponenciais com valores médios dados pelos respectivos valores dos atrasos nas interfaces fonte e destino. Além do mais, por questões de economia do tempo de CPU, o intervalo de confiança do simulador é $\pm 5\%$, permitindo que os resultados sejam obtidos com um menor número de execuções.

6.3 - Resultados Numéricos

Na Fig. 6.4 são apresentados os resultados da solução híbrida comparados com os da simulação detalhada. Na solução híbrida são utilizadas a análise para o protocolo de acesso PASSAGEM DE FICHA, desenvolvida no capítulo 4, modelando o nível 2 e a simulação para o protocolo de enlace de dados CONTROLE DE FLUXO PELO MECANISMO DE JANELAS DESLIZANTES. É apresentada a vazão do nível de enlace de dados, $V(y,w)$, em função do número de CVs, Y , e do tamanho da janela W , empregada no protocolo. Nesta figura, as linhas tracejadas representam os resultados obtidos com a solução híbrida, enquanto as linhas cheias representam os resultados do simulador detalhado. Nota-se que a vazão de um CV aumenta com o aumento de W até a quantidade de 60 CVs.

$T = 5 \mu S$
 $N = 200$
 $X_d = 8 mS$
 $X_r = 0.1 mS$
 $DT = 0.1 mS$

atraso médio interface fonte = $-0,2S$
 atraso médio interface destino = $0,2S$
 (dist. exponencial)

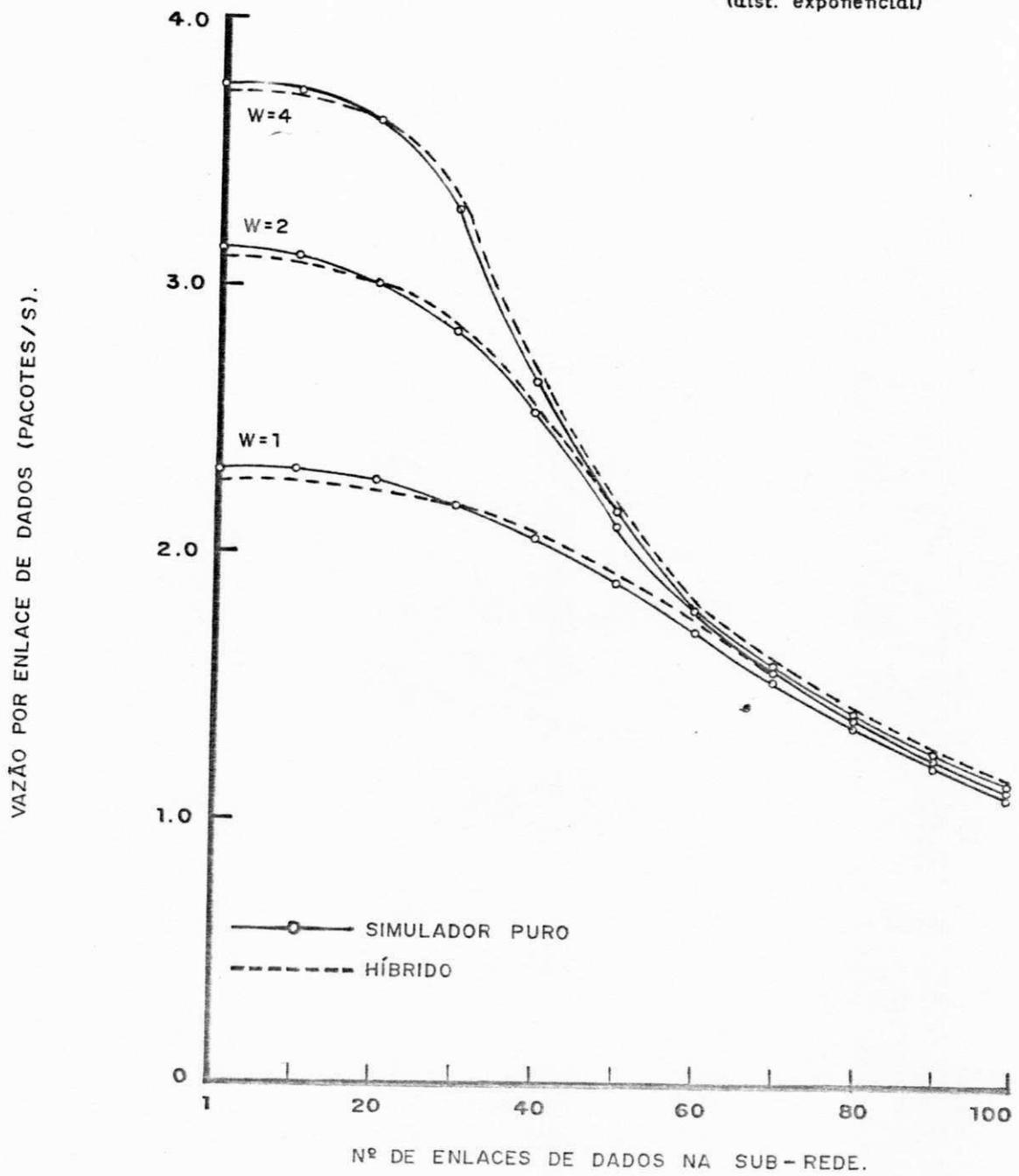


FIG: 6.4 — VAZÃO POR ENLACE DE DADOS PARA PASSAGEM DE FICHA EM BARRA.

Além deste ponto, o servidor nível 1 está saturado e o aumento do tamanho da janela não causa melhorias na vazão.

Na tabela 6.1 são apresentados erros na obtenção das curvas da Fig. 6.3. Observe-se que os erros são cobertos pelo intervalo de confiança do simulador e que, os maiores valores são observados quando as interações entre os dois níveis do modelo tornam-se mais intensas, isto é, existe um grande tráfego na sub-rede (valores altos para y e w). Os custos da solução híbrida são apresentados na tabela 6.2. Estes custos são medidos em percentuais dos tempos de CPU requisitados para execução da solução detalhada. A solução híbrida apresenta, em média, 28,6% dos custos da simulação detalhada.

Os erros e os custos, indicados nas tabelas 6.1 e 6.2, mostram vantagens e desvantagens de cada solução. A simulação detalhada é mais flexível na inclusão de detalhes dos dois níveis considerados mas, em compensação, requer quatro vezes mais tempo de CPU que a solução híbrida. A solução híbrida, utilizando o modelo proposto, aplicado ao protocolo de acesso PASSAGEM DE FICHA no nível 1, apresenta resultados para $V(y,w)$ com margens de erro aceitáveis, o que justifica a inclusão do referido modelo em propostas de modelagem hierárquica.

6.4 - Conclusões e Sugestões para Pesquisas Futuras

Nesta tese é sugerido, inicialmente, um modelo para

	w = 1	w = 2	w = 4	
MAX	1,14	3,23	2,96	D _t = 0
MIN	0,0	0,0	0,0	
MED	0,205	0,884	0,853	
MAX	3,13	4,55	6,06	D _t = 0,1 ms
MIN	0,0	0,63	0,53	
MED	1,56	2,27	3,01	

Tabela 6.1 - ERRO DA SOLUÇÃO HÍBRIDA PARA V (y,w)
(em % dos resultados da simulação de
talhada)

W	D _t = 0 ms	D _t = 0,1 ms
1	27,3	16,6
2	34,7	25,3
4	37,9	30,0

Tabela 6.2 - CUSTOS RELATIVOS DA SOLUÇÃO HÍBRIDA
(em % dos custos da simulação deta-
lhada)

protocolos de acesso visando contornar dificuldades a apresentadas em modelos de protocolos de acesso existentes. Para permitir um tratamento analítico mais fácil, os referidos modelos utilizam hipóteses que não apresentam a realidade do processo de chegada de pacotes para a sub-rede. Este é o caso da utilização dos processos de POISSON para modelar a chegada de pacotes nos protocolos de controle de fluxo utilizando o mecanismo de janelas deslizantes.

O modelo proposto para protocolos de acesso ao meio é genérico, no sentido de que não são feitas hipóteses fortes sobre os processo de chegada de pacotes às interfaces, para permitir a solução analítica destes protocolos. Observe-se que, simplificações adotadas nas análises dos protocolos de acesso do capítulo quatro, são exatas quando os processos de chegada de pacotes para as interfaces são idênticos, independentes e sem memória. Apesar disto, conforme visto na seção 6.3, os erros advindos das mesmas são pequenos. Esta hipótese para os processos de chegada de pacotes não é obrigatória, sendo utilizada apenas para simplificação dos resultados.

O modelo apresenta fácil solução analítica, a qual é baseada em considerações da operação do protocolo de acesso em questão, dada uma certa condição de carga na sub-rede. O modelo é pois, condicional.

O modelo é modular no sentido em que pode ser incorporado facilmente em aplicações de RLs, onde o mesmo ocuparia o nível mais baixo na hierarquia dos módulos.

Desta forma, são sugeridos conceitos de modelagem hierárquica para a incorporação do modelo em modelagens de Rls. A modelagem hierárquica permite soluções híbridas para modelos de Rls, onde os níveis fáceis são resolvidos analiticamente, enquanto os mais complicados são resolvidos via simulação computacional.

Além da incorporação em aplicações de Rls, o modelo permite a comparação relativa entre os desempenhos de vários protocolos de acesso através das suas medidas de desempenho. Estas medidas de desempenho servem de entrada para o nível imediatamente acima, e são caracterizadas por equações simples e ajustáveis a quaisquer variações nos parâmetros da sub-rede.

Para comprovar a validade do modelo, o mesmo foi incorporado em um modelo para a camada de enlace de dados com controle de fluxo através do mecanismo de janelas. O nível de enlace de dados foi simulado computacionalmente e os resultados do mesmo foram comparados com os resultados de uma simulação detalhada, indicando diferenças que foram cobertas pelos intervalos de confiança do simulador, isto é, o modelo hierárquico apresentou resultados com nível de confiança equivalentes aos resultados do simulador detalhado. A vantagem do modelo hierárquico reside na sua economia em termos de desenvolvimento e execução do simulador. Esta economia é possibilitada pela solução do modelo proposto no capítulo três. Casos particulares deste modelo são mostrados em |PRIM 86|, |PRIM 87| e |PRIM 88|.

Como sugestões para pesquisas futuras, pode-se destacar duas linhas de ação. Em primeiro lugar tem-se o refinamento do modelo proposto. Como primeiro aspecto, o modelo poderia ser estendendo para casos de priorização na transmissão de interfaces, bem como, para tráfegos heterogêneos de chegada de pacotes para as mesmas. Observe-se que, para simplicidade da solução do modelo proposto, os processos de chegada de pacotes foram considerados sem memória, idênticos e independentes entre si, de forma que, a influência de cada interface no tráfego da sub-rede é a mesma. A adoção de funções ponderadas para caracterizar influências diferenciadas de cada interface pode ser uma opção interessante.

Um outro aspecto do refinamento do modelo consiste em um maior detalhamento das características dos protocolos de acesso analisados. Observe-se que, para simplicidade da apresentação, algumas simplificações foram utilizadas na solução dos diversos protocolos de acesso analisados no capítulo quatro. A título de ilustração é sugerida a solução do protocolo QUADROS VAZIOS com vários quadros de tamanho diferente do tamanho dos pacotes.

Como segunda linha de ação, outras aplicações do modelo proposto afora a apresentada neste capítulo, podem ser consideradas utilizando conceitos de modelagem hierárquica, tendo o modelo proposto a função de caracterizar o nível mais baixo. Uma área de muito interesse é a modelagem de aplicações de usuários. Outros protocolos de acesso, afora os analisados no ca-

pítulo quatro, poderiam ser estudados para incorporação nestas aplicações. Desta forma pode-se pensar em integração de serviço, aplicação crítica, etc.

REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- |ABA 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, N° 10 OUT 1981.
- |CHU 72| - CHU, W.W e KONHEIN, A.G. - "On The analysis and Modelling of a Class of Computer Communication Systems". IEEE TRANS. COMM., VOL.COM-20, N° 3, JUN 1972, pp. 281.317
- |CLAR 79| - CLARK, D.D., PORGRAM, K.T. e REED, D.P. - "An Introduction Local Area Networks", Proc.of the IEEE, Vol. 66, N° 11, NOV 1978, pp 1497-1517.
- |COUR 77| - COURTOIS, P. J. - "Decomposability: Queueing and Computer Systems Applications", ACADEMIC PRESS, N.Y., USA, 1977.
- |IEEE 82| - IEEE Project 802 Local Network Standards, DRAFT C., MAI 17, 1982
- |KLEI 75| - KLEINROCK, L. - "Queueing Systems - VOL. I - Theory", John Wiley & Sons Inc., N.Y., USA, 1975.
- |KOBA 75| - KOBAYASHI, H. - "Systems Design and Performance Analise Using Analytic Models", IBM RE-

SEARCH REPORT RA 75 Nº 25029, DEZ 1975.

- |KOKA 77| - KOBAYASHI, H. e KONHEIN, A.G. - "Queueing Models for Computer Communications System Analysis", IEEE TRANS. COMM. VOL COM-25, Nº 1, JAN 1977, pp. 2-28.
- |KOSO 78| - KOSOVYCH, O.S. - "Fixed Assignment Access Techniques", IEEE TRANS. COMM. VOL. COM-66, Nº 9, SET 1978, pp 1370-1378.
- |MARK 78| - MARK J.W. - "Global Scheduling Approach to Conflict Free Multiple Access for Local Area Networks," IEEE TRANS. COMM VOL. COM-26, Nº 9, SET 1978, pp 1342-1352.
- |MARK 80| - MARK, J.W. - "Distributed Scheduling Conflict-Free Multiple Access for Local Area Communication Networks", IEEE TRANS. COMM. VOL COM-28, DEZ 1980, pp 1968-1976.
- |METC 76| - METCALFE, R.M. e BOGGS, D.R. - "Ethernet Distributed Packet Switching for Local Computer Networks", CACM VOL 19, Nº 7, JUL 1976, pp 395-404.
- |MOUR 81| - MOURA, J.A.B. e FIELD, J.A. - "Collision-Control Algorithms in Carrier Sense Multiple Access (Collision-Detection) Networks", IPC Press, COMP.COMM., FEV 1981, pp 10-18.
- |MOUR 82| - MOURA, J.A.B. - "Heirarchical Modelling of

Local Area Networks under File Transfer", Ph.D. Thesis - Dept. of Electrical Engineering, UNIV. WATERLOO, CANADA, 1982.

- |MOUR 83a| - MOURA, J.A.B. - "Avaliação de Desempenho de Redes Locais: Um Estudo de Caso e Revisão Bibliográfica", Relatório Técnico, GRC UFPb, 1983.
- |MOUR 83b| - MOURA, J.A.B. e SAUVÉ, J.P. - "Avaliação de Desempenho de Redes de Dados Locais", Anais do 1º Simpósio sobre Redes de Computadores, Porto Alegre, MAIO 1983.
- |MOUR 84| - MOURA, J.A.B. e SAUVÉ, J.P. - "Análise Assintótica do Desempenho de Redes de Dados Locais", RBC, Rio de Janeiro, VOL 3, Nº 2, 1983 / 1984, pp 99 a 121.
- |NEWH 69| - NEWHALL, E.E e FARMER, W.D. - "An Experimental Distributed Switching System to Handle Burst Computer Traffic", Proc. Symp. Problem Optimization Data Communications, OUT.1969, pp. 1-32.
- |PIER 71| - PIERCE, I.R. - "How Far Can Data Loops Go ?" , IEEE TRANS. COMM. VOL. COM-20, Nº 3, 1971, pp. 527-530.
- |PRIM 86| - PRIMO, M.A.M. e MOURA, J.A.B - "Um Modelo Analítico Modular para Protocolos de Acesso em Redes Locais", 4º SBRC, Recife, PE, MAR 1986.
- |PRIM 87| - PRIMO, M.A.M. e MOURA J. A. B. - "A Modular

Analytical Model for Local Area Communication Sub-Networks", 1ª Conferência Internacional sobre Computação e Estatística, CESME, IZMIR, TURQUIA, MAR/ABR 1987.

- |PRIM 88| - PRIMO, M.A.M. e MOURA, J.A.B. "Modelos Genéricos para Protocolos de Acesso em Redes Locais de Microcomputadores, IV SNTTEE, Salvador, BA, OUT 1988.
- |REIS 79| - REISER, M. - "A Queueing Network Analysis with Window Flow Control", IEEE TRANS. COMM., VOL. COM-27, Nº 8, AGO 1979, pp. 1199-1209.
- |RICA 78| - RICART, G. e AGRAWALA, A. K. - "Dynamic Management of Packet Radio Slots" 3rd Berkeley Workshop on Distributed Data Management and Computer Networks", 1978, pp. 169-177.
- |SCHW 78| - SCHWETMAN, H.D. - "Hybrid Simulation Models of Computer Systems", CACM VOL. 21, Nº 9, SET 1978, pp 718-723.
- |SEKI 72| - SEKINO, A. - "Performance Evaluation Multiprogrammed Time Shared Computer Systems", PROJ. MAC TR-103, MIT, Cambridge, MASS USA SET 1972.
- |STAL 84| - STALLINGS, W. - "Local Network Performance", IEEE COMMUNICATIONS MAGAZINE - VOL. 22, Nº 2, FEV 1984.

- |TOBA 75| - TOBAGI, F. A. e KLEINROCK, L. - "Packet Switching in Radio Channels. Part I - Carrier Sense Multiple Access Modes and Their Throughput and Delay Characteristics", IEEE TRANS. COMM. VOL COM-23, N° 12, DEZ 1975.
- |TOBA 80| - TOBAGI, F.A. - "Multiaccess Protocols in Packet Communication Systems", IEEE TRANS. COMM. VOL. COM-28, N° 4, ABR 1980, pp 468-488.
- |TOKO 77| - TOKORO, M. et al. - "Acknowledging Ethernet", COMPCOM - FALL'77, pp 320-325.