

MARCOS ANTONIO GONÇALVES BRASILEIRO

MODELAGEM DE APLICACOES CRITICAS NO TEMPO  
EM REDES LOCAIS COM PASSAGEM DE FICHA

Tese apresentada ao Curso de DOUTORADO  
EM CIENCIAS no dominio da ENGENHARIA  
ELETRICA, vinculado ao Centro de  
Ciências e Tecnologia da Universidade  
Federal da Paraíba, como parte dos  
requisitos necessários à obtenção do  
Grau de DOUTOR EM CIENCIAS.

Area de Concentração: Processamento da Informação

José Antônio Beltrão Moura  
- Orientador -  
UFPb

James Andrews Field  
- Co-orientador -  
U. of Waterloo, Canada

Campina Grande - Pb  
Julho de 1987



B823m Brasileiro, Marcos Antonio Goncalves  
Modelagem de aplicacoes criticas no tempo em redes  
locais com passagem de ficha / Marcos Antonio Goncalves  
Brasileiro. - Campina Grande, 1987.  
150 f. : il.

Tese (Doutorado em Engenharia Eletrica) - Universidade  
Federal da Paraiba, Centro de Ciencias e Tecnologia.

1. Redes Locais de Computadores 2. Tese I. Moura, Jose  
Antao Beltrao, Dr. II. Field, James Andrews, Dr. III.  
Universidade Federal da Paraiba - Campina Grande (PB) IV.  
Titulo

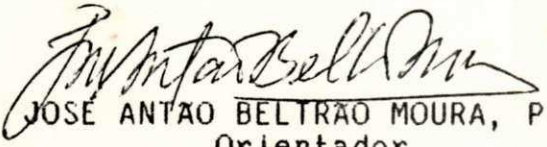
CDU 004.725.5(043)

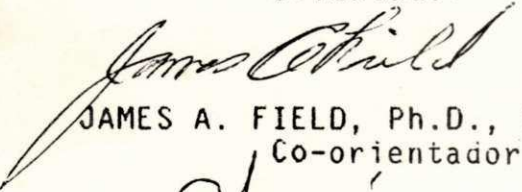
MODELAGEM DE APLICAÇÕES CRÍTICAS NO TEMPO EM  
REDES LOCAIS COM PASSAGEM DE FICHA

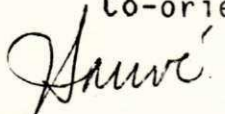
MARCOS ANTONIO GONÇALVES BRASILEIRO


TESE APROVADA EM 24 de julho de 1987


  
WILSON GUERREIRO PINHEIRO, Ph.D., UFPb  
Presidente da Comissão

  
JOSE ANTÃO BELTRÃO MOURA, Ph.D., UFPb  
Orientador

  
JAMES A. FIELD, Ph.D., University of Waterloo  
Co-orientador

  
JACQUES PHILIPPE SAUVE, Ph.D., UFPb  
Componente da Comissão

  
JOSE ROBERTO BOISSON DE MARCA, Ph.D., PUC-RJ  
Componente da Comissão

  
WANDERLEY LOPES DE SOUZA, Dr.Ing., UFPb  
Componente da Comissão

CAMPINA GRANDE - PB  
JULHO - 1987

## AGRADECIMENTOS

Quero expressar a minha gratidão aos meus orientadores, Dr. José Antão Beltrão Moura e Dr. James A. Field, pela excelente orientação, paciência, dedicação e encorajamento, no curso desta tese.

Agradeço ao Dr. José Roberto Boisson de Marca pelas importantes discussões e críticas, como também pela atenção quando da minha permanência na PUC-RJ para o desenvolvimento do início deste trabalho. Agradecimentos são também devidos ao Dr. Jacques P. Sauvé pelas discussões iniciais para o estabelecimento desta linha de pesquisa.

Agradeço também, aos professores Mário T. Hattori, Mauro Cavalcanti Pequeno e José Luiz Neto, pela orientação, incansável dedicação, e presteza no uso de Métodos Numéricos.

Vários amigos contribuíram para o êxito desta tarefa, especialmente, Sedy, Claudete, Cidinha, Darci, Sr. Haroldo, Izabel, Janeide, D. Lourdes, Walberto, e particularmente Eudívia, pela dedicação.

Minha gratidão ao amigo Alcides, pelas discussões, incentivo, apoio e presteza. Também aos seus pais, D. Cidinha e Sr. Nonô, pela amizade e atenção durante a confecção desta tese.

O carinho, a compreensão, e incentivo recebidos de minha mãe Luzia, e meu irmão Marcelo, foram indispensáveis ao longo deste trabalho.

Finalmente, quero agradecer ao CIDA - Canadian International Development Agency, especialmente ao Dr. R. Seviora, pela atenção recebida quando da minha permanência na Universidade de Waterloo, Canada. Agradeço ao CNPq pelo suporte financeiro recebido durante a permanência naquela universidade, à INFOCON, CHESF e NTA-UFPb por permitirem a obtenção de parte dos resultados numéricos e edição de textos em seus computadores.

Para,  
Melissa, Jessyca e Luzia

## SUMARIO

### CAPITULO 1

INTRODUÇÃO	1
1.1 - Contribuições	6
1.2 - Conteúdo dos Capitulos	8

### CAPITULO 2

MODELAGEM DE APLICAÇÕES CRITICAS	10
2.1 - Caracterização de Aplicações Críticas	10
2.2 - Modelo da Rede para Aplicações Críticas no Tempo	18
2.3 - Solução do Modelo	23
2.4 - Determinação do Conjunto de Probabilidade de Tolerância Crítica	29
2.5 - Comentários	33

### CAPITULO 3

ILUSTRAÇÃO DA MODELAGEM DE APLICAÇÕES CRITICAS: DESEMPENHO DE RLCs COM PASSAGEM DE FICHA SOB TRAFEGO DE DADOS	34
3.1 - Caracterização da Aplicação	34
3.2 - Modelo da Interface de Dados	37

3.3 - Solução do Modelo	40
3.4 - Julgamento da Criticidade	43
3.5 - Resultados Numéricos	45
3.6 - Comentários	52

#### CAPITULO 4

#### CARACTERISTICAS DOS TRAFEGOS DE VOZ E DADOS E A

INTEGRAÇÃO EM RLCs	54
4.1 - Tráfego de Dados	54
4.2 - Tráfego de Voz	55
4.2.1 - Modelo do Tráfego de Voz	60
4.3 - Redes Locais Integradas	66
4.3.1 - Avaliação de Desempenho de Redes com Passagem de Ficha com Tráfego Integrado de Voz e Dados	67
4.3.2 - Avaliação de Desempenho de Redes CSMA-CD com Tráfego Integrado de Voz e Dados	71
4.3.3 - Outras Redes	74
4.4 - Comentários	75

#### CAPITULO 5

#### MODELAGEM DA INTEGRAÇÃO DE VOZ E DADOS EM RLCs COM

PASSAGEM DE FICHA	76
5.1 - Caracterização do Tráfego de Voz	76
5.2 - Modelo da Interface de Voz	79



5.3 - Solução do Modelo	83
5.4 - Julgamento da Criticidade	94
5.5 - Resultados Numéricos	95
5.5.1 - Determinação do Limite Superior para o Atraso Médio do Tráfego de Voz	97
5.5.2 - Considerações Sobre a Determinação do Limite Inferior para o Atraso Médio do Tráfego de Voz	101
5.5.3 - Determinação do Limite Superior para a Probabilidade de Perda para o Tráfego de Voz	105
5.6 - Influência do Tráfego de Voz no Tráfego de Dados	108
5.7 - Comentários	114
CAPÍTULO 6	
CONCLUSOES	115
6.1 - Sugestões para Continuação desta Linha de Pesquisa	120
6.1.1 - Modelagem de Aplicações Críticas no Tempo em Redes CSMA-CD	122
6.2 - Comentários Finais e Contribuições	125
APENDICE A	128
APENDICE B	135
REFERENCIAS BIBLIOGRAFICAS	138

## LISTA DE FIGURAS

Figura 2.1 - Ilustração das Probabilidades de Tolerância Crítica	16
Figura 2.2 - Anel Lógico com Passagem de Ficha	20
Figura 2.3 - Modelo da Interface	22
Figura 3.1 - Modelo da Interface de Dados	37
Figura 3.2 - Probabilidade de Tolerância Crítica	48
Figura 3.3 - Tempo Médio em Fila	51
Figura 4.1 - Cadeia de Markov de Três Estados para um Interlocutor	61
Figura 4.2 - Cadeia de Markov para um Interlocutor Ativo	62
Figura 4.3 - Geração de Pacotes de Voz	63
Figura 5.1 - Modelo da Interface de Voz	81
Figura 5.2 - Limite Superior do Tempo Médio em Fila $\bar{W}_{Gv}$	99
Figura 5.3 - Limite Superior para o Tempo Médio de Atraso, $\bar{D}_v$	102
Figura 5.4 - Curvas de Criticidade para o Tráfego de Voz	106

Figura 5.5 - Influência do Tráfego de Voz no  
Tráfego de Dados

113

Figura 6.1 - Modelo da Interface CSMA-CD

123

## LISTA DE TABELAS

Tabela 5.1 - Parâmetros do Tráfego de Voz	96
Tabela 5.2 - Parâmetros do Tráfego de Dados	97
Tabela 5.3 - Valores de $s_0$	98

## RESUMO

Várias aplicações podem simultaneamente, ser suportadas por um Sistema de Comunicação, compartilhando os recursos disponíveis. Dentre estas aplicações, algumas denominadas de Aplicações Críticas, podem apresentar requisitos bastante exigentes com relação ao desempenho do sistema. Nesta tese, apresenta-se uma caracterização de Aplicações Críticas em Sistemas de Comunicação genéricos, e se estabelece os critérios para o julgamento da criticidade destas aplicações, relativo ao desempenho destes sistemas. Denomina-se esta caracterização e critérios para o julgamento da criticidade, como Modelagem de Aplicações Críticas.

As Redes Locais de Computadores (RLCs) podem ser empregadas como sistema de suporte de comunicação para um variado espectro de aplicações, e.g. automação de escritório, controle de processos, processamento distribuído. Estas aplicações são críticas no tempo. Os modelos analíticos existentes, usados para o estudo do desempenho das RLCs são deficientes em se tratando de aplicações críticas. Apresenta-se nesta tese, modelos analíticos para a Modelagem de Aplicações Críticas no tempo em RLCs com Passagem de Ficha.

O estudo da integração dos tráfegos de voz e dados é importante nas aplicações de automação de escritório. Com base na

Modelagem de Aplicações Críticas em RLCs com Passagem de Ficha, sugere-se um modelo aproximado para o estudo da integração dos tráfegos de voz e dados nestas redes. Através da solução deste modelo, extrai-se informações acerca da Probabilidade de Perda dos pacotes de voz, cuja determinação era possível apenas, através de estudos de simulação.

## ABSTRACT

For the purpose of resource sharing, various applications may be integrated in a communication system. Some of these application may have extreme or critical requirements on the system performance. Such applications are said to be Critical Applications. This thesis deals with the characterization and analytical modelling of Critical Applications on generic communication systems. Criteria for judging the criticalness of an application with respect to the performance of a communication system, are also discussed.

The proposed modelling approach is applied to Token Passing Local Area Networks (LANs) integrating voice and data traffic, when the former is assumed critical with respect to packet transit delay in the communication subnetwork. The results obtained extend the use of analytical models to performance evaluation studies of LANs under voice traffic by considering more realistic probability distribution for (voice) packet arrivals to the subnetwork. The analytical results also show performance trends whose prior observation had been possible through simulation studies only.

## ORGANIZAÇÃO DA TESE

Para uma melhor compreensão, esta tese será dividida em quatro partes.

Na Parte I, apresenta-se o capítulo 1, que trata da introdução, motivação e contribuições deste trabalho.

A Parte II se refere à modelagem de aplicações críticas, e é composta por dois capítulos. No capítulo 2, apresenta-se uma caracterização das aplicações críticas em sistemas de comunicação genéricos, e estabelece-se os critérios para o julgamento da criticidade destas aplicações, relativo ao desempenho dos sistemas. No capítulo 3, com o propósito de ilustrar a modelagem de aplicações críticas abordadas no capítulo 2, considera-se um Estudo de Caso de uma Rede Local de Computadores com Passagem de Ficha.

A parte III aborda a integração de voz e dados em Redes Locais com Passagem de Ficha. Esta parte é composta de dois capítulos. No capítulo 4, que é o embasamento para o capítulo 5, apresenta-se as características dos tráfegos de voz e dados e discutimos a integração destes dois tráfegos em Redes Locais de Computadores. O estudo da integração de voz e dados em Redes Locais com Passagem de Ficha, usando os conceitos da Modelagem de Aplicações Críticas, é apresentado no capítulo 5.



Finalmente na parte IV, apresenta-se o capítulo 6 com conclusões e sugestões para continuação desta linha de pesquisa.

## PARTE I

Composta do Capítulo 1 que trata da introdução, motivação e contribuições desta tese.

## CAPITULO I

### INTRODUÇÃO

Redes Locais de Computadores (RLCs) são sistemas de comunicação para interconexão de computadores e periféricos numa área restrita. A organização de uma RLC consiste basicamente de uma coleção de usuários que se ligam à subrede de comunicação via interfaces. A função da subrede de comunicação é a de transferir mensagens entre as interfaces. Esta função é realizada através de transmissões num meio de transmissão, o qual é estruturado frequentemente em topologia relativamente simples, e.g. Anel ou Barra. A fim de que as transmissões resultem no compartilhamento ordenado do meio, necessita-se de um protocolo de acesso a ser observado pelas interfaces. Os protocolos de acesso mais comuns em RLCs são: "Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA-CD)" e os de Passagem de Ficha, com padronização pelo IEEE 802 [IEEE82].

Em geral, o protocolo de acesso não provê um escalonamento ideal dos acessos ao meio de transmissão, no sentido de que não é possível utilizar a capacidade inteira do meio para transmitir informação. O protocolo também introduz atrasos no acesso à subrede, de tal forma que o atraso das mensagens é em geral, superior ao seu tempo de transmissão no meio.

A maioria das RLCs atualmente em uso foram projetadas para a realização das tarefas típicas de um sistema de computação pertinentes ao tráfego convencional de dados tais como: transferência de arquivos e processamento de transações. O desempenho destas redes para estes tráfegos tem sido estudado na literatura, [Mour82], [Muss85].

A avaliação do desempenho de RLCs consiste tipicamente na construção de modelos cujas soluções fornecem as medidas (ou características) de desempenho de interesse. Duas técnicas são geralmente usadas para obter relações quantitativas entre as medidas de interesse: simulação digital e tratamento analítico (Teoria de Processos Estocásticos e/ou Teoria das Filas). A técnica de simulação tem a vantagem de permitir a inclusão no modelo de vários detalhes difíceis de incluir num modelo analítico. Esta técnica, porém, possui várias desvantagens, entre as quais um alto custo computacional para obter intervalos de confiança e uma camuflagem das relações entre causas e efeitos, isto é, a dependência do desempenho observado com os parâmetros do modelo não é explicitamente atingida através de uma relação simbólica. A modelagem analítica, apesar de vir acompanhada de suposições simplificadoras, que tornam a solução dos modelos matemáticos possível, é uma técnica de baixo custo. A modelagem analítica será adotada nesta tese.

Para as aplicações convencionais do tráfego de dados, as medidas de desempenho relevantes, obtidas dos modelos analíticos são, em geral, restritas ao tempo médio de atraso (espera na

interface + tempo de transmissão) e à vazão média.

Nos últimos anos, a popularidade de RLCs tem crescido excessivamente, e se observa o seu uso num variado espectro de aplicações, e.g. automação de escritório, controle de processos, processamento distribuído, etc. A integração de tráfegos heterogêneos numa rede de comunicação é economicamente justificada, uma vez que se otimiza a utilização das facilidades de transmissão e equipamentos da rede [Gitm78].

O desempenho de uma RLC é fortemente dependente das características dos tráfegos a esta oferecida. Numa integração de aplicações, cada aplicação tem medidas e requisitos relevantes, e possivelmente diferentes. Particularmente, numa população de usuários poderá haver aplicações com medidas com requisitos extremamente exigentes em relação ao desempenho da rede. Por exemplo, na transmissão de voz digitalizada, o número de pacotes cujo tempo entre a sua geração e a sua entrega à interface de destino (tempo de atraso), excede um tempo limite, deve ser mantido baixo, quando se pretende uma boa intelegibilidade do sinal de voz reconstituído na interface de destino. Os modelos analíticos existentes e usados para a avaliação do desempenho do tráfego convencional de dados são insuficientes para prover informações acerca do desempenho da rede em relação ao tráfego de voz.

Numa RLC com serviços integrados, as diversas aplicações estão competindo pelas suas facilidades. Portanto, o modelo usado para a avaliação de desempenho dessas redes deve captar o fenômeno da integração dessas aplicações como também prover as medidas relevantes para cada aplicação.

As aplicações com medidas tendo requisitos extremamente exigentes com relação ao desempenho da rede são denominadas de Aplicações Críticas. Os modelos existentes não foram desenvolvidos para captar esta criticidade. Existe portanto, a necessidade de modelos analíticos para o estudo do desempenho de RLCs quando aplicações críticas estão presentes, particularmente para as aplicações críticas no tempo. Para um tratamento formal da modelagem de aplicações críticas, se faz necessária uma caracterização destas aplicações, onde se especificam as medidas e requisitos relevantes. Identificadas estas medidas, deve-se solucionar o modelo com o objetivo da obtenção do comportamento destas medidas com relação aos parâmetros da rede (número de interfaces, topologia, velocidade de transmissão, protocolo de acesso, etc.), e das características de outras aplicações presentes. Em posse do comportamento das medidas relevantes, e do requisito relativo a cada medida, pode-se julgar a criticidade da aplicação com relação ao desempenho da rede.

Devido à padronização IEEE 802 [IEEE82], as RLCs mais difundidas são as Redes com Passagem de Ficha, em Anel ou Barra e a Barra com Acesso Aleatório (CSMA-CD).

As redes CSMA-CD apresentam uma boa característica de atraso médio versus vazão para uma baixa utilização, mesmo para um número grande de interfaces [Metc76]. A medida que o tráfego oferecido à rede aumenta, a chance de colisão cresce, acarretando numa degradação na vazão e em atrasos excessivamente longos. Conseqüentemente este tipo de rede não garante um atraso máximo limitado. Este comportamento não é satisfatório para as aplicações críticas no tempo. Devido à simplicidade deste protocolo, há um indicativo de sua popularização. Por exemplo, a Boeing apresentou uma especificação de um protocolo, TOP (Technical and Office Protocol Especification), para uma rede do tipo CSMA-CD [Top75].

É intrínseco aos protocolos de Passagem de Ficha, um limite máximo no tempo de atraso. Apesar das dificuldades de implementação associadas aos projetos destas redes [Salt81], especialmente no tocante à confiabilidade dos repetidores, inicialização e recuperação do anel lógico e à coordenação do relógio, estas redes são atrativas para as aplicações críticas no tempo. A tendência à popularização destas redes é crescente. A exemplo, citem-se a Rede em Anel com Ficha, produto da IBM [Bux82], e a Rede em Barra com Passagem de Ficha para a automação de manufatura da GM (General Motors), com protocolo MAP (Manufacture Automation Protocol Especification) [Map71]. Portanto, a necessidade de um modelo e solução para Aplicações Críticas no tempo nestas redes, é evidente. Este é o objetivo principal desta tese.

## 1.1 - Contribuições

Os trabalhos anteriores em avaliação de desempenho de sistemas de comunicação, concentraram-se basicamente na obtenção de curvas de atraso médio versus vazão. Os estudos de integração de aplicações, limitaram-se ao uso de simulação. Nesta tese, propõe-se um novo conjunto de medidas de desempenho julgadas mais significativas para aplicações específicas, aqui denominadas de críticas e faz-se um tratamento puramente analítico na obtenção das características destas medidas. Os resultados assim obtidos indicam um comportamento de desempenho dos sistemas considerados, semelhante àqueles observados em trabalhos anteriores.

Apresenta-se de forma sistemática, a caracterização de aplicações críticas e sua modelagem analítica em sistemas de comunicação genéricos. A partir destes conceitos sugere-se novos modelos analíticos e soluções para o estudo do desempenho de RLCs com Passagem de Ficha quando aplicações críticas estão presentes. Estes conceitos da modelagem de aplicações críticas são usados também para o estudo do desempenho destas redes quando integrando diversas aplicações, particularmente aplicações críticas no tempo como: controle de processos, processamento distribuído e automação de escritórios.

Através da modelagem de aplicações críticas, pode-se estabelecer para cada aplicação a curva de criticidade em função dos parâmetros da rede e de outras aplicações, que possivelmente podem estar presentes. Esta curva poderá ser usada para o ajuste



dos parâmetros da rede de forma a torná-la adequada aos requisitos da aplicação.

Frequentemente, se supõe nos modelos analíticos, que a geração de pacotes de voz obedece à distribuição de Poisson. Entretanto, esta suposição diverge bastante da realidade. Adota-se uma distribuição de probabilidade mais realista para a geração de pacotes de voz. A partir desta distribuição e dos conceitos de modelagem de aplicações críticas, apresenta-se um estudo analítico aproximado da integração de voz e dados em RLCs com Passagem de Ficha. Determina-se uma estimativa para a probabilidade de perda de pacotes de voz. Também observa-se a influência do número de interfaces de voz no desempenho do tráfego de dados. No que se refere à modelagem de integração de tráfegos em redes locais, esta tese faz duas contribuições principais: a primeira, por considerar um estudo inteiramente analítico, mesmo com hipóteses mais realistas (e por isto, mais complexas) para as propriedades estatísticas do tráfego de voz; os resultados obtidos correlacionam-se com aqueles anteriormente alcançados por simulações em [DeTr84], [Gopa85]. A segunda origina-se na observação de que o uso de apenas o primeiro momento do tempo de atraso para os pacotes de voz, para se estimar a Probabilidade de Perda destes pacotes (através da desigualdade de Markov) levará a um super dimensionamento do sistema de comunicação, resultando no encarecimento desnecessário do(s) produto(s) resultante(s). Vale lembrar que os modelos desenvolvidos até aqui, dos quais se tem conhecimento, quando muito, informam sobre o segundo momento.

## 1.2 - Conteúdo dos Capítulos

No capítulo 2, apresentam-se os conceitos da modelagem de aplicações críticas em sistemas de comunicação genéricos. A identificação das medidas e requisitos relevantes para cada aplicação e das características do sistema formam a base para esta modelagem. Devido à importância das aplicações críticas no tempo, e da adequação das RLCs com Passagem de Ficha para estas aplicações, apresenta-se a modelagem analítica de aplicações críticas no tempo, nestas redes.

Com base nos conceitos abordados na modelagem de aplicações críticas, mostra-se no capítulo 3, um estudo de caso. Neste capítulo considera-se uma RLC com Passagem de Ficha com interfaces homogêneas gerando tráfego de dados que tem medida de desempenho crítica no tempo. Um modelo analítico e solução para uma interface em RLCs com Passagem de Ficha serão apresentados. Os resultados obtidos neste capítulo serão comparados com uma simulação desenvolvida independentemente.

O capítulo 4, apresenta as características e modelos para os tráfegos de voz e dados, como também uma abordagem dos trabalhos enfocando a integração destes tráfegos em RLCs.

No capítulo 5, enfoca-se a integração de voz e dados em RLCs com Passagem de Ficha. Sugere-se um modelo analítico aproximado para o estudo desta integração. Devido à complexidade da distribuição do tráfego de voz, uma solução exata para o

estudo da criticidade de voz não é possível. Alternativamente, apresenta-se uma estimativa para a cauda da distribuição do tempo de atraso dos pacotes de voz, com o propósito de obter informações acerca da probabilidade de perda desses pacotes (medida relevante do tráfego de voz). Também mostra-se a influência do tráfego de voz no desempenho da rede para o tráfego de dados.

Finalmente, as conclusões e sugestões para futuras pesquisas, e em particular a Modelagem de Aplicações Críticas em Redes CSMA-CD, serão apresentadas no capítulo 6.

## PARTE II

Referente à modelagem de aplicações críticas, é composta por dois capítulos. O capítulo 2 apresenta uma caracterização de aplicações críticas em sistemas de comunicação genéricos e estabelece critérios para o julgamento da criticidade destas aplicações. Em particular, apresenta-se a modelagem de aplicações críticas no tempo em RLCs com Passagem de Ficha. Para ilustrar os conceitos da modelagem de aplicações críticas, o capítulo 3 aborda um estudo de caso de uma RLC com Passagem de Ficha, onde cada interface tem tráfego de dados oriundo de uma aplicação crítica no tempo.

## CAPITULO II

### MODELAGEM DE APLICAÇÕES CRITICAS

Algumas aplicações--presentes em sistemas de comunicação podem ter requisitos extremamente exigentes com relação a parâmetros de desempenho do sistema. Existe portanto, a necessidade de modelos analíticos que propiciem informações a respeito dessas medidas e como julgar se a rede satisfaz os requisitos de desempenho para estas aplicações. Apresenta-se neste capítulo, uma caracterização de aplicações críticas em sistemas de comunicação genéricos, e se estabelece critérios para o julgamento da criticidade destas aplicações relativo ao desempenho destes sistemas. Finalmente, considera-se a modelagem de aplicações críticas no tempo em RLCs com Passagem de Ficha.

#### 2.1 - Caracterização de Aplicações Críticas

As medidas de desempenho relevantes a uma aplicação num sistema de comunicação, podem ser caracterizadas por um conjunto de medidas:

$$\{m\} = \{m_1, m_2, m_3, \dots, m_k\}$$

onde  $m$  ( $i = 1, 2, \dots, k$ ) é uma medida relevante à aplicação. Por

exemplo,  $m_h$ ,  $m_i$  e  $m_j$  ( $m_h, m_i, m_j \in \{m\}$ ), poderiam ser o tempo de atraso, a vazão e a taxa de erros, respectivamente, para a aplicação Transferência de Arquivos numa RLC. Neste exemplo, o número de medidas relevantes é três ( $k = 3$ ).

Seja  $[m_i]$  a variável relativa à medida  $m_i \in \{m\}$ . Para cada conjunto  $\{m\}$ , existe um conjunto  $\{M\}$ :

$$\{M\} = \{[M_1], [M_2], [M_3], \dots, [M_{j_i}], [M_{j_s}], \dots, [M_k]\}$$

cujos elementos são valores limites para cada medida  $m \in \{m\}$ . Por exemplo, para a aplicação transmissão de Voz digitalizada em tempo real, o tempo de atraso é uma medida relevante. Para a medida  $m_i \in \{m\}$ ,  $[M_i]$  seria o valor do atraso máximo admissível por pacote. Enquanto para uma aplicação de Controle de Processos, a medida  $m_j$  poderia ter dois valores limites, um inferior e outro superior. Um exemplo seria uma aplicação de controle de dois processos cada um com tempo de execução limitado (limitante superior), mas com a inicialização de um processo só podendo acontecer após a execução do outro. Neste caso, o segundo processo não poderá ser inicializado antes do término da execução do primeiro, e seu tempo de execução não deve exceder a um limite especificado. Portanto, este segundo processo é uma aplicação com limitantes superior e inferior.

Para cada valor limite  $[M_i] \in \{M\}$ , existe uma probabilidade de tolerância definida por:

$$f_i = \text{Prob}(|[m_i] - [M_i]| > 0) \quad (2.1)$$

no caso de medidas com apenas um valor limite, e

$$f_j = \text{Prob}([M_{ji}] < [M_j] < [M_{js}]) \quad (2.2)$$

para medidas com valores limites inferior e superior. Suponha-se que  $f_i$  represente o requisito da aplicação referente à medida  $m_i$ . Por exemplo, para a transmissão de voz digitalizada,  $f_i$  pode ser interpretado como a probabilidade aceitável do tempo de atraso por pacote não exceder um tempo limite  $[M_i]$ , especificado na aplicação, de forma a não comprometer a intelegibilidade do tráfego reconstituído no destino. Neste caso,  $f_i$  seria a probabilidade de perda aceitável para os pacotes de voz.

Denote-se por  $\{f\}$ , o conjunto das probabilidades de tolerância  $f_i$ , associadas a cada  $[M_i] \in \{M\}$ .

Denomina-se de Medida de Limite Superior àquelas medidas para as quais a probabilidade de tolerância é definida por:

$$f_i = \text{Prob}([m_i] > [M_i]) \quad (2.3)$$

As medidas cuja probabilidade de tolerância é definida como:

$$f_i = \text{Prob}([m_i] < [M_i]) \quad (2.4)$$

são denominadas de **Medidas de Limite Inferior**. Enquanto que as

Medidas de Limite em Intervalo, têm a probabilidade de tolerância expressa por (2.2).

Para cada conjunto de parâmetros (velocidade de transmissão, protocolo de acesso, utilização, número de usuários, etc.) do sistema de comunicação, existe uma Função de Distribuição de Probabilidade (FDP), associada a cada medida  $m_i \in \{m\}$ . Seja  $p_i(m_i)$  a função densidade de probabilidade (fdp) relativa a cada medida. Consequentemente, para cada conjunto  $\{m\}$ , existe um conjunto  $\{p\}$ :

$$\{p\} = \{p_1(m_1), p_2(m_2), p_3(m_3), \dots, p_k(m_k)\}$$

Uma aplicação com Medida de Limite Superior, caracterizada pelos conjuntos:  $\{m\}$ ,  $\{M\}$  e  $\{f\}$ , é dita ser crítica com relação ao desempenho de um sistema de comunicação, caracterizado pelo conjunto  $\{p\}$ , se existe uma medida  $m_i \in \{m\}$  para a qual uma das expressões que se seguem, se verifica:

$$\lim_{x \rightarrow \infty} \int_{[M_i]}^x p_i(m_i) d[m_i] = f_i^* = f_i - \epsilon \quad (2.5a)$$

para  $p_i(m_i)$  contínua. Para  $p_i(m_i)$  discreta, tem-se:

$$\lim_{[m_i] \rightarrow \infty} \sum_{[M_i]}^{[m_i]} p_i(m_i) = f_i^* = f_i - \epsilon \quad (2.5b)$$

onde  $\epsilon$  é um real positivo tal que  $\epsilon \rightarrow 0$  ( $\epsilon \in \mathbb{R}^+ : \epsilon \rightarrow 0$ ). 0



valor de  $f_i$  é especificado por (2.3).

O tráfego de voz é uma aplicação com uma Medida de Limite Superior, pois a probabilidade de tolerância (probabilidade de perda de pacotes) é dada por (2.5a), ou seja, voz é uma aplicação crítica no tempo.

Similarmente, uma aplicação com Medida de Limite Inferior é dita ser crítica com relação ao desempenho de um sistema de comunicação, se existir uma medida  $m_j \in \{m\}$  para a qual uma das expressões que se seguem, se verifica:

$$\lim_{x \rightarrow [M_j]} \int_{-\infty}^x p_j(m_j) d[m_j] = f_j^* = f_j - \epsilon \quad (2.6a)$$

para  $p_j(m_j)$  contínua. Para  $p_j(m_j)$  discreta, escreve-se

$$\lim_{[m_j] \rightarrow [M_j]} \sum_{-\infty}^{[m_j]} p_j(m_j) = f_j^* = f_j - \epsilon \quad (2.6b)$$

onde  $\epsilon \in \mathbb{R}^+$  ;  $\epsilon \rightarrow 0$ . Numa Transferência de Arquivos numa RLC, a vazão é uma Medida com Limite Inferior, pois a vazão mínima admissível é dada por (2.6a).

Da mesma forma, uma aplicação com Medida de Limite em Intervalo é crítica relativa ao desempenho de um sistema de comunicação, se existe uma medida  $m_1 \in \{m\}$  para a qual um dos pares de expressões seguintes, se verifica:

$$\lim_{x \rightarrow \infty} \int_{[M_{1s}]}^x p_1(m_1) d[m_1] = f_{1s}^* = f_{1s} - \epsilon \quad (2.7a)$$

$$\lim_{Y \rightarrow [M_{1i}] - \infty} \int_{\Sigma^1} p_1(m_1) d[m_1] = f_{1s}^* = f_{1s} - \epsilon$$

para  $p_1(m_1)$  continua. Para  $p_1(m_1)$  discreta, tem-se:

$$\lim_{[m_1] \rightarrow \infty} \sum_{[M_{1s}]}^{[m_1]} p_1(m_1) = f_{1s}^* = f_{1s} - \epsilon$$

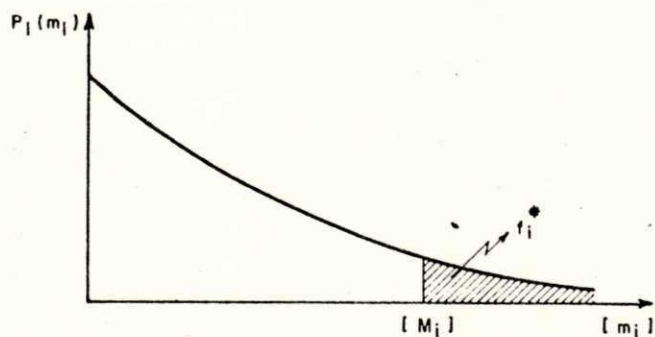
$$\lim_{[m_1] \rightarrow [M_{1i}] - \infty} \sum_{\Sigma^1}^{[M_{1i}]} p_1(m_1) = f_{1i}^* = f_{1i} - \epsilon \quad (2.7b)$$

onde  $\epsilon \in \mathbb{R}^+$  :  $\epsilon \rightarrow 0$ . Num controle de processos como exemplificado acima, o tempo de inicialização de um processo pode ser uma Medida de Limite em Intervalo.

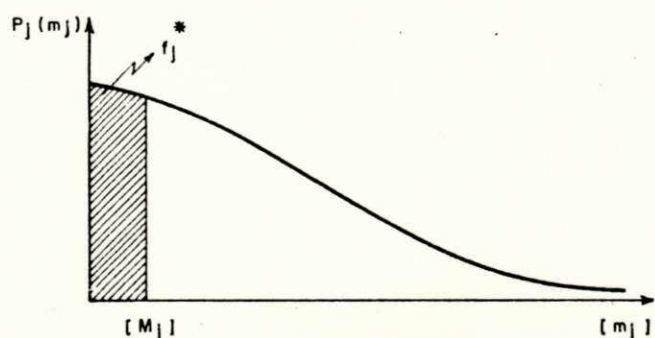
Uma ilustração dessas probabilidades de tolerância crítica é mostrada na figura 2.1.

O conjunto dos  $f^*$  que satisfazem as equações (2.5a) a (2.7b) é denominado Conjunto de Probabilidade de Tolerância Crítica, e é representado por  $\{f^*\}$ . Vale salientar que este conjunto depende dos parâmetros do sistema de comunicação. Uma outra forma para a obtenção dos  $f^*$  seria através de métodos de estimativa, discutidos na secção 2.3. O conhecimento deste conjunto é de primordial importância para o julgamento da criticidade de uma aplicação com relação ao desempenho de um sistema de comunicação. Portanto, especificado o conjunto:

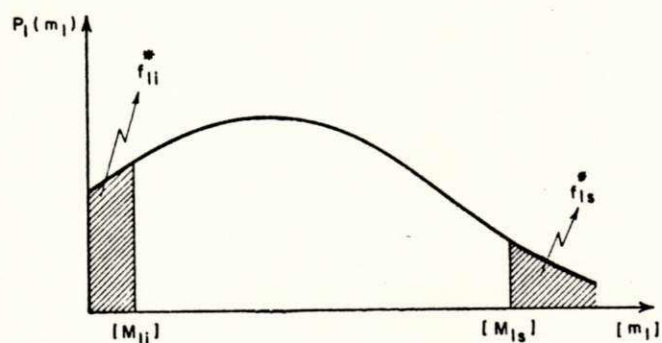
$$\{f\} = \{f_1, f_2, f_3, \dots, f_k\}$$



(a) - Probabilidade de Tolerância Crítica para Medida de Limite Superior



(b) - Probabilidade de Tolerância Crítica para Medida de Limite Inferior



(c) - Probabilidade de Tolerância Crítica para Medida de Limite em Intervalo

Figura 2.1 - Ilustração das Probabilidades de Tolerância Crítica

pode-se determinar através das equações (2.5a) a (2.7b) o conjunto dos  $f^*$  relativos a cada  $f_i \in \{f\}$ :

$$\{f^*\} = \{f_1^*, f_2^*, f_3^*, \dots, f_k^*\}$$

Alternativamente, pode-se dizer que uma aplicação é crítica, se existir  $f_i \in \{f\}$ , tal que  $f_i^* = f_i - \epsilon$ ,  $\epsilon \in R^+$ ;  $\epsilon \rightarrow 0$ . Consequentemente, um sistema de comunicação é adequado como meio de transporte para uma aplicação, se  $f_i > f_i^*$ , para todo  $f_i \in \{f\}$ . Caso exista pelo menos um  $f_i < f_i^*$ , o sistema de comunicação não satisfaz os requisitos da aplicação.

Para se julgar a criticidade de uma aplicação, relativa a um sistema de comunicação, necessita-se dos conjuntos:  $\{m\}$ ,  $\{M\}$  e  $\{f\}$ . Também se faz necessária a determinação do conjunto  $\{p\}$ , que caracteriza o sistema de comunicação e depende da topologia, velocidade de transmissão, protocolos de comunicação, utilização total, número de usuários, etc. Na determinação do conjunto  $\{p\}$ , necessita-se de um modelo analítico para o sistema de comunicação que possibilite a determinação das fdps relativas a cada medida relevante em  $\{m\}$ . Através do conhecimento dos conjuntos  $\{m\}$ ,  $\{M\}$ , e  $\{p\}$ , determina-se o conjunto das probabilidades de tolerância crítica  $\{f^*\}$  que acompanhado do conjunto  $\{f\}$ , pode-se julgar a criticidade da aplicação.

O critério para o julgamento da criticidade de uma aplicação é semelhante para os três tipos de medidas identificadas. Para algumas aplicações, as medidas de limite superior e inferior são

relacionadas e.g. tempo de atraso e vazão. Devido à importância das aplicações críticas no tempo, considera-se este tipo de aplicação, mais especificamente aquelas com Medida de Limite Superior.

A determinação do conjunto das fdps relativas a cada  $m_i \in \{m\}$ , é função das características do sistema de comunicação. Nesta tese, considera-se as RLCs com Passagem de Ficha como sistema de comunicação, pois estas têm características desejáveis para as aplicações críticas no tempo. Portanto, procede-se com a elaboração de um modelo analítico para estas redes, visando a obtenção das fdps das medidas com Limite Superior.

## 2.2 - Modelo da Rede para Aplicações Críticas no Tempo

Inicialmente apresenta-se a descrição das RLCs com Passagem de Ficha.

As Redes com Passagem de Ficha podem ter uma topologia em Anel ou Barra. Nestas redes, há uma ficha que passa de interface em interface para o estabelecimento da ordem de acesso ao meio. No caso da barra, a ficha inclui a identificação (ou endereço) da interface a qual é a próxima com direito à transmissão. Cada interface, ao "ouvir" a ficha endereçada a ela, espera pelo final da transmissão da ficha. Neste instante, a interface pode transmitir um pacote (caso tenha, isto é, caso a interface esteja ativa). No final desta transmissão, a interface transmite a ficha a qual é agora endereçada à próxima interface. Se a interface não

estiver ativa ao receber a ficha, ela simplesmente transmite a ficha endereçada à próxima interface.

A solução para os modelos de Redes do tipo "Passagem de Ficha", é semelhante à de filas com serviço cíclico. Filas com serviço cíclico têm recebido uma atenção considerável na literatura, [Avi-65, Taká68, Coop69, Eise71, Hash72, Kueh79, Tran85]. Devido à intratabilidade matemática da maioria dos problemas de filas com serviço cíclico, vários métodos de aproximação são sugeridos [Leib61, Half75]. Os métodos de aproximação, em geral, se baseiam em suposições simplificadoras, tais como "independência dos processos estocásticos" de uma referida fila com relação aos processos do restante da população. Considera-se a solução de filas com serviço cíclico não exaustivo, i.e., a cada visita da ficha a uma determinada interface, apenas um pacote é servido. Para melhor refletir a realidade no modelo considerado, define-se o conceito de Ciclos Condicionais para a ficha, que serão usados na determinação da Distribuição de Probabilidade do Ciclo da Ficha [Kueh79].

Considere-se uma Rede Local com Passagem de Ficha com uma população de  $N$  usuários (aplicações) como mostra a figura 2.2.

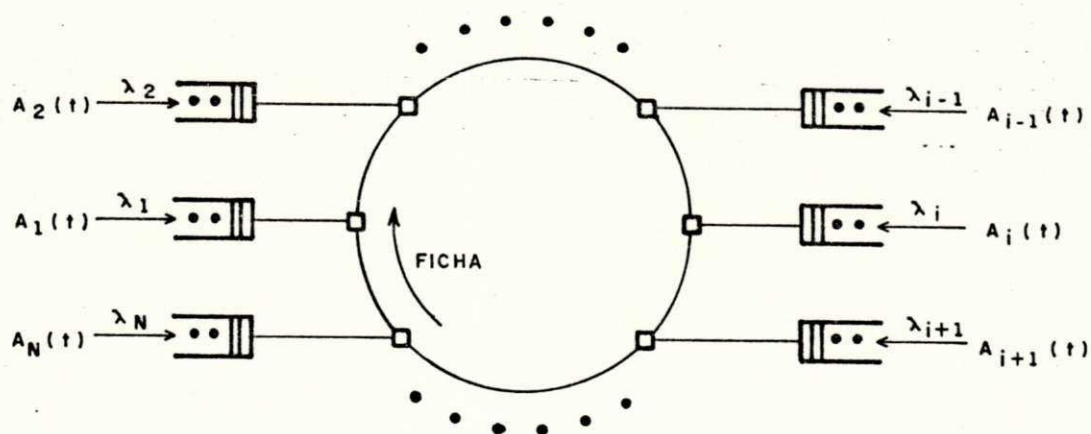


Figura 2.2 - Anel Lógico com Passagem de Ficha

Para que o modelo tenha uma solução tratável, as seguintes aproximações serão consideradas: nas interfaces, cada "buffer" tem comprimento infinito com uma disciplina de atendimento "FCFS"; os processos de chegada de tráfego são estacionários e independentes; da mesma forma o são os processos de serviço (tempo de transmissão); também se supõe a independência estatística dos processos de chegada de tráfego e serviço.

Suponhamos que os pacotes chegam ao buffer da interface  $i$  ( $i = 1, 2, 3, \dots, N$ ) na figura 2.2, de acordo com um processo

geral e independente GI, cuja função de Distribuição de Probabilidades é  $A_i(t)$  com taxa média de  $\lambda_i$  pacotes/seg. Estes pacotes recebem um tempo aleatório de serviço (tempo de transmissão na rede) com Distribuição de Probabilidade independente,  $B_i(t)$  com média  $b_i$  seg.

De acordo com o Protocolo de Comunicação para as Redes com Passagem de Ficha [IEEE82], quando uma interface recebe uma ficha livre, esta tem direito a serviço (i.e. transmissão de um pacote). Dentre as diversas disciplinas de atendimento, considera-se aquela "não exaustiva"; transmissão de apenas um pacote por visita da ficha livre. Após a transmissão de um pacote da interface  $i$ , esta emite uma ficha livre que é passada para a interface seguinte na ordem lógica. Esse tempo decorrido entre a emissão da ficha livre pela interface  $i$  e a sua recepção pela interface  $i+1$ , é uma variável aleatória com Distribuição de Probabilidade independente  $C_i(t)$  com média  $c_i$  segundos.

Particularmente, para a interface  $i$ , o tempo decorrido entre uma transmissão de um pacote até o recebimento de uma nova ficha livre, é uma variável aleatória que é especificada por uma soma aleatória de variáveis aleatórias independentes, de acordo com as suposições feitas, ou seja:

$$\tilde{R}_{i1} = \sum_{j=1}^N \tilde{C}_j + \sum_{j=0}^{\tilde{n}} \tilde{B}_j \quad (2.8)$$



onde  $\tilde{C}_j$  e  $\tilde{B}_j$  são as variáveis aleatórias associadas às Distribuições de Probabilidade,  $C_j(t)$  e  $B_j(t)$ , respectivamente. A variável aleatória  $\tilde{n}$ , corresponde ao número de interfaces ativas neste percurso da ficha livre no Anel Lógico. Uma interface é dita estar ativa quando da recepção da ficha livre, esta tem um pacote a transmitir. A variável aleatória  $\tilde{R}_{i1}$ , é definida como o "Ciclo da Ficha Livre" para a interface  $i$  quando esta fila é servida.

De acordo com as considerações acima e a figura 2.2, a interface  $i$  pode ser modelada como:

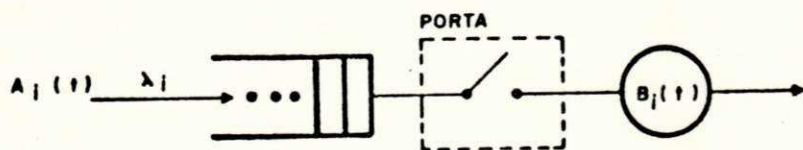


Figura 2.3 - Modelo da Interface

Os pacotes gerados na interface  $i$  com FDP dos intervalos de interchegada dada por  $A_i(t)$ , são armazenados no respectivo buffer (fila), para a eventual transmissão na rede, segundo a disciplina de atendimento FCFS. De acordo com o Protocolo de Comunicação para RLCs com Passagem de Ficha, apenas quando uma interface

recebe a ficha livre, um pacote é transmitido. Portanto a visita da ficha livre equivale ao fechamento de uma porta de controle, para a transmissão do pacote na rede. Com base nas suposições de independência, o tempo de abertura da porta é uma soma de variáveis aleatórias independentes, definida por:

$$R_{i0} = \sum_{j=1}^N \tilde{C}_j + \sum_{\substack{j=0 \\ j \neq 1}}^{\tilde{n}} \tilde{B}_j \quad (2.9)$$

Quando um pacote chega a sua respectiva fila, duas situações podem ocorrer: a fila encontra-se vazia, e neste caso o pacote deve esperar até que a ficha livre chegue à interface, para a sua transmissão; a fila não está vazia, e nesta situação, o tempo "efetivo de serviço" (espera pela visita da ficha + tempo de transmissão) por pacote na interface  $i$  é dado por  $\tilde{R}_{i1}$ , que tem uma distribuição geral. Portanto, pelas suposições feitas, cada interface pode ser modelada por uma fila do tipo GI/G/1 com porta de controle. Devemos mencionar que a solução desta fila só é possível com a suposição de independência dos processos de chegada e serviço.

Vale salientar que a influência das filas  $j \neq i$  na fila  $i$  é expressa através das equações (2.8) e (2.9). Estas equações captam o fenômeno da integração das aplicações.

### 2.3 - Solução do Modelo

Supõe-se que para a interface  $i$  ( $i = 1, 2, \dots, N$ ) a

medida relevante é o tempo de atraso que é uma Medida de Limite Superior (crítica no tempo) caracterizada na secção 2.1. Para este tipo de medida, precisa-se determinar a Distribuição de Probabilidade do tempo de atraso relativo a cada aplicação (interface), de forma a se poder julgar a criticidade da aplicação, com relação ao desempenho da rede.

O nosso propósito é obter do modelo, a fdp  $p_i(m_i)$  que é exatamente a fdp do tempo de atraso, uma vez que estamos supondo a modelagem de aplicações críticas no tempo com Limite Superior. Na literatura, alguns métodos são sugeridos para a solução da fila GI/G/1, ou seja, para a solução da equação integral Wiener-Hopf de Lindley, que rege a fila GI/G/1 [Klei75]. Os métodos disponíveis são: Solução Espectral [Smit53], determinação dos períodos de ociosidade do servidor [Mars68] e a Algebra de Filas, desenvolvida por Kingman [King66]. Estes métodos apresentam como solução a Transformada de Laplace da fdp do tempo de espera em fila,  $W_i(s)$ . Na impossibilidade do uso dos três métodos supracitados, pode-se usar aproximações para estabelecer limites para a cauda da distribuição do tempo em fila  $W_i(t)$  [King70, Koba74, Ross74].

Sopõe-se que as variáveis aleatórias referentes ao serviço (tempo de transmissão) e ao tempo de espera em fila são independentes. Portanto, a Transformada de Laplace da fdp do tempo de atraso referente à interface  $i$  é dada por:

$$D_i(s) = B_i(s)W_i(s) \quad (2.10)$$

Aplicando-se sucessivamente a solução em (2.10) determina-se o conjunto  $\{D_i(t)\}$ , ( $i = 1, 2, 3, \dots, N$ ) das Distribuições de Probabilidade do tempo de atraso. Observe-se que para uma determinada aplicação o conjunto  $\{D_i(t)\}$  é exatamente o conjunto  $\{p\}$ , definido na secção 2.1, que caracteriza a Rede para cada aplicação.

A distribuição do tempo em fila,  $W_i(t)$  é função de  $A_i(t)$ ,  $B_i(t)$ ,  $\tilde{R}_{i0}$  e  $\tilde{R}_{i1}$ . Definem-se  $\tilde{R}_{i0}$  e  $\tilde{R}_{i1}$  como Ciclos Condicionais da ficha, sem o serviço e com o serviço de pacote, respectivamente definidos pelas equações (2.9) e (2.8). Portanto o conhecimento das Transformadas de Laplace dessas variáveis aleatórias é necessário para a determinação de  $W_i(s)$  através de um dos métodos disponíveis para a solução da fila GI/G/1.

A equação (2.8) pode ser reescrita da seguinte forma:

$$\tilde{R}_{i1} = \sum_{j=1}^N \tilde{C}_j + \sum_{j \neq i} [\alpha_{ij}^1 \tilde{B}_j + (1 - \alpha_{ij}^1) \cdot 0] + \tilde{B}_i \quad (2.11)$$

onde  $\alpha_{ij}^1$  é a probabilidade de serviço de um pacote da interface  $j \neq i$ , durante um ciclo onde se dá o serviço de um pacote da

interface  $i$ . Similarmente, a equação (2.9) pode ser dada por:

$$\tilde{R}_{i0} = \sum_{j=1}^N \tilde{C}_j + \sum_{j \neq i} [\alpha_{ij}^0 \tilde{B}_j + (1 - \alpha_{ij}^0) \cdot 0] \quad (2.12)$$

em que  $\alpha_{ij}^0$  é a probabilidade de serviço a um pacote de uma interface  $j \neq i$ , durante um ciclo onde não se verifica o serviço à fila da interface  $i$ .

Sejam  $R_{i0}(t)$  e  $R_{i1}(t)$  as Distribuições de Probabilidade de  $\tilde{R}_{i0}$  e  $\tilde{R}_{i1}$ , respectivamente. Logo, as Transformadas de Laplace das suas fdps, são:

$$\tilde{R}_{i0}(s) = \prod_{j=1}^N C_j(s) \cdot \prod_{j \neq i} [\alpha_{ij}^0 B_j(s) + (1 - \alpha_{ij}^0)] \quad (2.13)$$

$$R_{i1}(s) = \prod_{j=1}^N C_j(s) \cdot \prod_{j \neq i} [\alpha_{ij}^1 B_j(s) + (1 - \alpha_{ij}^1)] \cdot B_i(s) \quad (2.14)$$

onde  $B_j(s)$  e  $C_j(s)$  são as Transformadas de Laplace das fdps de  $B_j(t)$  e  $C_j(t)$ , respectivamente. As equações (2.13) e (2.14) são decorrentes da propriedade da transformada de Laplace de uma soma de variáveis aleatórias independentes. Os termos  $(1 - \alpha_{ij}^0)$  e  $(1 - \alpha_{ij}^1)$  nas equações (2.13) e (2.14), respectivamente, aparecem em decorrência da transformada de Laplace da fdp cuja função é um impulso na origem.

A Transformada de Laplace da fdp do Ciclo Incondicional da ficha livre é dado por:

$$R(s) = (1 - \alpha_i) R_{i0}(s) + \alpha_i R_{i1}(s) \quad (2.15)$$

Isto em decorrência da Lei de Probabilidade Total.  $\alpha_i$  é a probabilidade da interface  $i$  estar ativa quando da chegada da ficha livre.

Sejam  $\bar{R}$ ,  $\bar{R}_{i0}$  e  $\bar{R}_{i1}$  os valores médios de  $R(t)$ ,  $R_{i0}(t)$  e  $R_{i1}(t)$ , respectivamente. Portanto, das equações (2.13), (2.14) e (2.15) e das propriedades da Transformada de Laplace; tem-se:

$$\bar{R}_{i0} = - \left. \frac{dR_{i0}(s)}{ds} \right|_{s=0} = C_0 + \sum_{j \neq i} \alpha_{ij}^0 b_j \quad (2.16)$$

$$\bar{R}_{i1} = - \left. \frac{dR_{i1}(s)}{ds} \right|_{s=0} = C_0 + \sum_{j \neq i} \alpha_{ij}^1 b_j + b_i \quad (2.17)$$

$$\bar{R} = - \left. \frac{dR(s)}{ds} \right|_{s=0} = (1 - \alpha_i) \bar{R}_{i0} + \alpha_i \bar{R}_{i1} \quad (2.18)$$

onde  $C_0$  é o comprimento médio do ciclo da ficha livre, na condição de que nenhum pacote é servido neste ciclo. Adicionalmente, as probabilidades  $\alpha_{ij}^0$ ,  $\alpha_{ij}^1$  e  $\alpha_i$  são dadas por:

$$\alpha_{ij}^0 = \lambda_j \bar{R}_{i0} \quad (2.19)$$

$$\alpha_{ij}^1 = \lambda_j \bar{R}_{i1}, \quad j \neq i \quad (2.20)$$

$$\alpha_i = \lambda_i \bar{R} \quad (2.21)$$

As probabilidades acima são idênticas ao número médio de pacotes da fila  $i$ , servidos nos respectivos ciclos  $\bar{R}_{i0}$ ,  $\bar{R}_{i1}$  e  $\bar{R}$ . Substituindo (2.19) e (2.20) em (2.16) e (2.17), respectivamente, tem-se:

$$\bar{R}_{i0} = \frac{C_0}{1 - \rho_0 + \rho_i} \quad (2.22)$$

$$\bar{R}_{i1} = \frac{C_0 + b_i}{1 - \rho_0 + \rho_i} \quad (2.23)$$

onde  $\rho_0 = \rho_1 + \rho_2 + \dots + \rho_N$ , é a utilização total do servidor (Rede), e  $\rho_i = \lambda_i b_i$ , ( $i = 1, 2, \dots, N$ ). Vale salientar que as soluções em (2.22) e (2.23) são válidas apenas na condição de estabilidade, i.e.  $\lambda_j \bar{R}_{i1} < 1$ . Quando  $\lambda_j \bar{R}_{i1} > 1$ , a fila é instável. Neste caso, faz-se  $\alpha_{ij}^1 = 1$  (i.e. a interface  $j$  sempre contribue com o serviço de um pacote no ciclo  $\bar{R}_{i1}$ ). Um sistema de filas com serviço cíclico é dito estável se e somente se, as condições de estabilidade local para cada fila, são satisfeitas simultaneamente [Kueh79]. Para a estabilidade local da fila  $i$ , deve-se ter, a partir de (2.20), que:

$$\lambda_i < \lambda_{imax} = \frac{(1 - \rho_0 + \rho_i)}{C_0 + b_i} \quad (2.24)$$

Portanto, o sistema é estável se para todas as filas,

$$\lambda_i < \lambda_{imax} = \frac{(1 - \rho_0 + \rho_i)}{C_0 + b_i}, \quad i = 1, 2, 3, \dots, N \quad (2.24a)$$

Substituindo-se as equações (2.21), (2.22), e (2.23) em (2.18), tem-se a expressão para o ciclo médio incondicional da ficha livre,  $\bar{R}$ .

## 2.4 - Determinação do Conjunto de Probabilidade de Tolerância Crítica

Na secção 2.1 mostrou-se o procedimento para obtenção de fdp do tempo de atraso para uma fila GI/G/1, expressa pela equação (2.10). Mencionou-se na secção 2.1 que para o julgamento da criticidade de uma aplicação, necessita-se de uma caracterização das aplicações. Consideram-se as Aplicações com Medida de Limite Superior, mais especificamente Aplicações com medidas Críticas no Tempo. Portanto, para a interface  $i$ , a caracterização é dada por:

$$\{m_i\} = \{m_{i1} = t_i, (t_i = \text{tempo de atraso})\}$$

onde  $\{m_i\}$  é o conjunto das medidas relevantes à aplicação nesta interface. Neste caso, estamos considera-se apenas o tempo de atraso como medida relevante. O conjunto dos valores limites é:

$$\{M_i\} = \{[M_{i1}] = T_{1i}\}$$

Adicionalmente, o conjunto das Probabilidades de Tolerância é dado por:

$$\{f_i\} = \{t_{i1} = \text{Prob}[t_i > T_{1i}]\}$$



O conjunto das fdps relativas às medidas relevantes é:

$$\{f_i\} = \{p_{i1}(m_1) = D_i(t_i)\}$$

onde  $D_i(t_i)$  é a fdp do tempo de atraso para os pacotes na interface  $i$ .

Para o julgamento da criticidade da aplicação, necessita-se do conjunto das Probabilidades de Tolerância Crítica  $\{f^*\} = \{f_{i1}^*\}$ , definido na secção 2.1. A determinação deste conjunto, basicamente consiste na solução da equação (2.5a), ou seja:

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \int_{T_{li}}^t D_i(t_i) dt_i = f_{i1}^* \quad (2.25)$$

A solução da equação (2.25) implica na determinação da transformada inversa de  $D_i(s)$ , [Widd46]. Dependendo da complexidade de  $D_i(s)$ , métodos numéricos devem ser usados para o cálculo da transformada inversa de Laplace [Steh70, Jage78]. Uma outra forma de resolver (2.25) é calcular esta integral no domínio  $s$ .

A equação (2.25) pode ser reescrita da forma:

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \int_{T_{li}}^t g_i(t_i) dt_i = f_{i1}^* \quad (2.25a)$$

onde  $g_i(t_i) = u(t_i - T_{1i}) \cdot D_i(t_i)$  e  $u(t)$  é a função degrau.

Através de uma forma geral da identidade de Parseval, a equação (2.25a) pode ser reescrita como:

$$f_{i1}^* = \int_0^{\infty} u(t_i - T_{1i}) D_i(t_i) dt_i = \frac{1}{2\pi i} \int_{c-i\infty}^{c+i\infty} u(-s) D_i(s) ds \quad (2.25b)$$

para  $t_i > 0$  e  $\alpha < c < \beta$ .

O intervalo  $\alpha < c < \beta$ , é a faixa de convergência da integral de Laplace. A integral no domínio complexo é feita através do uso do Teorema dos Resíduos de Cauchy num contorno fechado. Em geral a determinação do resíduo não é direta, especialmente quando  $D_i(t)$  é uma fdp geral.

Observando a equação (2.25), vê-se que  $f_{i1}^*$  é exatamente a cauda da distribuição do tempo de atraso. Quando se tem o conhecimento do primeiro momento da distribuição pode-se usar a desigualdade de Markov [Papo65, Fell68], para uma estimativa da cauda da distribuição. Como apenas a média é usada, esta desigualdade é fraca. Outras desigualdades tais como Chebyshev e "One-Sided" [Cram46, Papo65, Fell68] são mais fortes que a de Markov, uma vez que estas fazem uso da média e variância da distribuição. Para as filas GI/G/1, a determinação de  $D_i(t)$  em (2.25) pode ser difícil. Existem na literatura métodos para estimar a integral em (2.25) [King70, Koba74, Ross74].

Também existem outros métodos para a estimativa da cauda

de uma distribuição de probabilidade. Alguns são baseados na forma principal de Krein na Teoria da Aproximação [Krei51]. Usando a forma principal de Krein, Yao e Biglieri [Yao80], estabeleceram estimativas para a cauda de uma distribuição através do conhecimento de um certo número de momentos desta distribuição. A estimativa obtida por este método é melhor que a obtida pelos métodos acima [Yao80]. No entanto, a complexidade é maior. Um outro método, baseado na teoria do valor extremo (EVT), em que a área sob a cauda da distribuição converge para uma forma comum, foi desenvolvido por Weinstein [Wein73]. A dificuldade deste método é verificar a condição necessária e suficiente para a sua aplicação.

Determinado o conjunto  $\{f_i^*\}$  pode-se julgar a criticidade da aplicação como sugerido na secção 2.1. A curva  $f_{i1} = f_{i1}^*$  é denominada de curva de criticidade. A região de operação da rede em que  $f_{i1} > f_{i1}^*$  é denominada de região não crítica. Quando  $f_{i1} < f_{i1}^*$ , tem-se a região imprópria para operação da rede, i.e. a rede não satisfaz os requisitos na aplicação.

Para exemplificar os procedimentos aqui desenvolvidos, apresenta-se no capítulo 3 um estudo de caso de uma RLC com Passagem de Ficha com tráfego de dados com medida tendo requisito crítico no tempo. No capítulo 5, a Modelagem de Aplicações Críticas será usada no estudo da integração voz e dados em RLCs com Passagem de Ficha.

## 2.5 - Comentários

Apresentou-se neste capítulo a caracterização das aplicações críticas em sistemas de comunicação. Identificou-se três possíveis tipos de medidas relevantes a uma aplicação: Medida de Limite Superior, Medida de Limite Inferior e Medida de Limite em Intervalo. Para cada uma destas medidas estabeleceu-se critérios para o julgamento da criticidade da aplicação em relação ao desempenho do sistema de comunicação. Devido à importância das aplicações críticas no tempo com Medida de Limite Superior, apresentou-se todos os procedimentos para a modelagem destas aplicações em Redes Locais com Passagem de Ficha. O modelo desenvolvido para estas redes, capta o fenômeno da integração de aplicações.

Para cada aplicação, pode-se determinar a curva de criticidade de operação da rede. O conhecimento desta curva é essencial para a análise dos efeitos de variações dos parâmetros da rede e de outras aplicações com relação às exigências de desempenho de uma aplicação específica.

Os procedimentos de solução da modelagem analítica de aplicações críticas supre as deficiências dos modelos analíticos convencionais, cujo objetivo básico é a obtenção de médias, e.g. tempo atraso e vazão médios.

## CAPITULO III

### ILUSTRAÇÃO DA MODELAGEM DE APLICAÇÕES CRÍTICAS: DESEMPENHO DE RLCs COM PASSAGEM DE FICHA SOB TRÁFEGO DE DADOS

A caracterização de aplicações críticas em sistemas de comunicação foi apresentada no capítulo 2. Para se exemplificar os procedimentos da modelagem de aplicações críticas, apresenta-se neste capítulo, o estudo de caso de uma Rede Local com Passagem de Ficha, com uma população homogênea de usuários gerando um tráfego de dados oriundo de uma aplicação crítica no tempo. Para se julgar a criticidade desta aplicação com relação ao desempenho da rede, procede-se com as etapas de modelagem abordadas no capítulo 2.

#### 3.1 - Caracterização da Aplicação

Considere-se uma aplicação com tráfego de dados e.g. processamento de transação numa RLC com Passagem de Ficha. Esta aplicação se caracteriza por pacotes curtos com uma imposição de um pequeno atraso (espera em fila + transmissão). Portanto, esta é uma aplicação crítica no tempo. Seja o tempo de atraso, a medida relevante para esta aplicação. Logo, o conjunto que caracteriza as medidas relevantes para a aplicação na interface  $i$  ( $i = 1, 2, 3, \dots, N$ ) é:

$\{m_i\} = \{m_{i1} = \text{tempo de atraso } "t_i"\}$

Considere-se uma população homogênea de usuários. Logo, o índice "i" será suprimido na representação deste conjunto.

Seja  $[m_1]$  a variável relativa à medida  $m_1$ . Portanto, para a medida  $m_1 \in \{m\}$  existe um valor limite  $[M_1]$  associado, que corresponde ao tempo de atraso máximo permitido por pacote. O conjunto dos valores limite é denotado por  $\{M\}$ . Relativo ao valor limite  $[M_1] = T_1$ , existe uma probabilidade de tolerância definida por:

$$f = \text{Prob}([m_1] > [M_1])$$

$$= \text{Prob}(t > T_1)$$

uma vez que se está considerando uma aplicação crítica no tempo, i.e. uma aplicação com **Medida de Limite Superior**. A probabilidade  $f_1$  representa o requisito da aplicação com relação ao desempenho da rede. Denota-se por  $\{f\}$  o conjunto das probabilidades da tolerância, i.e.,  $\{f\} = \{f_1\}$ .

Para cada conjunto de parâmetros (número de interfaces, velocidade de transmissão, comprimento da ficha, utilização, etc.) de uma RLC com Passagem de Ficha, existe uma fdp,  $p_1(m_1)$  relativa à medida de interesse  $m_1 \in \{m\}$ . Seja  $\{p\}$  o conjunto das respectivas fdps. Neste caso em particular,

$$\{p\} = \{p_1(m_1) = D(t)\}$$

A aplicação em consideração, que é uma aplicação com Medida de Limite Superior, formalmente especificada pelos conjuntos:  $\{m\}$ ,  $\{M\}$  e  $\{f\}$ , é dita ser crítica com relação ao desempenho da RLC, caracterizada pelo conjunto  $\{p\}$ , se para a medida  $m_1 \in \{m\}$  a expressão em (2.5a) se verifica, ou seja:

$$\lim_{x \rightarrow \infty} \int_{T_1}^x p_1(m_1) d[m_1] = f_1^* = f_1 - \varepsilon \quad (3.1)$$

uma vez que  $p_1(m_1)$  é contínua.  $\varepsilon$  é um real positivo tal que  $\varepsilon \rightarrow 0$ .

O conjunto  $\{f^*\} = \{f_1^*\}$ , cujo único elemento satisfaz a equação (3.1) é o Conjunto de probabilidade de Tolerância Crítica, definido no capítulo 2.

Diz-se que a RLC é adequada como meio de transporte para os pacotes da aplicação se  $f_1 > f_1^*$ . Uma alternativa para a determinação do conjunto  $\{f^*\}$  é o conhecimento do conjunto  $\{p\}$ , ou seja, o conhecimento da fdp  $D(t)$ , do tempo de atraso dos pacotes na rede. Também, métodos de estimativa poderiam ser usados para avaliar  $f_1^*$ , como reportados no capítulo 2. A determinação de  $D(t)$  implica na solução do modelo da interface com tráfego de dados.

### 3.2 - Modelo da Interface de Dados

Considere-se uma RLC com Passagem de Ficha com N interfaces idênticas gerando tráfego de dados. Os pacotes de dados chegam a cada interface de acordo com um processo de Poisson com parâmetro  $\lambda$  pacotes/s, isto é:

$$A_i(t) = A(t) = \lambda e^{-\lambda t}, \quad t \geq 0, \quad i = 1, 2, 3, \dots, N \quad (3.2)$$

O tempo de transmissão dos pacotes na rede, tem a fdp dada por:

$$B_i(t) = B(t) = \left(\frac{1}{b}\right) e^{-\frac{t}{b}}, \quad t \geq 0 \quad i = 1, 2, 3, \dots, N \quad (3.3)$$

onde b é o tempo médio da transmissão por pacote.

Supõe-se que as interfaces têm capacidade ilimitada de armazenamento com disciplina de serviço "FCFS". Também, os processos de chegada e de serviço são independentes e estacionários.

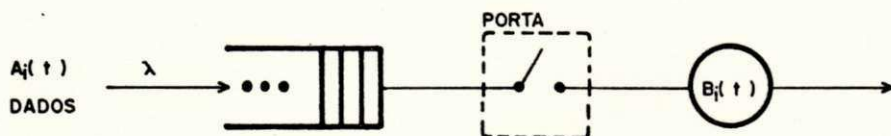


Figura 3.1 - Modelo da Interface de Dados

A descrição do modelo de uma interface em uma RLC com Passagem de Ficha, foi apresentada no capítulo 2, secção 2.2.



O tempo de abertura da porta na figura 3.1 é uma soma de variáveis aleatórias independentes, definida no capítulo 2 pela equação (2.12), ou seja:

$$\tilde{R}_{i0} = \sum_{j=1}^N \tilde{C}_j + \sum_{j \neq i} [\alpha_{ij}^0 \tilde{B}_j + (1-\alpha_{ij}^0)0] \quad (3.4)$$

onde  $\tilde{C}_j$  e  $\tilde{B}_j$  são as variáveis aleatórias associadas ao tempo de transmissão da ficha e tempo de serviço de um pacote na interface "j", e  $\alpha_{ij}^0$  é a probabilidade de serviço a um pacote de uma interface  $j \neq i$  ( $i, j = 1, 2, \dots, N$ ) durante o ciclo onde não se verifica o serviço à fila da interface  $i$ .

O tempo "efetivo de serviço" por pacote na interface "i" é dado pela equação (2.11) no capítulo 2:

$$\tilde{R}_{i1} = \sum_{j=1}^N \tilde{C}_j + \sum_{j \neq i} [\alpha_{ij}^1 \tilde{B}_j + (1-\alpha_{ij}^1)0] + \tilde{B}_i \quad (3.5)$$

onde  $\alpha_{ij}^1$  é a probabilidade de serviço de um pacote da interface  $j \neq i$ , durante um ciclo onde se dá o serviço de um pacote da interface  $i$ . Nas RLCs com Passagem de Ficha,  $\tilde{C} = c$  (constante), para  $j = 1, 2, \dots, N$ .

As transformadas de Laplace das fdps relativas às variáveis aleatórias em (3.4) e (3.5) são:

$$R_{i0}(s) = e^{-Ncs} \prod_{j \neq i} [ \alpha_{ij}^0 B_j(s) + (1-\alpha_{ij}^0) ] \quad (3.6)$$

$$R_{i1}(s) = e^{-Ncs} \prod_{j \neq i} [\alpha_{ij}^1 B_j(s) + (1 - \alpha_{ij}^1)] B_i(s) \quad (3.7)$$

onde  $B_j(s)$  é a Transformada de Laplace da fdp do tempo de transmissão do pacote para a interface  $j$ . As respectivas médias destas fdps são:

$$\bar{R}_{i0} = - \left. \frac{dR_{i0}(s)}{ds} \right|_{s=0} = \frac{C_0}{1 - \rho_0 + \rho_i} \quad (3.8)$$

$$\bar{R}_{i1} = - \left. \frac{dR_{i1}(s)}{ds} \right|_{s=0} = \frac{C_0 + b}{1 - \rho_0 + \rho_i} \quad (3.9)$$

onde  $C_0 = Nc$  é o comprimento médio do ciclo da ficha livre, na condição de que nenhum pacote é servido neste ciclo. Como dito, para as RLCs com Passagem de Ficha  $C_0$ , é em geral, uma constante.

$\rho_0 = \rho_1 + \rho_2 + \rho_3 + \dots + \rho_N$ , é a utilização total da rede e  $\rho_i = \lambda_i b = \rho$ ,  $i=1, 2, \dots, N$ . Adicionalmente, as probabilidades  $\alpha_{ij}^0$  e  $\alpha_{ij}^1$  são dadas pelas equações (2.19) e (2.20),

$$\alpha_{ij}^0 = \lambda_j \bar{R}_{i0} \quad (3.10)$$

$$\alpha_{ij}^1 = \lambda_j \bar{R}_{i1}, \quad j \neq i \quad (3.11)$$

É importante mencionar que as soluções em (3.8) e (3.9) são válidas apenas na condição de estabilidade, i.e.  $\lambda_j \bar{R}_{i1} < 1$ . Quando  $\lambda_j \bar{R}_{i1} > 0$  a fila é instável e neste caso faz-se  $\alpha_{i1}^1 = 1$ .

### 3.3 - Solução do Modelo

Para a determinação exata dos conjuntos  $\{p\} = \{D(t)\}$  e  $\{f^*\} = \{f_1^*\}$  a partir de (3.1), necessita-se conhecer a fdp do tempo de atraso na rede para cada interface. Supõe-se que o tempo de transmissão de um pacote independe do tempo em fila. Sendo assim, a transformada de Laplace desta fdp que é idêntica para todas as interfaces ( $i = 1, 2, \dots, N$ ) é dada por:

$$D(s) = W(s)B(s) \quad (3.12)$$

onde  $B(s)$  é a transformada de Laplace da fdp do tempo de transmissão de um pacote, na equação (3.3),  $B(s) = b^{-1}(s+b^{-1})$ , e  $W(s)$  é a transformada de Laplace de fdp do tempo de espera em fila.

O tempo de serviço efetivo por pacote de uma interface é dado por  $\tilde{R}_{i1}$ , na equação (3.5), que tem uma distribuição geral. Portanto, cada interface na figura 3.1 pode ser modelada por uma fila M/G/1 com porta de controle. Vale salientar que esta fila só tem solução analítica supondo-se a independência dos processos de chegada e serviço e dos ciclos  $\tilde{R}_{i0}$  e  $\tilde{R}_{i1}$ .

Faz-se a suposição de independência neste capítulo.

Poder-se-ia usar os métodos de solução para a fila GI/G/1 (e.g. Solução Espectral, Algebra de Filas e determinação da distribuição dos períodos de ociosidade do servidor) para o

estudo desta fila M/G/1 com porta de controle. No entanto, devido às características do processo de chegada, usa-se os conceitos de Cadeia de Markov para sua solução.

Seja  $k$  o número de pacotes na fila de uma determinada interface, no instante da visita da ficha livre. Como o processo de chegada de pacotes em cada interface é sem memória, pode-se definir uma Cadeia de Markov Embutida [Klei75], nos instantes da visita da ficha livre, cuja Distribuição de Probabilidade, em regime estacionário, do número de pacotes, numa determinada fila, nestes instantes é:

$$p_k = P\{K=k\} \quad k = 0, 1, 2, 3, \dots \quad (3.13)$$

Esta Distribuição de Probabilidades satisfaz a seguinte equação [Klei75]:

$$p_k = p_0 p_{0k} + \sum_{m=1}^{k+1} p_m p_{mk}, \quad k = 1, 2, 3, \dots \quad (3.14)$$

onde as probabilidades de transição, na Cadeia de Markov definida acima, são dadas por:

$$p_{mk} = \begin{cases} \int_0^{\infty} e^{-\lambda t} \frac{(\lambda t)^{k-m+1}}{(k-m+1)!} dR_1'(t), & m > 0 \\ \int_0^{\infty} e^{-\lambda t} \frac{(\lambda t)^k}{k!} dR_0'(t), & m = 0 \end{cases} \quad (3.15)$$

As distribuições,  $R_0'(t)$  e  $R_1'(t)$  correspondem a uma convolução no tempo das variáveis aleatórias presentes nas equações (3.6) e (3.7), respectivamente. A condição de normalização é:

$$\sum_{k=0}^{\infty} p_k = 1 \quad (3.16)$$

Portanto, a Distribuição de Probabilidade em (3.13) é completamente determinada pelas equações (3.14), (3.15) e (3.16).

Através da solução da Cadeia de Markov Embutida, derivada no Apêndice A, determina-se a transformada de Laplace do tempo de espera em fila:

$$W(s) = \frac{1-R_0(s)}{\bar{R}_0} \frac{1-\lambda\bar{R}_1}{s-\lambda[1-R_1(s)]} \quad (3.17)$$

onde  $\bar{R}_0$  e  $\bar{R}_1$  são expressos por (3.8) e (3.9), respectivamente, suprimindo-se o índice  $i$ , uma vez que as interfaces são idênticas.

Da equação (3.17), encontra-se o valor médio do tempo de espera em fila:

$$\bar{W} = - \left. \frac{dW(s)}{ds} \right|_{s=0} = \frac{\overline{R_0^2}}{2\bar{R}_0} + \frac{\lambda\overline{R_1^2}}{2(1-\lambda\bar{R}_1)} \quad (3.18)$$

em que  $\overline{R_0^2}$  e  $\overline{R_1^2}$  são o segundo momento das fdps  $R_0(t)$  e  $R_1(t)$ , derivados nas equações (3.6) e (3.7), respectivamente. Os momentos de ordem superior de  $W(s)$  podem ser obtidos pela fórmula de recorrência de Takács para a fila M/G/1 [Takács62].

Uma outra alternativa, mais simples, para a obtenção de  $W(s)$  na equação (3.17) acima, é possível. Observando a figura 3.1, vê-se que cada pacote que chega a uma interface irá encontrar a ficha em um dos dois ciclos  $\tilde{R}_0$  ou  $\tilde{R}_1$ . Portanto, como os pacotes chegam a uma interface em um instante aleatório, o tempo de espera de um pacote qualquer será dado por:

$$\tilde{w} = r_0 + \tilde{w}_{M/G/1} \quad (3.19)$$

onde  $r_0$  é o tempo residual da variável aleatória  $\tilde{R}_0$ , e  $\tilde{w}_{M/G/1}$  ( $\tilde{w}_F$ ) é o tempo de espera em uma fila M/G/1 convencional, cuja fdp do tempo de serviço é  $R_1(t)$ . Como os ciclos  $\tilde{R}_0$  e  $\tilde{R}_1$  são supostamente independentes, tem-se a partir de (3.19), que

$$W(s) = \frac{1-R_0(s)}{s\bar{R}_0} W_F(s) \quad (3.20)$$

A transformada de Laplace da fdp do tempo de espera em fila é dada por [Klei75]:

$$W_F(s) = \frac{s(1-\lambda\bar{R}_1)}{s-\lambda[1-R_1(s)]} \quad (3.21)$$

Substituindo (3.21) em (3.20), tem-se exatamente a transformada de Laplace do tempo de espera em fila, dada por (3.17).

### 3.4 - Julgamento da Criticidade

O propósito é a determinação do conjunto  $\{p\} = \{p_1(m_1) = D(t)\}$ , onde  $D(t)$  é a fdp do tempo de atraso cuja transformada

de Laplace é expressa em (3.12). Portanto,

$$D(t) = L^{-1}[D(s)] \quad (3.22)$$

onde  $L^{-1}$  é o operador transformada inversa de Laplace.

Para se julgar a criticidade da aplicação, deve-se determinar o conjunto de probabilidades de tolerância crítica  $\{f\}$ , que neste caso tem apenas um elemento  $f_1^*$ , determinado por (3.1), ou seja

$$f_1^* = \int_{T_1}^{\infty} D(t) dt \quad (3.23)$$

A solução de (3.23) implica no cálculo da transformada inversa de Laplace em (3.22). Devido à complexidade de  $D(s)$  em (3.17), métodos numéricos devem ser usados para o cálculo de  $D(t)$  em (3.23). Usa-se o algoritmo desenvolvido por Stehfest para esta inversão [Steh70]. Após a obtenção de  $D(t)$ , deve-se integrar numericamente  $D(t)$  no intervalo especificado em (3.23). Para se evitar esta integração numérica, observe-se que

$$f_1^* = 1 - P[\tilde{D} \leq T_1] \quad (3.24a)$$

onde  $P[\tilde{D} \leq T_1]$  é a FDP do tempo de atraso. Portanto,

$$f_1^* = 1 - L^{-1}\left[\frac{D(s)}{s}\right](T_1) \quad (3.24b)$$

Uma outra alternativa para o cálculo de  $f_1^*$  em (3.23) seria o uso do Teorema dos Resíduos de Cauchy em um contorno fechado, através da equação (2.24b). Também, poder-se-ia estimar  $f_1^*$  através de desigualdades estatísticas (e.g. Markov, Chebyshev, One-Sided, etc), ou da Teoria da Aproximação [Krei51]. Uma estimativa para  $f_1^*$  será apresentada na próxima seção.

Determinado o conjunto  $\{f^*\}$  pode-se julgar a **Criticidade da Aplicação** como especificado no capítulo 2, e na equação (3.1).

Para ilustrar o julgamento da criticidade da aplicação considera-se o exemplo numérico a seguir.

### 3.5 - Resultados Numéricos

Seja uma RLC com Passagem de Ficha com dez interfaces ( $N = 10$ ) idênticas com as seguintes características: velocidade do canal 1Mb/s; comprimento da ficha,  $L_f = 100$  bits o que resulta em ( $c = 0,1\text{ms}$ ). A geração dos pacotes em cada interface é um processo de Poisson. O tempo de transmissão de pacotes é exponencialmente distribuído com média  $b = 1,0\text{ms}$ .

Substituindo os valores dos parâmetros da rede em estudo, nas equações (3.8) e (3.9), encontra-se:

$$\bar{R}_0 = \frac{1}{1-9\lambda}$$

$$\bar{R}_1 = \frac{2}{1-9\lambda}$$



Da equação (3.11) e da condição  $\lambda_j \bar{R}_{11} < 1$ , pode-se determinar a condição de estabilidade para este sistema de filas, que se verifica para:

$$\lambda \leq \frac{1}{11} \text{ pacotes/ms}$$

Referindo-se às equações (3.6), (3.7), (3.10) e (3.11), tem-se que:

$$R_0(s) = e^{-s} \left[ \frac{\lambda}{1-9\lambda} \frac{1}{(s+1)} + \frac{1-10\lambda}{1-9\lambda} \right]^9 \quad (3.25)$$

$$R_1(s) = e^{-s} \left[ \frac{2\lambda}{1-9\lambda} \frac{1}{(s+1)} + \frac{1-11\lambda}{1-9\lambda} \right]^9 \frac{1}{(s+1)} \quad (3.26)$$

A Transformada de Laplace do tempo de espera em fila, definida pela equação (3.17), é:

$$W(s) = (1-11\lambda) \frac{[1-R_0(s)]}{s-\lambda[1-R_1(s)]} \quad (3.27)$$

onde  $R_0(s)$  e  $R_1(s)$  são dadas pelas equações (3.25) e (3.26), respectivamente.

Portanto, através da equação (3.12), encontra-se a Transformada de Laplace do tempo de atraso:

$$D(s) = \frac{1-11}{(s+1)} \frac{[1-R_0(s)]}{s-\lambda[1-R_1(s)]} \quad (3.28)$$

Substituindo (3.28) em (3.24b), tem-se a determinação da probabilidade de tolerância crítica  $f_1^*$ . A solução em (3.24b) implica no cálculo numérico da transformada inversa de Laplace. Nessa inversão, usa-se o algoritmo de Stehfest [Steh70]. Na figura 3.2, apresenta-se a curva para  $f_1^*$  em função da utilização total da rede, para  $T_1 = 10\text{ms}$  e  $T_1 = 15\text{ms}$  [Bras87a].

A equação (3.23) é exatamente a cauda da fdp do tempo de resposta. Poder-se-ia usar qualquer das desigualdades estatísticas (e.g. Markov, Chebyshev, One-Sided, etc.) para estimar a cauda da distribuição. Entretanto, neste caso específico conhece-se a fdp do tempo de atraso  $D(t)$ . Logo uma estimativa mais forte para esta cauda é conseguida usando-se as desigualdades de Chebyshev [Papo65] ou One-Sided [Cram46, Alle78], que se baseiam no conhecimento dos dois primeiros momentos de  $D(t)$ . Poder-se-ia usar a desigualdade de Chebyshev para estimar a cauda desta distribuição. Entretanto, é de interesse a determinação apenas da cauda da distribuição. Portanto, opta-se pelo limite superior fornecido pela desigualdade One-Sided:

$$P[t > T_1] \leq \frac{\sigma_D^2}{\sigma_D^2 + (T_1 - \bar{D})^2}, \quad T_1 > \bar{D} \quad (3.29)$$

$$P[t \leq T_1] \leq \frac{\sigma_D^2}{\sigma_D^2 + (T_1 - \bar{D})^2}, \quad T_1 < \bar{D} \quad (3.30)$$

onde  $\bar{D}$  e  $\sigma_D^2$  são o valor médio e a variância da fdp do tempo de atraso, respectivamente.

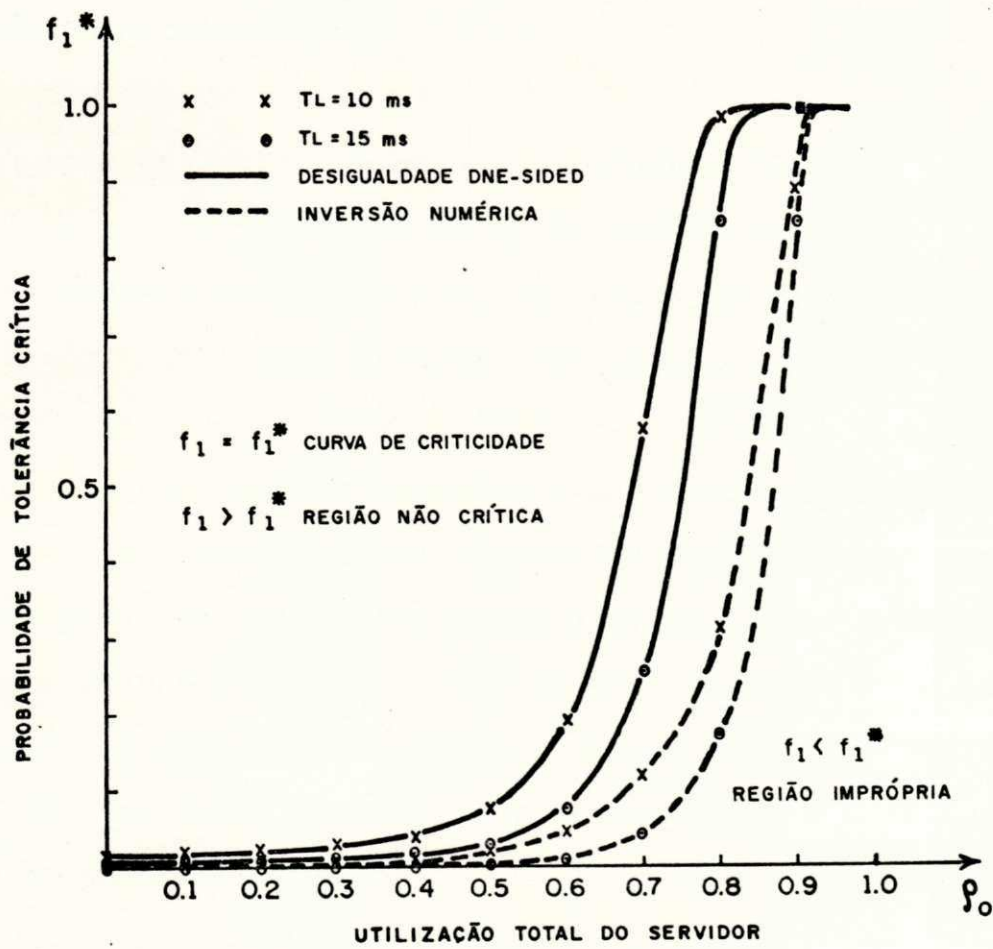


Figura 3.2 - Probabilidade de Tolerância Crítica

Observou-se que a diferença das curvas de criticidade entre esta estimativa e aquela obtida através da inversão numérica da fdp, acentua-se apenas para uma utilização total da rede, de moderada a alta.

É importante mencionar que os valores para  $f_1^*$  determinados a partir da estimativa da One-Sided foram obtidos pelo limite superior desta desigualdade, em (3.29). Portanto, a afirmação de que para qualquer  $\lambda > \lambda_E^*$  implica que a rede é imprópria para a aplicação, deve ser vista com cautela, pois mesmo para  $\lambda = \lambda_E^* + \epsilon$  a aplicação poderia ser "Não Crítica". Entretanto, com certeza, pode-se afirmar que se  $\lambda < \lambda_E^*$  a rede se presta para o Transporte dos pacotes da aplicação. Considerando a curva de criticidade da inversão numérica, deve-se mencionar que se  $f_1 < f_1^*$  a rede se encontra na região imprópria de operação. Neste caso, a rede não satisfaz os requisitos a aplicação e deve portanto ser rejeitada.

Deve-se salientar que o julgamento da criticidade de uma aplicação depende do modelo para a subrede. Para validar este modelo, apresenta-se a seguir, a figura 3.3, com os resultados para o tempo médio em fila, obtidos através de uma simulação feita por Kuehn [Kueh79], confrontados com os resultados do modelo, fornecidos pela Equação (3.17).

A simulação apresentada tem níveis de confiança de 95%. Como se pode observar, os valores fornecidos pela teoria e simulação são próximos. Para uma validação mais completa, os demais

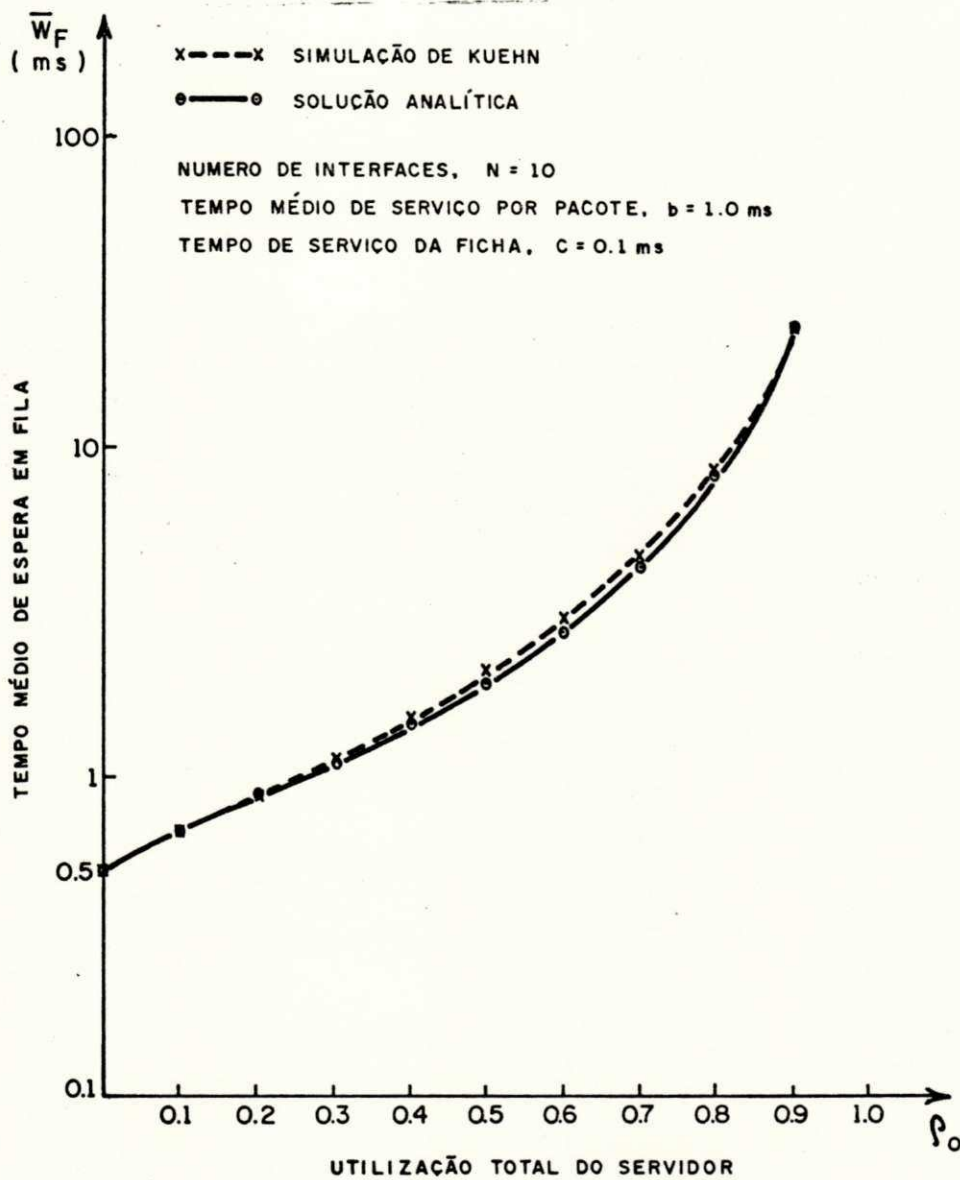


Figura 3.3 Tempo Médio em Fila

momentos da Distribuição de Probabilidade do tempo de espera em fila, deverão ser comparados. Por outro lado, uma validação a este nível é dispendiosa e não existe na literatura. Portanto, apesar da comparação dos resultados da simulação e modelo analítico não validar totalmente o modelo, esta aumenta sua credibilidade.

A divergência nos valores fornecidos acima, é causado pela suposta independência dos ciclos da ficha no modelo. Na realidade estes ciclos são estatisticamente correlacionados. Por exemplo, após um ciclo longo, a chance de ocorrência de um novo ciclo longo, é grande.

### 3.6 - Comentários

Usando os procedimentos da modelagem de aplicações críticas abordados no capítulo 2, apresentou-se aqui um estudo de caso de uma RLC com Passagem de Ficha com interfaces idênticas, gerando tráfego de dados com medida de interesse crítica no tempo. O julgamento da criticidade de uma aplicação crítica no tempo, com relação ao desempenho da rede depende basicamente do conhecimento da cauda da distribuição do tempo de atraso. Em se tratando do tráfego de dados, é possível a determinação da fdp do tempo de atraso. Conseqüentemente, baseando-se na especificação da aplicação e no modelo para a rede, pode-se determinar analiticamente a curva de criticidade para esta aplicação. A partir desta curva identifica-se as regiões, não crítica e imprópria, de operação da rede.

Uma estimativa para a cauda da distribuição do tempo de atraso, é possível. A estimativa considerada foi obtida a partir da desigualdade One-Sided que especifica um limite superior para a cauda da distribuição. Esta estimativa é de fácil obtenção, pois depende apenas dos dois primeiros momentos da distribuição, resultando assim num pequeno volume de cálculos. Observou-se a diferença das curvas de criticidade entre esta estimativa e aquela obtida através da inversão numérica da fdp, acentua-se apenas para uma utilização total da rede, de moderada a alta. Como a desigualdade One-Sided proporciona um limite superior para a cauda da distribuição, a curva de criticidade obtida a partir desta estimativa não pode ser usada para a determinação da região imprópria de operação da rede. Entretanto, se uma aplicação é julgada não-crítica através da curva de criticidade obtida por esta desigualdade, com certeza a rede é adequada à aplicação, pois através desta estimativa sobreestimamos a criticidade da aplicação.

### PARTE III

A modelagem de aplicações críticas pode ser usada para o estudo do fenômeno da integração de aplicações. Esta parte considera a integração de voz e dados em RLCs com Passagem de Ficha.

A parte III é composta de dois capítulos. O capítulo 4 apresenta as características dos tráfegos de voz e dados e discute sua integração em RLCs. No capítulo 5, modela-se a integração das aplicações voz e dados em RLCs com Passagem de Ficha, através dos conceitos da modelagem de aplicações críticas.



## CAPITULO IV

### CARACTERISTICAS DOS TRAFEGOS DE VOZ E DADOS

#### E A INTEGRAÇÃO EM RLCs

Este capítulo destina-se ao embasamento para o capítulo 5 que trata da modelagem da integração de voz e dados em RLCs com Passagem de Ficha, usando os métodos de modelagem de aplicações críticas apresentados no capítulo 2.

Inicialmente apresenta-se as características dos tráfegos de voz e dados e em seguida, comenta-se da integração destes tráfegos nas RLCs sugeridas pelo padrão IEEE 802 [IEEE82], evidenciando a contribuição desta tese no sentido da modelagem analítica da integração voz e dados em RLCs com Passagem de Ficha.

#### 4.1 - Tráfego de Dados

O tráfego de dados convencional pode ser caracterizado como sendo do tipo interativo ou do tipo com chegada em lotes. O tráfego interativo se refere à comunicação entre um terminal e um computador hospedeiro remoto. Esta comunicação poderá ser em forma de sessão ou pergunta/resposta (query/response). Este tipo de tráfego é de natureza intermitente com baixa utilização (usualmente menor que 5%). As mensagens são pequenas com a

imposição de pequeno atraso. Essas chamadas em geral têm curta duração, na ordem de milissegundos.

O tráfego com chegada em lotes, notadamente a transferência de arquivos, consiste de longas mensagens requisitando em geral uma grande capacidade de canal. O fator de utilização pode ser tão alto quanto 50% em cada direção. A duração de uma chamada varia de minutos à horas. O atraso imposto pela rede neste tipo de tráfego, não é um requisito crítico (segundos a minutos).

O tráfego de dados, em geral, não tem requisitos de sincronização, e pode tolerar variabilidade no atraso. Quanto à integridade da informação, este é bastante exigente e a taxa de erro deve ser mantida muito baixa ( $< 10^{-6}$ ).

Para propósitos de modelagem analítica da subrede de comunicação, o tráfego de dados é geralmente considerado um processo de Poisson.

#### 4.2 - Tráfego de Voz

O tráfego de voz tem sido tradicionalmente tratado como uma fonte contínua de informação. No entanto, Brady [Brad68] mostrou que em uma conversação típica, o tráfego de voz exibe uma característica de descontinuidade (On-Off). A capacidade do meio de transmissão é ociosa em 60 a 65% do tempo em cada direção, pela razão de que apenas um interlocutor é ativo em cada momento;

além do mais, existem pausas entre sentenças, frases e sílabas. O tráfego de voz pode ser visto como tendo jatos de conversação (talkspurt) alternando com intervalos de silêncio [Brad68]. A duração de uma chamada para o tráfego de voz varia de segundos a minutos.

Os requisitos de capacidade de canal para o tráfego de voz depende da qualidade que se pretende para a voz. Para uma boa qualidade, necessita-se de uma taxa de codificação variando de 100 a 200 Kb/s. Numa conversação telefônica de boa qualidade, a taxa de codificação está entre 56 a 64 Kb/s. Recentemente foi possível reduzir ainda mais estes níveis de taxa de codificação, chegando-se à taxas da ordem de 0,6 Kb/s [Hegg82].

O tráfego de voz em tempo real tem como requisito relevante um pequeno atraso de transmissão com baixa variabilidade. Medidas subjetivas [Klem67, Forg75] têm mostrado que atrasos fim-a-fim de até 300 ms, são toleráveis. Os requisitos de controle de erro são menos exigentes que para o tráfego de dados, embora a taxa de erro aceitável dependa da taxa de codificação utilizada. Por exemplo, códigos como o "Pulse Code Modulation (PCM), Differential Pulse Code Modulation (DCPM), Continuous Variable Slope Delta Modulation (CVSD)", etc., são relativamente robustos com relação a erros (até 1% de erros é tolerável), uma vez que existe muita redundância na informação codificada. Códigos com baixa taxa de codificação (e.g. Linear Predictive Coding (LPC)) não são tão robustos com relação a erros e necessitam de algum controle de erro [Flan79].

Dentre as diversas técnicas usadas para a transmissão de voz, i.e., comutação de circuitos, comutação de pacotes, Time Assignment Speech Interpolation (TASI) [Bull59], Speech Preedictive Encoding (SPEC) [Camp76], e chaveamento híbrido [Covi76, Hsei78], considera-se nesta tese a técnica de comutação de pacotes.

Na transmissão de voz digitalizada numa RLC ocorrem etapas na seguinte ordem: amostragem do sinal de voz, codificação das amostras, formação de pacotes, armazenamento e transmissão destes pacotes através da rede e eventualmente a reconstituição do tráfego no destino. Tipicamente o comprimento dos pacotes é fixo, de forma que durante um jato de conversação, o tempo de interchegada dos pacotes na interface, é constante. Usando detecção de atividade de voz (Speech Activity Detection - SAD), nenhum pacote é gerado durante o intervalo de silêncio. Portanto, o uso de SAD resulta numa maior utilização do meio de transmissão. Nesta tese considera-se o uso de SAD, quando da geração dos pacotes de voz.

Nas RLCs, os fatores que mais contribuem para o tempo de atraso (espera em fila + transmissão) são: o tempo de empacotamento e o tempo de espera para o acesso ao meio de transmissão. O tempo de transmissão na rede é pequeno. O requisito de pequeno tempo de atraso (< 300 ms) é facilmente alcançado nas RLCs, a menos que esta tenha uma utilização alta. Este requisito de pequeno tempo de atraso é mais crítico na interconexão de RLCs.

Apesar de um pequeno tempo de atraso uma sequência de pacotes de voz com tempo de interchegada determinístico na interface de origem, poderá não ter um tempo de interpartida determinístico na interface de destino. Isto é devido às variações do tempo de acesso à rede para diferentes pacotes, como resultado da natureza assíncrona da rede. A interface de destino deve ser capaz de recompor os pacotes recebidos, de uma forma contínua, fazendo com que a reconstituição da voz no destino seja subjetivamente aceitável. Caso a reconstituição da voz no destino fosse feita nos pacotes antes da recomposição contínua, a distorção na escala do tempo poderia introduzir anomalias que comprometeriam a qualidade e a intelegibilidade [Gopa85].

Existem alguns métodos denominados de esquemas de recomposição (payout), usados para conseguir continuidade do fluxo de pacotes no destino [Barb80, Forg75, Cohe77, Gopa85]. Em geral, estes métodos consistem na introdução de um atraso inicial antes do início da recomposição. Este atraso inicial é uma medida importante para estes esquemas de recomposição. O número de pacotes, cujo tempo de atraso excede este tempo inicial especificado, deve ser mantido baixo quando se pretende uma boa intelegibilidade do sinal reconstituído. Referente aos pacotes que chegam atrasados, há duas alternativas que podem ser consideradas [Forg75]. Estes pacotes são simplesmente descartados, preservando assim a temporização relativa entre os pacotes. Alternativamente, a recomposição é suspensa até que o pacote atrasado chegue, aumentando desta forma o tempo de atraso para os pacotes seguintes. Esta última alternativa preserva toda

a informação em detrimento de um maior defasamento entre o tráfego na origem e no destino, com a possível introdução de anomalias no tráfego reconstituído.

O desempenho desses esquemas de recomposição é medido pelo número e duração dos gaps no tráfego de voz no destino. Medições subjetivas têm mostrado que gaps com duração superior a 50 ms devem ocorrer no máximo em 1% do tempo [Forg76]. Há também a possibilidade de perda de pacotes devido à falta de espaço no buffer de destino. No entanto, esta degradação pode ser corrigida através de um dimensionamento adequado do buffer na estação de destino [Barb81]. Os fatores que afetam o desempenho dos esquemas de recomposição incluem a variabilidade do atraso na rede, o atraso inicial antes do início da recomposição, e o comprimento do jato de conversação. Referente ao atraso inicial, algumas sugestões para este atraso são abordadas na literatura [Forg76, Nay177, Nay182, Barb80, Gopa85]. Um estudo analítico adequado para a determinação dos gaps (pacotes perdidos) não consta na literatura. Os trabalhos relacionados incluem suposições de independência estatística dos atrasos dos pacotes [Nay177, Nay182, Barb80]. Gopal [Gopa85] supõe uma distribuição Erlang-k. Estas suposições divergem da realidade [DeTr84].

Nesta tese considera-se a determinação da Probabilidade de Perda dos pacotes de voz (frequência dos gaps), usando os conceitos da modelagem de aplicações críticas, com hipóteses mais realistas para geração do tráfego de voz, cujo modelo apresenta-se a seguir.

#### 4.2.1 - Modelo do Tráfego de Voz

As variações no tráfego de voz têm dois componentes básicos. O primeiro resulta da inicialização e término de chamadas (e.g. ligação telefônica), e a segunda é devida à alternância do estado do interlocutor entre atividade (jatos de conversação) e inatividade (silêncio), durante uma chamada (conversação). Este comportamento de descontinuidade (On-Off) exibido pelo tráfego de voz durante uma conversação, foi estudado extensivamente por Brady [Brad68]. No contexto de voz digitalizada, um jato de conversação é definido como uma sequência ininterrupta de pacotes originados de um interlocutor [Mino79].

Vários modelos para o tráfego de voz têm sido propostos [Brad69, Mino79], alguns dos quais bastante sofisticados e complexos, com o propósito de captar os diversos eventos empiricamente medidos, numa conversação telefônica. Estes modelos levam em conta eventos tais como: conversação mútua, silêncio mútuo, jatos de conversação solitários, interrupções abruptas, etc.

Nesta tese, usa-se o modelo sugerido por Kekre [Kekr77] para o tráfego de voz. Uma suposição importante feita neste modelo é a independência dos interlocutores. Portanto, as variações de jatos de conversação, e silêncio de um interlocutor são estatisticamente independentes das variações de outros interlocutores. Esta suposição é uma aproximação, uma vez que o comportamento dos interlocutores durante uma conversação é

correlacionado. Uma cadeia de Markov de três estados é suficiente para caracterizar as variações no tráfego devido a um interlocutor (figura 4.1).

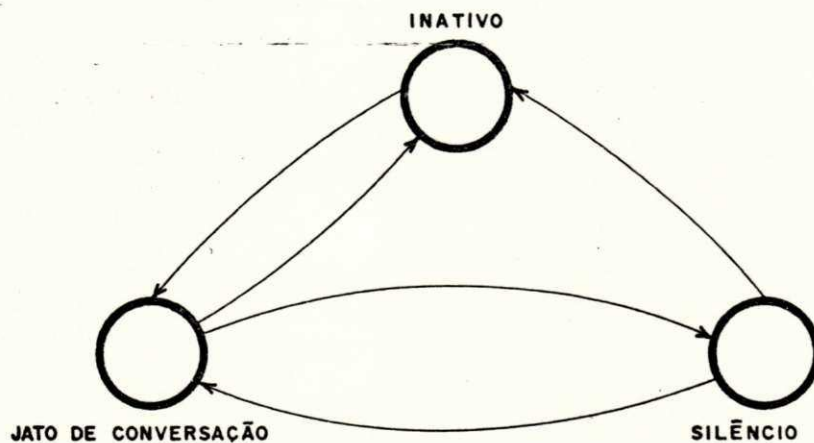


Figura 4.1 - Cadeia de Markov de Três Estados Para um Interlocutor

Quando uma chamada é iniciada, o interlocutor muda do estado de inatividade para o de "jato de conversação". Durante a conversação, cada interlocutor alterna entre os jatos de conversação e silêncio, gerando pacotes em intervalos regulares durante os jatos de conversação. A duração dos jatos de conversação e silêncio são modeladas por variáveis aleatórias independentes com fdp exponencial. As médias dessas fdps foram medidas por Brady [Brad68], e são 1.366s e 1.802s para os jatos de conversação e silêncio, respectivamente. Quando a conversação termina, o interlocutor volta para o estado de inatividade a



partir do estado de silêncio ou de jato de conversação.

O tráfego de voz visto como um todo, pode ser modelado por um par de cadeias de Markov [Bial80]. O estado de uma cadeia representa o número de interlocutores envolvidos em conversação num determinado instante, enquanto o estado da segunda cadeia representa o número de interlocutores no estado de jato de conversação. Para propósito de análise, os dois processos acima, são tratados em separado, uma vez que a escala de tempo (minutos) associada às variações de inicialização e término de chamadas é muito maior que aquela associada às variações devido aos jatos de conversação e silêncio (segundos). Nesta tese, analisa-se apenas o efeito das variações causadas durante uma conversação. Portanto, o número de interlocutores ativos (em conversação) é fixo. O efeito das variações causadas por jatos de conversação e silêncio, podem ser modeladas por uma cadeia de Markov de dois estados, mostrada na figura 4.2. O estado 0 e 1 correspondem aos estados de silêncio e jato de conversação, respectivamente.

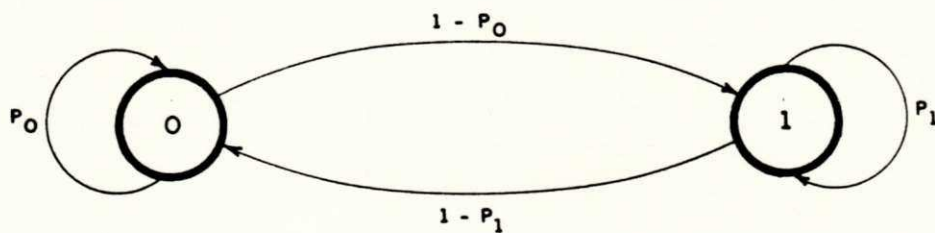


Figura 4.2 - Cadeia de Markov para um Interlocutor Ativo.

O tempo de permanência nos estados 0 e 1, são exponencialmente distribuídos com média  $1/\lambda_0 = 1,802s$  e  $1/\lambda_1 = 1,366s$ , respectivamente [Brad68]. Durante um jato de conversação os pacotes de voz são gerados em intervalos regulares. Portanto, o número médio de pacotes gerados durante um jato de conversação é:

$$\bar{n} = \left\lfloor \frac{1}{\lambda_1 T_p} \right\rfloor$$

onde  $\lfloor x \rfloor = y$  é a função maior inteiro tal que  $y \leq x$ .  $T_p = L_v/V_c$ , onde  $L_v$  (fixo) é o comprimento dos pacotes de voz e  $V_c$  é a taxa de codificação do tráfego de voz.

Observando a geração de pacotes de um interlocutor (fonte de voz) durante uma conversação, tem-se uma sequência de pacotes de comprimento fixo, espaçados de  $T_p$  segundos, seguida de um intervalo de quietude equivalente ao comprimento do silêncio (figura 4.3). Esta sequência de pacotes e intervalo de quietude, alternam no tempo.

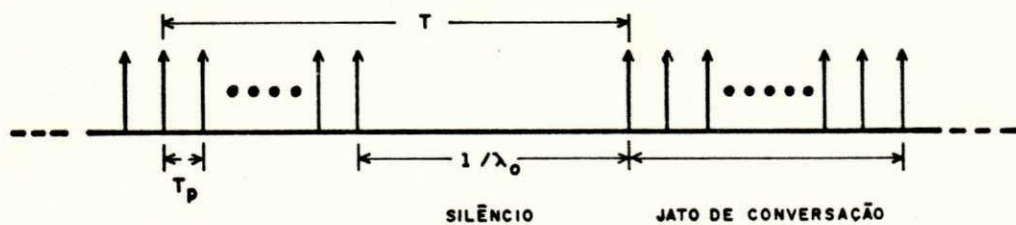


Figura 4.3 - Geração de Pacotes de Voz

Numa RLC os pacotes de voz gerados pela fonte de voz são armazenados numa interface para a eventual transmissão. Portanto, a determinação da fdp do tempo de interchegada de pacotes de voz a uma interface, é necessária. Observando a figura 4.3, vê-se que o tempo de interchegada de pacotes durante um jato de conversação, é constante e dado por  $T_p$  (determinístico). Enquanto que o tempo da interchegada do primeiro pacote do jato de conversação seguinte é distribuído exponencialmente, cuja média é  $1/\lambda_0$ . Seja  $n$  ( $n > 1$ ) o número de pacotes gerados durante um jato de conversação. Define-se "ciclo da conversação" como o intervalo de tempo total correspondente à soma de  $n$  intervalos de interchegada, como mostra a figura 4.3. O comprimento deste ciclo é dado por:

$$T = (n-1)T_p + \frac{1}{\lambda_0} \quad (4.1)$$

Define-se  $a_0$  e  $a_1$  como as probabilidades de um intervalo de interchegada ter comprimento  $1/\lambda_0$  e  $T_p$ , respectivamente. Consequentemente, a fdp do tempo de interchegada para os pacotes de voz é dado por:

$$A_V(t) = a_0 \lambda_0 e^{-\lambda_0 t} + a_1 \delta(t-T_p), \quad t \geq 0 \quad (4.2)$$

onde  $\delta(x)$  é a função delta de Dirac. A transformada de Laplace desta fdp é:

$$A_V(s) = a_0 \left( \frac{\lambda_0}{\lambda_0 + s} \right) + a_1 e^{-sT_p} \quad (4.3)$$

A partir de (4.3) determina-se a média dos intervalos de interchegada dos pacotes de voz:

$$\bar{A}_V = - \left. \frac{dA_V(s)}{ds} \right|_{s=0} = \frac{a_0}{\lambda_0} + a_1 T_p \quad (4.4)$$

Por conseguinte, a taxa média de geração de pacotes de voz é

$$\lambda_V = \left( \frac{a_0}{\lambda_0} + a_1 T_p \right)^{-1} \quad (4.5)$$

Como os ciclos de conversação são independentes, em cada ciclo definido por (4.1), a probabilidade de um intervalo de interchegada ser igual a  $T_p$ , é  $(n-1)/n$ . Enquanto que a probabilidade de um intervalo de comprimento  $1/\lambda_0$ , é  $1/n$ . Portanto, como o número médio de pacotes por jato de conversação é  $\bar{n}$ , as probabilidades  $a_0$  e  $a_1$  em (4.2), são aproximadas por:

$$a_0 = \frac{1}{\bar{n}} \quad (4.6)$$

e

$$a_1 = \frac{\bar{n}-1}{\bar{n}} \quad (4.7)$$

A fdp do tempo de interchegada dos pacotes de voz em (4.2) é mais realista que a suposição que os pacotes são gerados obedecendo a um processo de Poisson com parâmetro  $\lambda_V$ . Nesta tese considera-se a fdp em (4.2) para o tráfego de voz.

### 4.3 - Redes Locais Integradas

A transmissão de voz em RLCs é uma aplicação relativamente nova. A necessidade da integração de voz em RLCs se justifica pela sua importância como componente básico em sistemas de informação relevantes à automação de escritório. Esta integração representa um largo passo para a total integração de aplicações num ambiente de escritório, e.g. dados, voz, facsímile, vídeo, etc.

O método mais simples usado para a integração das aplicações voz e dados é tratar estes dois tráfegos de uma forma equânime, acompanhado de um esquema de recomposição adequado para manter a continuidade do tráfego de voz na interface de destino. Esta alternativa garante a transparência das aplicações e permite uma divisão equânime do meio de transmissão.

Outros métodos para a transmissão de voz são disponíveis, em que a continuidade do tráfego no destino é garantida não pela interface de destino, porém pela rede, ou uma combinação de ambos. Por exemplo, pode-se dar uma maior prioridade ao tráfego de voz com o objetivo de reduzir a variabilidade deste tráfego na interface de destino. Aqui, considera-se um tratamento equânime aos tráfegos de voz e dados.

Supondo pacotes de voz de tamanho fixo, o tempo de transmissão do pacote na rede é constante. Portanto, a variabilidade no tempo de atraso é causada pela variação no

tempo de aquisição do meio de comunicação. O protocolo de acesso ao meio de transmissão desempenha papel importante no estudo do desempenho de RLCs com tráfego de voz. Dentre os diversos protocolos de acesso sugeridos na literatura [Abra70, Metc76, Toba82, Bux82, Toko77, Salt81, Mark83, Toba83, Limb83, Maxe82, Klei77, Mark80], considera-se aos protocolos sugeridos pelo padrão IEEE 802 [IEEE82], ou sejam: Passagem de Ficha e CSMA-CD.

O estudo do desempenho de diversas RLCs na integração de voz e dados, tem sido abordado com frequência. É de particular interesse a avaliação do desempenho das RLCs integradas: Anel com Passagem de Ficha, e Barra com Passagem de Ficha. No entanto, aborda-se a integração nas redes CSMA-CD.

Apresenta-se a seguir, comentários sobre os trabalhos de avaliação desempenho já desenvolvidos na área de integração de voz e dados nas RLCs supracitadas.

#### 4.3.1 - Avaliação de Desempenho de Redes com Passagem de Ficha com Tráfego Integrado de Voz e Dados

Encontram-se nesta categoria, as redes Anel e Barra com Passagem de Ficha. No tocante ao protocolo de acesso, essas redes são similares, divergindo apenas no tempo de transmissão da ficha, o qual é maior que para as redes com topologia barra.

As redes com Passagem de Ficha tem recebido menos atenção na literatura que as redes com protocolo CSMA-CD, no tocante à integração de voz e dados. Isto se deve a algumas razões. Os protocolos com Passagem de Ficha [Salt81], no tocante à implementação, parecem ser mais complexos que o CSMA-CD. As dificuldades de implementação associadas aos projetos destas redes são em geral relacionadas à confiabilidade dos repetidores, à inicialização e recuperação do anel lógico e à coordenação do relógio. Com o surgimento dos produtos, rede em Anel da IBM [Bux82] e rede em Barra da GM [Map71], estas redes devem se tornar populares.

As redes com Passagem de Ficha tem suas vantagens. Devido ao uso de repetidores, é mais fácil cobrir distâncias geográficas maiores que com a barra passiva; o tempo para o acesso ao meio de comunicação pode ser limitado, uma vez que se limita o comprimento máximo da mensagem, garantindo desta forma que o meio de comunicação não seja monopolizado por uma interface ou grupo de interfaces; a influência do tráfego de dados no tráfego de voz pode ser minimizada, atribuindo-se uma maior prioridade para o tráfego de voz. Portanto, as redes com Passagem de Ficha apresentam características desejáveis para a integração de aplicações críticas no tempo.

Bux et al [Bux82] propuseram um protocolo para as redes em Anel com Passagem de Ficha, quando suportando tráfegos síncrono e assíncrono. O procedimento básico adotado foi a concepção de um anel monitor que administre as operações da ficha e desempenhe as

funções de recuperação e inicialização do anel em caso de erros. Para o tráfego síncrono e.g. voz, o monitor adquire periodicamente o controle do anel e o comuta para o modo síncrono, no qual cada estação (interface) de voz ativa poderá transmitir um pacote. A interface de destino após a recepção do pacote, o remove e transmite o seu próprio pacote antes de passar a ficha para a próxima interface. Quando todas as interfaces ativas tiverem a sua chance de transmitir um pacote, o anel é novamente comutado para o modo assíncrono.

Uma rede com Anel duplo foi proposto por Mark [Mark83], na qual um anel principal é usado para a transmissão de pacotes e o anel secundário para o estabelecimento de prioridades para o acesso ao anel principal. Nesta rede, as transmissões no anel secundário e principal ocorrem simultaneamente. Devido à natureza síncrona dos pacotes de voz, este tráfego tem prioridade sobre o tráfego de dados. A função de prioridade é implantada através de diferentes níveis de sinal para a administração de diferentes tráfegos. Para o tráfego de voz, uma nova chamada só será aceita apenas se o número de chamadas presentes for menor que um certo número especificado.

O Comitê IEEE 802 apresentou em [IEEE82] a padronização para as redes Anel com Passagem de Ficha com níveis múltiplos de prioridade. Estes níveis de prioridades podem ser atribuídos dinamicamente, dependendo da classe de mensagem, e.g. voz, tráfego interativo de dados, controle da rede, etc. Portanto, diferentes níveis de prioridade podem ser atribuídos a diferentes



tipos de aplicações.

#### - Modelos Desenvolvidos

A modelagem analítica da integração de voz e dados em RLCs com Passagem de Ficha é incipiente. Recentemente, Saydam [Sayd85] analisou o desempenho de uma rede com Passagem de Ficha, considerando níveis de prioridade, na integração de voz e dados. Para esta análise, o autor considerou que a geração dos pacotes de voz obedece um processo de Poisson. Esta suposição diverge da realidade, como confirmado por Brady [Brad68]. A probabilidade de perda para os pacotes de voz, é uma medida relevante no estudo do desempenho de RLCs integradas. Saydam é omissivo com relação a esta determinação.

DeTreville [DeTr84] estudou uma rede Barra com Passagem de Ficha, integrando voz e dados, através de simulação. Neste trabalho são mostrados curvas do tempo de atraso médio e o desvio padrão. Referente à probabilidade de perda para os pacotes de voz, ele não a determinou para este tipo de rede.

Brasileiro et alii [Bras85], determinaram a capacidade de RLCs com Passagem de Ficha para a transmissão de voz, em termos do número máximo de canais de voz que a rede pode suportar. A variação desta capacidade em função de alterações nos parâmetros da rede, como por exemplo, comprimento máximo de pacotes, foi ilustrada.

Gopal [Gopa85], estudou, através de simulação, dois esquemas de recomposição para o tráfego de voz nas redes Anel com Ficha e CSMA-CD. A influência da percentagem de tráfego de dados no desempenho do tempo de atraso para os pacotes de voz, nas redes supracitadas, foi também investigada.

#### 4.3.2 - Avaliação de Desempenho de Redes CSMA-CD com Tráfego Integrado de Voz e Dados

As redes CSMA-CD apresentam uma boa característica atraso versus vazão para uma baixa utilização, mesmo para um grande número de interfaces. A medida que o tráfego oferecido à rede aumenta, a chance de colisão aumenta o que pode causar numa degradação na vazão e em atrasos excessivamente longos. Este tipo de rede não garante um atraso máximo limitado como nas redes com Passagem de Ficha. Este comportamento pode ser satisfatório para alguns tráfegos de dados, mas pode não ser aceitável para aplicações críticas no tempo, como a voz.

#### - Modelos Desenvolvidos

DeTreville estudou, através de simulação as características das redes CSMA-CD, integrando o tráfego de voz e dados [DeTr84]. O objetivo deste estudo foi observar a degradação no atraso fim-a-fim na integração voz e dados. Observou-se um bom desempenho no atraso fim-a-fim para o tráfego de voz, até um certo ponto (60 conversações), após o qual a degradação cresceu vertiginosamente.

Esta medição da degradação foi feita pela medição da percentagem de pacotes de voz que excederam um tempo limite (probabilidade de perda).

Um protocolo de acesso para o tráfego de voz baseado no CSMA-CD, foi desenvolvido por Johnson e O'Leary [John81]. Eles propuseram um algoritmo distribuído para estimar o tráfego em potencial de uma forma adaptativa. Esta estimativa é usada para calcular o valor ótimo da probabilidade de transmissão de um pacote no slot, com o objetivo de reduzir a probabilidade de colisão.

O efeito dos algoritmos de retransmissão (backoff) no tráfego de voz, foi estudado através de simulação, por Nutt e Bayer [Nutt82]. Foi medida a percentagem de pacotes de voz cujo atraso fim-a-fim não excedeu um tempo limite. Desta observação, eles concluíram que para uma utilização de 0,54 onde 5% do tráfego é de dados, o algoritmo de retransmissão exponencial é satisfatório para ambos os tráfegos de voz e dados. Quando a intensidade dos tráfegos são comparáveis, o algoritmo de retransmissão exponencial polarizado para as interfaces de voz, apresenta um melhor desempenho.

Chlamtac e Eisenger [Chla83] conseguiram um melhor desempenho em relação ao atraso e vazão médios, limitando o número de retransmissões e descartando os pacotes que excederam o limite. Este estudo mostrou que o atraso para os pacotes de voz decresce quando o número máximo de retransmissões decresce. Em

contrapartida, a percentagem de pacotes descartados cresce.

Com o propósito de satisfazer os requisitos do tráfego de voz, encontram-se na literatura, sugestões no sentido de dar maior prioridade para o tráfego de voz. O problema de incorporar prioridades em redes CSMA-CD tem sido considerado por alguns autores. Nutt e Bayer propuseram a prioridade para o tráfego de voz através de uma diferenciação no algoritmo de retransmissão. O esquema de reserva chamado P-CSMA, que garante que apenas os pacotes com alta prioridade irão competir pelo acesso ao meio, foi estudado por Tobagi [Toba82]. Um outro esquema similar, com prioridade para o tráfego de voz foi sugerido por Iida et al [Iida80, Iida83].

Uma variação no protocolo CSMA-CD foi proposto por Maxenchuk para o tráfego de voz [Maxe82]. Neste protocolo, as interfaces de voz são servidas de uma forma equivalente ao TDM (Time Division Multiplexing), exceto que os slots periódicos podem ser reposicionados quando da interferência de outra transmissão. Resultados de simulação mostram a comparação das características de atraso deste protocolo e do CSMA-CD convencional. Foi mostrado que à medida que o tráfego de voz cresce para um máximo, este algoritmo CSMA-CD modificado converge para o TDM.

No tocante à modelagem analítica da integração voz e dados a literatura é escassa. Acredita-se que os procedimentos aqui propostos para análise de aplicação crítica possam ser de valia nesta área. O capítulo 5 traz comentários adicionais acerca do

assunto.

#### 4.3.3 - Outras Redes

Uma nova classe de RLCs com topologia em barra (Unidirectional Broad Cast Systems - UBS) com protocolos do tipo livre de conflito (Conflict-Free), tem surgido nos últimos anos. O meio de transmissão dessas redes consiste basicamente de dois canais unidirecionais aos quais todas as interfaces são conectadas para transmitir e receber mensagens. Exemplos destas redes são: Expressnet [Toba83] e Fasnet [Limb83]. Há um interesse na integração de voz e dados nestas redes uma vez que os protocolos propostos satisfazem os requisitos de atraso máximo e capacidade mínima, para o tráfego de voz. Na rede Expressnet, o sistema alterna entre os subciclos de voz (trens), e os subciclos de dados. O bloqueio de chamadas é usado para limitar o número de interfaces de voz num subciclo. O comprimento do subciclo de dados é limitado de forma a satisfazer os requisitos de atraso máximo aceitável. Recentemente, Fine and Tobagi [Fine86] propuseram e analisaram analiticamente, um algoritmo para a integração voz e dados numa rede do tipo Expressnet. Este novo protocolo provê o serviço do tipo "Round-Robin" para as interfaces. Com este novo protocolo, a rede garante o requisito de um atraso máximo limitado para os pacotes de voz, com uma capacidade mínima admissível para o tráfego de dados, mesmo para uma população grande de usuários.

A rede Fasnet usa um esquema similar ao TASI para garantir

uma utilização eficiente do canal. Portanto, apenas quando a interface está ativa (durante um jato de conversação) esta tem acesso ao meio de transmissão. Após o intervalo de silêncio, um canal é realocado (se disponível) para cada interface que se torna ativa. Quando não existe canal disponível, uma combinação de inserção de atraso e a supressão de partes da voz (Clipping) é usada até a disponibilidade de um novo canal.

#### 4.4 - Comentários

A maioria dos trabalhos sobre a transmissão de voz digitalizada em RLCs concentra-se na investigação da adequação das redes para este tipo de tráfego, e de sua integração com o tráfego de dados. Devido à complexidade dos modelos analíticos para o estudo da integração voz e dados, muitos dos trabalhos presentes na literatura, usaram a técnica de simulação para a obtenção das medidas relevantes à integração (e.g. atraso médio, probabilidade de perda). Nos trabalhos onde a modelagem analítica é empregada, o modelo para o tráfego de voz, suposto um processo de Poisson, diverge da realidade. Sugere-se um modelo mais realista para o tráfego de voz, que em conjunto com os procedimentos da modelagem de aplicações críticas, serão usados na modelagem analítica da integração voz e dados em RLCs com Passagem de Ficha. Para essas redes, o modelo deve prover meios eficientes para o estudo do desempenho da rede com relação a parâmetros como, tamanho dos pacotes, número de interfaces, percentagem dos tráfegos na integração, etc. Este modelo é apresentado no próximo capítulo 5.

## CAPITULO V

### MODELAGEM DA INTEGRAÇÃO DE VOZ E DADOS EM RLCs COM PASSAGEM DE FICHA

Neste capítulo apresenta-se a modelagem da integração de voz e dados em Redes Locais com Passagem de Ficha. As características e requisitos básicos destas duas aplicações foram discutidos no capítulo 4.

Neste estudo de caso, voz é a aplicação crítica. Portanto, para se julgar a sua criticidade no tempo i.e. a determinação da probabilidade de perda, procede-se com as etapas da modelagem de aplicações críticas descritas no capítulo 2. Também, a influência do tráfego de voz no desempenho do tráfego de dados será investigada.

#### 5.1 - Caracterização do Tráfego de Voz

O requisito de desempenho com relação ao tempo para o tráfego de voz pode ser caracterizado pelo conjunto  $\{m\}$ :

$$\{m\} = \{m_1 = \text{tempo de atraso "t"}\}$$

Seja  $[m_1]$  a variável relativa à medida  $m_1$ . Portanto para o conjunto  $\{m\}$ , existe um conjunto  $\{M\}$ :

$$\{M\} = \{[M_1]\}$$

cujo elemento é um valor limite da medida  $m_1 \in \{m\}$ . Este valor limite  $[M_1]$  é um tempo limite  $T_1$ , que corresponde ao tempo de atraso máximo tolerado, por pacotes. Para que haja uma continuidade da interpartida de pacotes na interface de destino, faz-se  $T_1 < 50\text{ms}$  [Forg76].

Para o valor limite  $[M_1] \in \{M\}$ , existe uma probabilidade de tolerância definida por:

$$\begin{aligned} f &= \text{Prob}([m_1] > [M_1]) \\ &= \text{Prob}(t > T_1) \end{aligned}$$

Pela definição de  $f_1$ , vê-se que voz é uma aplicação com Medida de Limite Superior, de acordo com a classificação feita no capítulo 2. Através de medições subjetivas, Forgie observou que  $f_1 < 0,01$  [Forg76]. Portanto a probabilidade do tempo de resposta exceder  $T_1$  é 0,01. Qualquer pacote cujo tempo de resposta exceda  $T_1$  é considerado perdido.  $f_1$  é portanto, a Probabilidade de Perda admissível para o tráfego de voz. Denote-se por  $\{f\}$ , o conjunto de probabilidade de tolerância associada a  $[M_1] \in \{M\}$ .

Para cada conjunto de parâmetros (no. de interfaces, velocidade do canal, utilização total, tamanho da ficha, etc.), numa Rede Local com Passagem de Ficha, existe uma distribuição de probabilidade  $P_1(m_1)$ , associada à medida  $m_1 \in \{m\}$ .  $P_1(m_1)$  é a distribuição de probabilidade do tempo de resposta da rede. Seja



{p} o conjunto da função de densidade de probabilidade associada a  $P_1(m_1)$ :

$$\{p\} = \{p_1(m_1) = D(t)\}$$

A aplicação de voz sendo uma aplicação com Medida de Limite Superior formalmente especificada pelos conjuntos:  $\{m\}$ ,  $\{M\}$  e  $\{f\}$ , é dita ser crítica com relação ao desempenho de RCL caracterizada pelo conjunto  $\{p\}$  se para a medida  $m_1 \in \{m\}$ , a seguinte expressão se verifica:

$$\lim_{x \rightarrow \infty} \int_{T_1}^x p_1(m_1) d[m_1] = f_1^* = f_1 - \epsilon \quad (5.1)$$

uma vez que  $p_1(m_1)$  é contínua.  $\epsilon$  é um real positivo tal que  $\epsilon \rightarrow 0$ .

O conjunto  $\{f^*\} = \{f_1^*\}$ , cujo elemento satisfaz a equação (5.1) é denominado conjunto de probabilidade de tolerância crítica. Vale salientar que  $\{f^*\}$  é função da aplicação e do conjunto de parâmetros da rede. O conhecimento deste conjunto é necessário para o julgamento da criticidade do tráfego de voz com relação ao desempenho da rede. Portanto, uma rede de computadores é adequada como meio de transporte para os pacotes do tráfego de voz, se  $f_1 \geq f_1^*$ . Caso  $f_1 < f_1^*$  a rede não satisfaz os requisitos da aplicação.

Pode-se observar que  $f_1^*$  em (5.1) é a cauda da distribuição de  $p_1$  ( $m_1$ ). Existem métodos para a estimativa da cauda de uma distribuição, sem que se tenha o conhecimento total desta distribuição. No entanto a determinação exata do conjunto  $\{f^*\}$  depende do conhecimento do conjunto  $\{p\}$ , ou seja do conhecimento da fdp do tempo de atraso  $D(t)$  para os pacotes de voz. Na impossibilidade da determinação exata de  $\{f^*\}$  necessita-se de informação acerca do conjunto  $\{p\}$ , para que se possa estimar  $\{f^*\}$ . A determinação exata da fdp do tempo de atraso ou uma estimativa, implica na solução do modelo para a interface de voz.

## 5.2 - Modelo da Interface de Voz

Considere-se uma Rede Local com Passagem de Ficha com  $N$  interfaces, sendo "v" com tráfego de voz e "d" com dados.

Os pacotes de voz chegam à cada uma das  $v$  interfaces de acordo com um processo geral e independente GI, cuja função de densidade de probabilidade, derivada no capítulo 4, como equação (4.2), é:

$$A_v(t) = a_0(\lambda_0 e^{-\lambda_0 t}) + a_1 \delta(t - T_p), \quad t \geq 0 \quad (5.2)$$

com uma taxa média de  $\lambda_v$  pacotes/s. De (5.2), tem-se:

$$\lambda_v = \left( \frac{a_0}{\lambda_0} + a_1 T_p \right)^{-1} \quad (5.3)$$

onde  $aa_0 = 1/\bar{n}$ ,  $a_1 = 1 - a_0$ , e  $\bar{n}$  é o número médio de pacotes gerados durante um jato de conversação que é dado por:

$$\bar{n} = \left\lfloor \frac{1}{\lambda_1 T_p} \right\rfloor$$

$\lfloor x \rfloor$  é a função maior inteiro  $\leq x$ , e  $1/\lambda_0$  e  $1/\lambda_1$  são os comprimentos médios dos intervalos de silêncio e jato de conversação, respectivamente.  $T_p$  é o tempo de geração dos pacotes de voz durante o jato de conversação:

$$T_p = \frac{L_v}{V_c}$$

$L_v$  é o comprimento dos pacotes de voz que em geral é fixo, e  $V_c$  é a taxa de codificação do tráfego de voz. Portanto o tempo de serviço dos pacotes de voz é determinístico com valor " $b_v$ " segundos. Supõe-se que os pacotes de dados chegam a cada uma das interfaces segundo um processo de Poisson com parâmetro  $\lambda_d$  pacotes/s. O tempo de serviço para um pacote de dados é exponencialmente distribuído com média  $b_d$  segundos.

O comprimento da ficha livre é considerado fixo. Consequentemente o tempo de transmissão da ficha "c", entre interfaces adjacentes no anel lógico, é determinístico.

Cada interface de voz pode ser modelada como ilustra a figura 5.1.

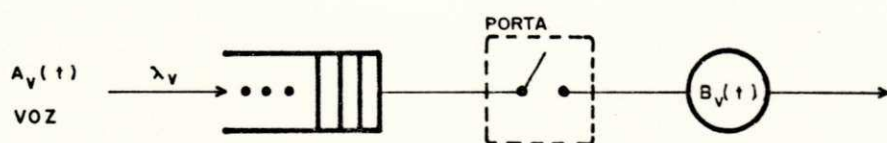


Figura 5.1 - Modelo da Interface de Voz

A descrição do modelo de uma interface em uma RLC com Passagem de Ficha, é apresentada no capítulo 2, seção 2.2.

Para a tratabilidade matemática do modelo, supõe-se uma capacidade de armazenamento ilimitada em cada interface, com disciplina de atendimento "FCFS"; os processos de chegada de tráfego são independentes e estacionários. Também o são os processos de serviço. Os processos de chegada e serviço são considerados independentes. Com base na definição de Ciclos Condicionais, abordada no capítulo 2, tem-se que o tempo de abertura da porta é uma variável aleatória definida pela equação (2.12), ou seja:

$$\tilde{R}_{i0} = Nc + \sum_{j \neq i} [\alpha_{ij}^0 \tilde{B}_j + (1 - \alpha_{ij}^0) 0], \quad i \in V \quad (5.4)$$

$V$  é o conjunto das interfaces com tráfego de voz.  $\tilde{B}_j$  é a variável aleatória associada ao tempo de serviço de um pacote na interface  $j$ , e  $\alpha_{ij}^0$  é a probabilidade de serviço a um pacote de uma interface  $j \neq i$ , durante o ciclo onde não se verifica o serviço à fila da interface  $i$ .

O tempo "efetivo de serviço" por pacote na interface  $i$  é dado pela equação (2.11):

$$\tilde{R}_{i1} = Nc + \sum_{j \neq i} [\alpha_{ij}^1 \tilde{B}_j + (1 - \alpha_{ij}^1) 0] + \tilde{B}_i \quad (5.5)$$

onde  $\alpha_{ij}^1$  é a probabilidade de serviço de um pacote da interface  $j \neq i$  ( $i \in V$ ) durante um ciclo onde se dá o serviço de um pacote da interface  $i$ .

Sejam  $R_{i0}(t)$  e  $R_{i1}(t)$  as funções densidade de probabilidade associadas a  $\tilde{R}_{i0}$  e  $\tilde{R}_{i1}$ , respectivamente. As transformadas de Laplace dessas fdps são:

$$R_{i0}(s) = e^{-Ncs} \prod_{j \neq i} [\alpha_{ij}^0 B_j(s) + (1 - \alpha_{ij}^0)] \quad (5.6)$$

$$R_{i1}(s) = e^{-Ncs} \prod_{j \neq i} [\alpha_{ij}^1 B_j(s) + (1 - \alpha_{ij}^1)] \quad (5.7)$$

onde  $B_j(s)$  é a transformada de Laplace da fdp do tempo de serviço (tempo de transmissão do pacote) para a interface  $j$ . Pelas considerações feitas,  $B_v(s) = e^{-sb_v}$  e  $B_d(s) = b_d^{-1} / (s + b_d^{-1})$  são as Transformadas de Laplace das fdps do tempo de serviço para os pacotes de voz e dados, respectivamente. As médias de  $R_{i0}(t)$  e  $R_{i1}(t)$  são dadas por:

$$\bar{R}_{i0} = - \left. \frac{dR_{i0}(s)}{ds} \right|_{s=0} = \frac{C_0}{1 - \rho_0 + \rho_i} \quad (5.8)$$

$$\bar{R}_{i1} = - \left. \frac{dR_{i1}(s)}{ds} \right|_{s=0} = \frac{C_0 + b_i}{1 - \rho_0 + \rho_i} \quad (5.9)$$

onde  $C_0$  ( $Nc = C_0$ ), é o comprimento médio do ciclo da ficha livre, na condição de que nenhum pacote é servido neste ciclo, e  $\rho_0 = \rho_1 + \rho_2 + \rho_3 + \dots + \rho_N$ , é a utilização total do servidor (rede) e  $\rho_k = \lambda_k b_k$ ,  $k=1,2,\dots,N$ ,  $\rho_k = \lambda_v b_v$  para  $k \in v$  e  $\rho_k = \lambda_d b_d$  para  $k \in D$ . Adicionalmente, as probabilidades  $\alpha_{ij}^0$  e  $\alpha_{ij}^1$  são dadas por:

$$\alpha_{ij}^0 = \lambda_j \bar{R}_{i0} \quad (5.10)$$

e

$$\alpha_{ij}^1 = \lambda_j \bar{R}_{i1}, \quad j \neq i \quad (5.11)$$

uma vez que em regime estacionário a probabilidade que a ficha livre encontre pelo menos um pacote na fila  $i$  é idêntica ao número médio de pacotes da interface  $i$ , que foram servidos durante o ciclo da ficha. Vale salientar que as soluções em (5.8) e (5.9) são válidas apenas na condição de estabilidade, i.e.  $\lambda_j \bar{R}_{i1} < 1$ . Quando  $\lambda_j \bar{R}_{i1} > 1$ , a interface é instável. Neste caso faz-se  $\alpha_{ij}^1 = 1$  (i.e. a interface  $j$  sempre contribue com o serviço de um pacote do ciclo  $\bar{R}_{i1}$ ).

### 5.3 - Solução do Modelo

A determinação dos conjuntos  $\{p\} = \{D(t)\}$  e  $\{f^*\} = \{f_1^*\}$ , depende do conhecimento da fdp do tempo de resposta na rede. A transformada de Laplace desta fdp é dada por:

$$D_v(s) = W_v(s)B_v(s) \quad (5.12)$$

onde  $B_v(s)$  é a Transformada de Laplace da fdp do tempo de serviço de um pacote de voz, ou seja  $B_v(s) = e^{-b_v s}$  e  $W_v(s)$  é a Transformada de Laplace da fdp do tempo de espera na fila para uma interface de voz.

Pelas considerações feitas e pela figura 5.1, cada interface de voz pode ser modelada por uma fila GI/G/1 com porta de controle, onde a Transformada de Laplace da fdp do serviço efetivo por pacote é  $R_{i1}(s)$ , (vide equação (5.5)).

Observando a figura 5.1, ve-se que cada pacote de voz que chega a uma interface, irá encontrar a ficha livre em um dos ciclos,  $\tilde{R}_{i0}$  ou  $\tilde{R}_{i1}$ . Portanto, supondo que os pacotes de voz chegam à interface em um instante aleatório, o tempo de espera de um pacote genérico será dado por:

$$\tilde{w} = r_{i0} + \tilde{w}_{vGI/G/1} \quad (5.13)$$

onde  $r_{i0}$  é o tempo residual da variável aleatória  $\tilde{R}_{i0}$ , e  $\tilde{w}_{GI/G/1}$  ( $\tilde{w}_{GV}$ ) é o tempo de espera em fila de um sistema GI/G/1 convencional. Com os ciclos  $\tilde{R}_{i0}$  e  $\tilde{R}_{i1}$  independentes, tem-se que:

$$W_v(s) = \frac{1 - R_{i0}(s)}{s\tilde{R}_{i0}} W_{GV}(s) \quad (5.14)$$

Para a solução da fila GI/G/1 cuja fdp do tempo de serviço é dada por  $R_{i1}(t)$ , e a fdp do tempo de interchegada  $A_v(t)$  dada pela equação (5.2), necessita-se investigar a natureza das transformadas de Laplace destas fdps para que se possa empregar os métodos existentes para a solução da fila GI/G/1 [Klei75].

As transformadas de Laplace de  $A_v(t)$  e  $R_{i1}(t)$  são respectivamente dadas por:

$$A_v(s) = a_0 \left( \frac{\lambda_0}{s + \lambda_0} \right) + a_1 e^{-sT_p} \quad (5.15)$$

e

$$R_{i1}(s) = e^{-Ncs} \prod_{j \neq i} [\alpha_{ij}^1 B_j(s) + (1 - \alpha_{ij}^1)] B_i(s) \quad (5.16)$$

Observando as equações (5.15) e (5.16) vê-se que estas não são funções racionais, e sim transcendentais. Portanto o método da solução espectral para a equação integral Wiener-Hopf de Lindley [Smit53], não pode ser utilizado. Uma outra alternativa sugerida por Marshall [Mars68], seria a determinação da distribuição dos periodos de ociosidade do servidor,  $I(t)$ . Devido às características dos tráfegos de chegada e serviço da fila em estudo, a determinação de  $I(t)$  é complexa, pois a determinação de um periodo de ociosidade depende da forma como terminou o periodo de ociosidade anterior. Uma alternativa restante seria o uso da Algebra para Filas, desenvolvida por Kingman [King66]. Neste método, a solução para a Transformada de Laplace do tempo de



espera em fila é dada pela identidade de Spitzer [Klei75], cuja determinação é extremamente complexa, pois necessita-se do conhecimento de  $u_n = x_n - t_{n+1}$  ( $n = 1, 2, \dots$ ), onde  $x_n$  e  $t_{n+1}$  são o tempo de serviço e intervalo de intrachegada para os  $n$ -ésimo e  $(n+1)$ -ésimo pacotes, respectivamente.

Devido à impossibilidade de se utilizar os métodos existentes para solução exata do sistema GI/G/1 em estudo, adota-se uma solução aproximada. A partir desta solução extrai-se informações acerca do comportamento da fdp do tempo de espera em fila do sistema GI/G/1.

Para se determinar a criticidade do tráfego de voz, precisa-se resolver a equação (5.1) que é exatamente a cauda da fdp do tempo de resposta na rede. Existem na literatura, alguns métodos para o estabelecimento de limites superior e inferior para a cauda de uma distribuição do tempo de espera em filas GI/G/1 [King70, Koba74, Ross74]. Considera-se os procedimentos sugeridos por Kingman [King70].

O tempo de espera de cada pacote na fila é a soma dos serviços dos pacotes à sua frente na fila mais o tempo residual do serviço do pacote em serviço quando este chega à fila. Os ciclos da ficha são supostamente independentes e identicamente distribuídos [Kuhe79]. Assim é possível seguir passos semelhantes à obtenção da desigualdade de Chernoff [Klei75], para estabelecer os limites superior e inferior para a cauda da distribuição do tempo de espera em fila.

A equação básica para o tempo de espera em fila para o sistema GI/G/1 convencional [Klei75] é  $w_{n+1} = \max[0, w_n + u_n]$ , onde  $w_n$  é o tempo de espera em fila para n-ésimo pacote, e  $u_n = x_n - t_{n+1}$  é uma variável aleatória representando a diferença entre a variável aleatória do tempo de serviço para o n-ésimo pacote e do intervalo de interchegada entre o n-ésimo e o (n+1)-ésimo pacotes. Representa-se genericamente,  $u_n$  por  $u = x - t$ . No caso de estabilidade a média desta variável aleatória é negativa.

Para  $t > 0$ , podemos escrever:

$$P[w_{n+1} \geq t] = P[w_n + u \geq t]$$

Condicionando esta probabilidade no valor de  $u$  e reconhecendo que  $P[w_n \geq 0] = 1$ , temos:

$$\begin{aligned} P[w_n \geq t] &= \int_{-\infty}^{\infty} P[w_n \geq t - u] dC(u) \\ &= \int_{-\infty}^t P[w_n \geq t - u] dC(u) + 1 - C(t) \end{aligned} \quad (5.17)$$

onde  $C(u)$  é a FDP de  $u$ . A fdp de  $u$  para o nosso caso é dada por:

$$C(u) = \int_0^{\infty} R_{i1}(u+t) A_V(t) dt, \quad i \in V$$

onde  $A_V(t)$  e  $R_{i1}(t)$  são as fdps dos intervalos de interchegada e ciclo da ficha, respectivamente. Para uma interface com tráfego de voz, a transformada de Laplace desta fdp é

$$C(s) = A_V(-s)R_{i1}(s), \quad i \in V \quad (5.18)$$

Considere  $C(-s) = A_V(s)R_{i1}(-s)$ , obtida de (5.18). Para que a integral de Laplace na definição de  $C(-s)$  seja convergente, deve-se restringir o valor de  $s$  num intervalo limitado para  $s$  real e positivo. Em particular, há um intervalo em  $s > 0$ , tal que  $(C(-s) \leq 1)$ . Seja  $s_0$  o maior valor de  $s$  para o qual a condição  $(C(-s) \leq 1)$  permanece válida. Portanto, pode-se escrever a seguinte desigualdade:

$$\begin{aligned} e^{-s_0 t} &\geq e^{-s_0 t} C(-s_0) \\ &= e^{-s_0 t} \int_{-\infty}^{\infty} e^{s_0 u} dC(u) \\ &= \int_{-\infty}^{\infty} e^{-s_0(t-u)} dC(u) \end{aligned} \quad (5.19)$$

Como  $s_0 > 0$ , tem-se  $e^{-s_0(t-u)} > 1$ , para  $u \geq t$ . Consequentemente a desigualdade em (5.19) pode ser extendida para:

$$\begin{aligned} e^{-s_0 t} &\geq \int_{-\infty}^t e^{-s_0(t-u)} dC(u) + \int_t^{\infty} dC(u) \\ &= \int_{-\infty}^t e^{-s_0(t-u)} dC(u) + 1 - C(t), \quad t > 0 \end{aligned} \quad (5.20)$$

Suponha-se que o (tempo de espera inicial) é tal que  $P[w_0 > t] < e^{-s_0 t}$ . Provar-se-á por indução, que esta hipótese se verifica para todo  $w_n$ . Supondo que já se estabeleceu prova para  $w_n$ , i.e.,  $P[w_n > t] < e^{-s_0 t}$  e introduzindo este resultado em (5.17), obtém-se:

$$P[w_{n+1} \geq t] \leq \int_{-\infty}^t e^{-s_0(t-u)} dC(u) + 1 - C(t) \quad (5.21)$$

O termo á direita em (5.21) é exatamente a expressão limitada em (5.20). Portanto provou-se que  $P[w_{n+1} > t] < e^{-s_0 t}$ , o que completa a prova da indução.

De (5.21) estabelece-se o seguinte limite para a cauda da distribuição  $W(t)$  em (5.13), do tempo de espera em fila, em equilíbrio (fazendo  $n \rightarrow \infty$ ), para os pacotes de voz:

$$P[\tilde{w}_{GV} \geq t] = 1 - W(t) \leq e^{-s_0 t} \quad (5.22)$$

onde  $s_0$  é definido por:

$$s_0 = \text{SUP}\{s > 0 : C(-s) \leq 1\} \quad (5.23)$$

e  $W(t)$  é a FDP da variável aleatória  $\tilde{w}_n$ .

É possível também provar, de forma similar, que esta cauda tem um limite inferior [King70], que combinando com (5.22), tem-se

$$\gamma_1 e^{-s_0 t} \leq 1 - W(t) \leq e^{-s_0 t}, \quad t > 0 \quad (5.24)$$

O parâmetro  $\gamma_1$  em (5.24) é o menor valor de  $\gamma_1$  que satisfaz a desigualdade

$$\gamma_1 \leq \frac{1 - C(t)}{\int_0^{\infty} e^{-s_0(t-u)} dC(u)}, \quad t > 0 \quad (5.25)$$

onde  $C(t)$  é a Transformada inversa de Laplace de  $C(s)$ .

Pelas desigualdades em (5.24), pode-se determinar os seguintes limites para o tempo médio em fila para o sistema GI/G/1:

$$\frac{\gamma_1}{s_0} \leq \bar{W} \leq \frac{1}{s_0} \quad (5.26)$$

Em geral, o intervalo entre os limites em (5.26) é mais estreito que o da aproximação de tráfego intenso ( $\rho \rightarrow 1.0$ ), [Klei75].

Usa-se (5.24) para determinar os limites para a cauda da fdp do tempo de espera em fila para o sistema GI/G/1 convencional com tráfego de voz. Portanto,

$$\gamma_1 e^{-s_0 t} \leq 1 - W_{GV}(t) \leq e^{-s_0 t} \quad (5.27)$$

onde  $W_{GV}(t)$  é a FDP associada a  $\tilde{w}_{GV}$  em (5.13) e  $s_0$  é definido por (5.23). A determinação de  $\gamma_1$  segue-se de (5.25).

Através de (5.26) pode-se determinar os seguintes limites

para a média do tempo de atraso para os pacotes de uma interface de voz:

$$\bar{D}_{vmin} \leq \bar{D}_v \leq \bar{D}_{vmax} \quad (5.28)$$

onde os limites  $\bar{D}_{vmin}$  e  $\bar{D}_{vmax}$ , podem ser derivados a partir de (5.12) e (5.13).

Da equação (5.12) tem-se que

$$\bar{D}_v = \bar{w}_v + b_v \quad (5.29)$$

Similarmente, da equação (5.13),

$$\bar{w}_v = \bar{r}_{i0} + \bar{w}_{Gv} \quad (5.30)$$

onde  $\bar{r}_{i0}$  é a média do tempo residual de  $R_{i0}(t)$ , isto é  $\overline{R_{i0}^2}/2\bar{R}_{i0}$ . Usando a desigualdade em (5.26) e as equações (5.29) e (5.30), tem-se:

$$\bar{D}_v \leq \frac{\overline{R_{i0}^2}}{2\bar{R}_{i0}} + \frac{1}{s_0} + b_v = \bar{D}_{vmax} \quad (5.31)$$

Similarmente, para o limite inferior,

$$\bar{D}_{vmin} = \frac{\overline{R_{i0}^2}}{2\bar{R}_{i0}} + \frac{\gamma_1}{s_0} + b_v \quad (5.32)$$

O objetivo é a determinação de limites para a cauda da fdp do tempo de resposta na rede para os pacotes de voz.

Através da equação (5.13), tem-se a expressão para a FDP do tempo de espera em fila para os pacotes de voz que é dada por:

$$\begin{aligned}
 W_V(t) &= P[r_{i0} + \tilde{w}_{Gv} \leq t], \quad t \geq 0 \\
 &= \int_0^t r_{i0}(x) W_{Gv}(t-x) dx \quad (5.33)
 \end{aligned}$$

$r_{i0}(t)$  é a fdp do tempo residual de  $\tilde{R}_{i0}$ , ou seja:

$$r_{i0}(x) = \frac{1 - R'_{i0}(x)}{\tilde{R}_{i0}}, \quad x \geq 0 \quad (5.34)$$

onde  $R'_{i0}(t)$  é a FDP de  $\tilde{R}_{i0}$ , isto é  $R'_{i0}(t) = L^{-1} [R_{i0}(s)/s]$ .  $L^{-1}$  é o operador Transformada inversa de Laplace.  $W_{Gv}(t-x)$  em (5.33) é a FDP do tempo de espera em fila para o sistema GI/G/1 convencional. Os limites superior e inferior para a cauda da respectiva fdp são dados por (5.27), (5.28), (5.31) e (5.32). Conseqüentemente,

$$1 - \gamma_1 e^{-s_0(t-x)} \geq W_{Gv}(t-x) \geq 1 - e^{-s_0(t-x)} \quad (5.35)$$

A partir de (5.35), tem-se em (5.33), que

$$W_V(t) \geq \int_0^t r_{i0}(x) [1 - e^{-s_0(t-x)}] dx \quad (5.36)$$

Portanto, de (5.36), encontra-se o limite superior para a cauda da fdp do tempo de espera em fila, para os pacotes de voz:

$$\begin{aligned}
 P[\tilde{w}_v \geq t] &\leq 1 - \int_0^t r_{i0}(x) [1 - e^{-s_0(t-x)}] dx \\
 &= 1 - r_{i0}(t) * [1 - e^{-s_0 t}]
 \end{aligned} \tag{5.37}$$

onde \* é o operador convolução. Similarmente, o limite inferior será:

$$\begin{aligned}
 P[\tilde{w}_v \geq t] &\geq 1 - \int_0^t r_{i0}(x) [1 - \gamma_1 e^{-s_0(t-x)}] dx \\
 &= 1 - r_{i0}(t) * [1 - \gamma_1 e^{-s_0 t}]
 \end{aligned} \tag{5.38}$$

Da equação (5.12) tem-se que a FDP do tempo de atraso para os pacotes de voz, é dada por:

$$\begin{aligned}
 D_v(t) &= P[E_v + \tilde{w}_v \leq t] , \quad t \geq 0 \\
 &= \int_0^t \delta(x - b_v) W_v(t-x) dx = W_v(t - b_v)
 \end{aligned} \tag{5.39}$$

onde  $\delta(x)$  é a função delta de Dirac.  $\delta(x-b)$  é a fdp do tempo de transmissão por pacote de voz, cujo comprimento é fixo.

A partir das equações (5.37) e (5.38) e das propriedades de  $\delta(t)$ , pode-se encontrar os limites superior e inferior para a cauda da fdp do tempo de atraso para pacotes de voz quando  $t = T_1$ , ou seja:



$$\begin{aligned}
 P[\tilde{D}_{v-1} \geq T_1] &\leq 1 - \int_0^{T_1 - b_v} r_{i0}(x) [1 - e^{-s_0(T_1 - b_v - x)}] dx \\
 &= r_{i0}(T_1 - b_v) * [1 - e^{-s_0(T_1 - b_v)}] = f_{1\max}^*
 \end{aligned}
 \tag{5.40}$$

e

$$\begin{aligned}
 P[\tilde{D}_{v-1} \geq T_1] &\geq 1 - \int_0^{T_1 - b_v} r_{i0}(x) [1 - \gamma_1 e^{-s_0(T_1 - b_v - x)}] dx \\
 &= r_{i0}(T_1 - b_v) * [1 - \gamma_1 e^{-s_0(T_1 - b_v)}] = f_{1\min}^*
 \end{aligned}
 \tag{5.41}$$

#### 5.4 - Julgamento da Criticidade

Na caracterização do tráfego de voz, na secção 5.1, definiu-se a probabilidade de tolerância crítica para o tempo de resposta por:

$$f_1^* = \text{Prob}(t \geq T_1) = \int_{T_1}^{\infty} D_v(t) dt
 \tag{5.42}$$

Devido à generalidade das distribuições do tráfego de chegada e de serviço, não foi possível se chegar a uma expressão exata para  $f_1^*$  em (5.42). No entanto consegue-se estabelecer limites para  $f_1^*$  através de (5.40) e (5.41),

$$f_{1\min}^* \leq f_1^* \leq f_{1\max}^*
 \tag{5.43}$$

Com o conhecimento dos limites para  $f_1^*$  pode-se julgar a criticidade da aplicação de voz digitalizada em Redes Locais com Passagem de Ficha.

Como já se mencionou, o tráfego de voz é crítico com relação ao desempenho da rede se:

$$f_1^* = f_1 - \epsilon ; \quad \epsilon \in \mathbb{R}^+ : \epsilon \rightarrow 0$$

Portanto, deve-se ajustar os parâmetros da rede (e.g. número de interfaces, velocidade do canal, comprimento da ficha) e dos tráfegos (e.g. taxas, comprimento de pacotes, velocidade da codificação para a voz, etc.) de forma a se ter  $f_1 > f_1^*$ . Para esta condição a rede satisfaz os requisitos da aplicação. A partir de (5.40) pode-se afirmar que se  $f_1 > f_{1\max}^*$ , com certeza a rede satisfaz os requisitos desta aplicação, uma vez que  $f_1^* < f_{1\max}^*$ . Portanto, se sobreestima a criticidade da rede. Como mencionado na capítulo 2, a região de operação da rede, em que  $f_1 > f_{1\max}^*$  é denominada de região não crítica. Para  $f_1 = f_{1\max}^*$ , tem-se o limite superior para a curva de criticidade.

## 5.5 - Resultados Numéricos

Sem perda de generalidade, considere-se uma Rede Local com Passagem de Ficha com dois grupos de usuários. Num grupo tem-se "d" interfaces de dados, e no outro "v" interfaces com tráfego de voz. Em cada grupo as interfaces geram tráfego com características estatísticas independentes, e com distribuições idênticas. Sejam "V" e "D" os conjuntos das interfaces de voz e dados, respectivamente. Considere-se os seguintes parâmetros para a rede: velocidade do canal 1Mb/s; comprimento da ficha,  $L = f$

100 bits ( $c = 0,1\text{ms}$ ). O tráfego de voz é caracterizado pelos parâmetros na tabela 5.1. A distribuição de chegada dos pacotes de voz é dada pela equação (5.2).

$v$	0,1,2,5
$L_V$	1.000 bits (fixo)
$b_V$	1ms
$V_C$	64Kb/s
$T_p = L_V/V_C$	15,625 ms
$1/\lambda_0$	1802 ms
$1/\lambda_1$	1366 ms
$n = (1/\lambda_1)/T_p$	87 pacotes
$a_0 = 1/\bar{n}$	1/87
$a_1 = 1-a_0$	86/87
$1/\lambda_V = a_0/\lambda_0 + a_1 T_p$	36,158 ms
$f_1$	0,01
$T_1$	5 ms

Tabela 5.1 - Parâmetros do Tráfego de Voz

A chegada dos pacotes de dados é um processo de Poisson. O comprimento dos pacotes é exponencialmente distribuído com média do tempo de transmissão,  $b_d$  ms. Os valores para os parâmetros do tráfego de dados são fornecidos na tabela 5.2.

d	5
L <sub>d</sub>	1.000 bits
b <sub>d</sub>	1ms
λ <sub>d</sub>	0,00 < λ <sub>d</sub> < λ <sub>dmax</sub> pacotes/ms

Tabela 5.2 - Parâmetros do Tráfego de Dados

A determinação dos limites para na tabela acima, segue-se da condição de  $\lambda_j \bar{R}_{i1} < 1$  nas equações (2.24) e (5.11). A situação  $\lambda_j \bar{R}_{i1} > \lambda_{dmax} = (1 - \lambda_v) / 6$  pacotes/ms, implica na instabilidade das interfaces de dados.

### 5.5.1 - Determinação do Limite Superior para o Atraso Médio do Tráfego de Voz

Através da equação (5.31), determina-se o limite superior para o tempo de atraso médio para os pacotes de voz:

$$\bar{D}_v \leq \frac{\bar{R}_{i0}^2}{2\bar{R}_{i0}} + \frac{1}{s_0} + b_v = \bar{D}_{vmax}, \quad i \in V \quad (5.44)$$

A partir da equação (5.4) deriva-se as expressões para  $\bar{R}_{i0}$  e  $\bar{R}_{i0}^2$ :

$$\bar{R}_{i0} = \left. \frac{-dR_{i0}(s)}{ds} \right|_{s=0} = \frac{1}{1 - d\lambda_d + (v-1)\lambda_v} \quad (5.45)$$

e

$$\overline{R_{i0}^2} = \frac{d^2 R_{i0}(s)}{ds^2} \Big|_{s=0} = (\overline{R_{i0}})^2 (1 + d\lambda \frac{2}{d}) \quad (5.46)$$

Para se determinar  $s_0$  em (5.44), sabe-se que

$$s_0 = \text{SUP}\{s > 0 : C(-s) \leq 1\}$$

onde  $C(-s) = A_v(s)R_{i1}(-s)$ . As equações para  $A_v(s)$  e  $R_{i1}(s)$  são (5.15) e (5.16), respectivamente. Devido à complexidade destas distribuições, usa-se métodos numéricos, especificamente o algoritmo de Brent [Bren73], com tolerância de  $10^{-15}$ , para as determinações de  $s_0$ . Para os valores dos parâmetros nas tabelas 5.1 e 5.2, obtém-se

d=5	v=5	v=2	v=1
$\lambda d$	$s_0$	$s_0$	$s_0$
0,00	3,89339	5,48858	6,95074
0,02	3,89143	5,55560	7,09374
0,04	3,90562	5,65310	7,28204
0,06	3,95196	5,79988	7,54203
0,08	4,00000	6,03854	7,92663
0,10	4,40458	6,47905	8,56279
0,12	2,00000	7,55978	9,26785

Tabela 5.3 - Valores de  $s_0$

Usando a tabela 5.3 mostra-se na figura 5.2 o gráfico do limite superior do tempo médio de espera em fila  $\overline{W}_{Gv}$  para o sistema GI/G/1 convencional, na equação (5.24).

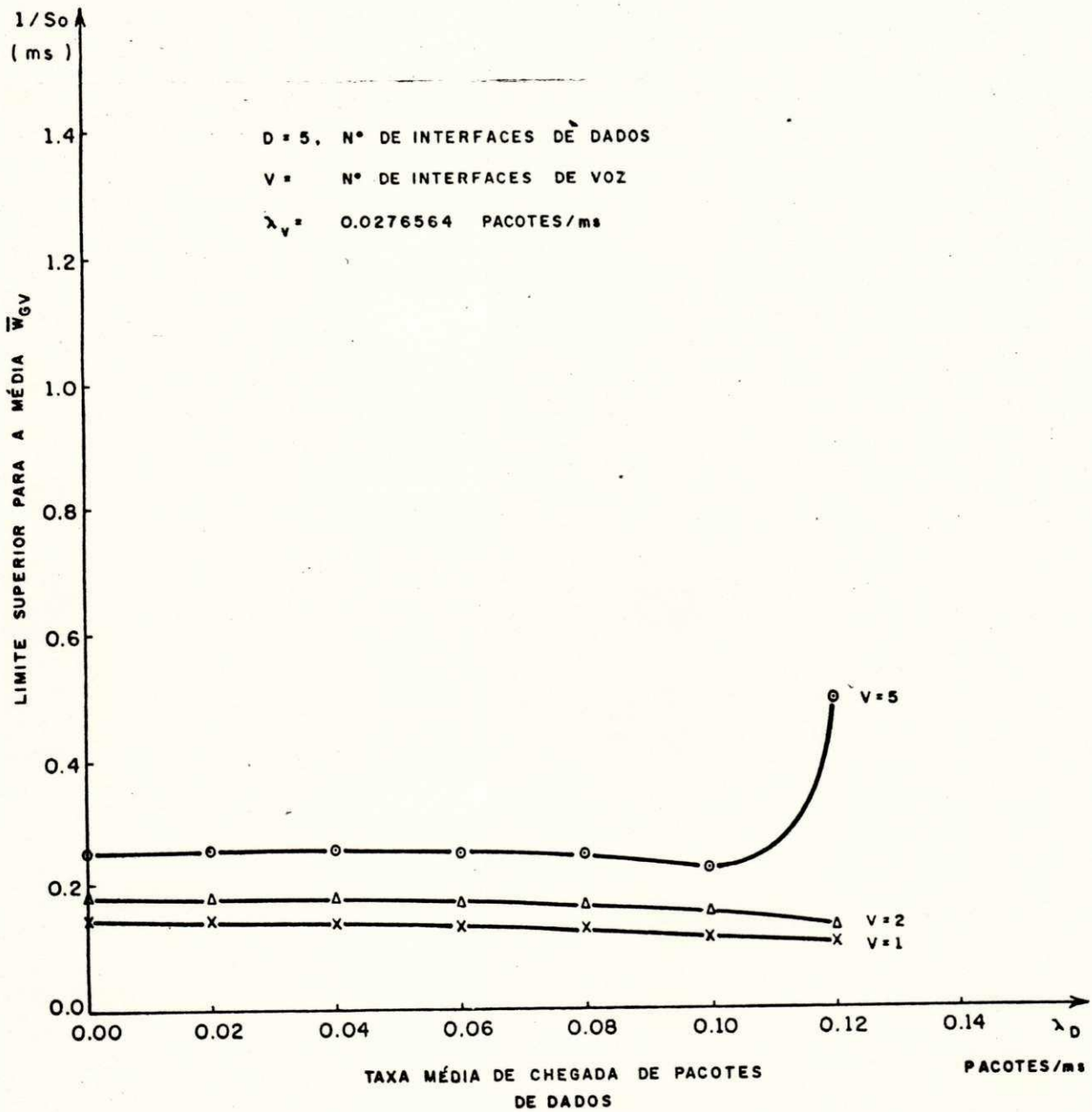


Figura 5.2 - Limite Superior do Tempo Médio em Fila

$\bar{W}_{Gv}$

Este comportamento observado na figura 5.2, da variação do tempo médio em fila para os pacotes de voz em Redes Locais com Passagem de Ficha foi também observado por DeTreville [DeTr84] e Gopal [Gopa85], através de simulação. Eles observaram que para certos intervalos da utilização total da rede, pode-se ter uma diminuição do tempo médio em fila, e em outros, um aumento. Esta variação do tempo médio em fila do pacote de voz com relação à utilização total da rede, é explicada pela relação entre os intervalos de interchegada de pacotes e os instantes de visita da ficha livre. Nas Redes com Passagem de Ficha, o tempo efetivo de serviço para cada pacote na interface, é o ciclo da ficha. Durante um jato de conversação, os pacotes de voz são gerados em intervalos regulares,  $T_p$ . Dependendo da localização da ficha no instante de chegada do primeiro pacote de um jato de conversação, pode-se ter um tempo de espera maior ou menor. Na média, o tempo de espera em fila diminui quando  $T_p$  aproxima-se de um múltiplo inteiro do ciclo da ficha. Por exemplo, para o conjunto de valores nas tabelas 5.1 e 5.2 e  $v = d = 5$ , observa-se uma diminuição do tempo médio de espera em fila para  $0.00 < \lambda_d < 0.10$  pacotes/ms, enquanto para  $\lambda_d > 0.1$  nota-se um crescimento.

Estas observações mostram que a média do tempo em fila,  $\bar{W}_{Gv}$  para os pacotes de voz em Redes com Passagem de Ficha não depende apenas da utilização da rede, mas também da relação entre os intervalos de interchegada de pacotes e os instantes de visita da ficha.

Através das equações (5.44), (5.45), (5.46) e da tabela 5.3,

determina-se o limite superior para a média do tempo de atraso, cujo gráfico apresenta-se na figura 5.3.

Um comportamento semelhante para o tempo médio de atraso para pacotes de voz na figura 5.3, foi observado por Gopal [Gopa85], usando simulação. Ele estudou a influência da integração dos tráfegos de voz e dados, numa Rede Anel com Passagem de Ficha, e apresentou curvas relativas ao atraso médio de pacotes de voz em função da utilização total da rede e da percentagem do tráfego de dados para cada utilização.

#### 5.5.2 - Considerações Sobre a Determinação do Limite Inferior para o Atraso Médio do Tráfego de Voz.

Discutiu-se dois métodos para a determinação do limite inferior para o atraso médio do tráfego de voz.

##### - Método I

Este método consiste na estimativa de limites para a cauda da distribuição do tempo de atraso para os pacotes de voz, usando o método de momentos multidimensionais, baseado no Teoria da Aproximação de Krein [Yao80]. O uso deste método implica no conhecimento de um conjunto de momentos da distribuição.



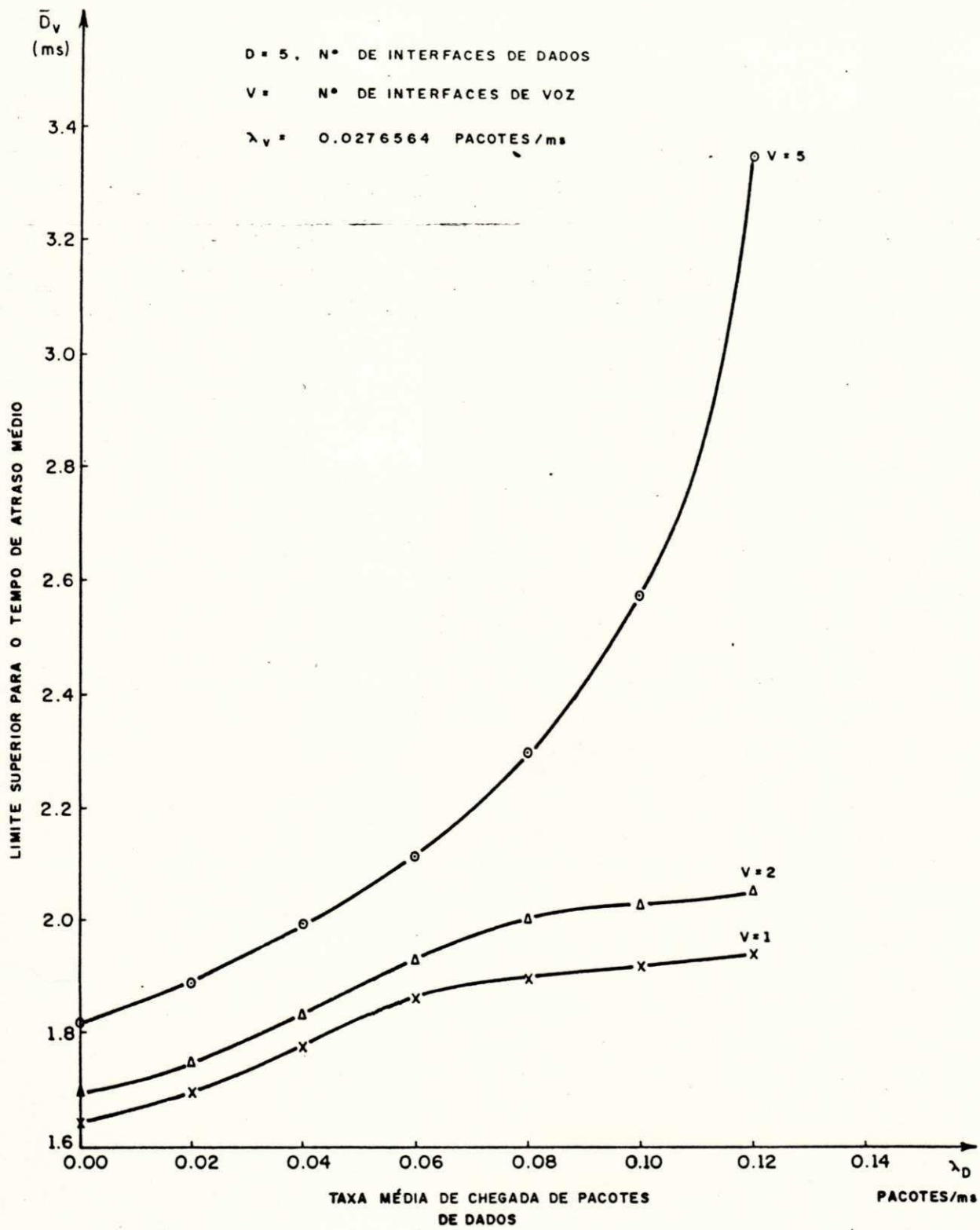


Figura 5.3 - Limite Superior para o Tempo de Atraso Médio,  $\bar{D}_V$ .

## - Método II

Na determinação do limite inferior para o atraso médio, necessita-se do cálculo de  $\gamma_1$  em (5.25). Devido à complexidade das transformadas de Laplace das distribuições do tráfego de chegada e serviço, a solução da equação (5.25) deve ser numérica. O algoritmo sugerido para a inversão da transformada de Laplace é desenvolvido por Stehfest [Steh70]. Para o cálculo da integral, pode-se usar o algoritmo "Cautious Romberg Extrapolation" [Davi75].

No numerador da equação (5.25) necessita-se da transformada inversa de Laplace de  $C(s)$ . A função  $C(s)$  é expressa por:

$$C(s) = A_V(-s)R_{i1}(s)$$

onde  $A_V(s)$  e  $R_{i1}(s)$ , são as transformadas de Laplace das fdps do processo de chegada de voz e ciclo da ficha, respectivamente dadas por (5.15) e (5.16).

Para que a inversão numérica de  $C(s)$  seja possível sem a ocorrência de overflow ou underflow, se faz necessário que se expresse  $C(s)$  da seguinte forma:

$$C(s) = F(-s)A_V(-s) + G(s)R_{i1}(s)$$

onde  $F(-s)$  e  $G(s)$  são funções auxiliares, determinadas a partir da definição de  $C(s)$ . A transformada inversa ( $L^{-1}$ ) de

$F(-s).A_V(-s)$  é definida apenas para  $t \leq 0$ , enquanto que a transformada inversa de  $G(s)R_{i1}(s)$ , para  $t \geq 0$ . O numerador em (5.25) pode ser escrito como:

$$1-C(t) = \int_t^{\infty} c(u)du = \int_t^{\infty} L^{-1}[G(s)R_{i1}(s)](u)du, \quad t > 0$$

onde a fdp  $c(u)$  é a transformada inversa de Laplace de  $C(s)$ .

O denominador em (5.25) pode ser representado como:

$$\int_t^{\infty} e^{-s_0(t-u)} dC(u) = \int_t^{\infty} e^{-s_0(t-u)} c(u)du, \quad t > 0$$

$$\int_t^{\infty} e^{-s_0(t-u)} L^{-1}[G(s)R_{i1}(s)](u)du$$

onde  $s_0$  é determinado através de (5.23).

Quando  $A_V(s)$  e  $R_{i1}(s)$  são funções racionais, a determinação das funções auxiliares  $F(-s)$  e  $G(s)$  é possível através da expansão em frações parciais.

Devido à complexidade e natureza das distribuições  $A_V(t)$  e  $R_{i1}(t)$ , não se obteve o conjunto de momentos da distribuição do tempo de atraso para os pacotes de voz, como especificado no método I. Também, a determinação das funções auxiliares no método II, é extremamente complexa, se não impossível, pois  $A_V(s)$  e  $R_{i1}(s)$  são funções transcendentais. Pelas razões supracitadas não se apresenta aqui, um limite inferior, i.e.,  $f_{1min}^*$  em (5.41) para a cauda da distribuição do tempo de atraso para o tráfego de

voz. A título de ilustração, apresenta-se no Apêndice B a derivação de  $\gamma_1$  para o sistema M/M/1.

O conhecimento de  $f_{1\min}^*$  é importante no julgamento da adequação da rede para o tráfego de voz, pois, se para um conjunto de parâmetros da rede e dos tráfegos integrados, a probabilidade de tolerância  $f_1$  (probabilidade de perda) aceitável for menor que  $f_{1\min}^*$ , a rede deve ser sumariamente rejeitada. Entretanto, pode-se ajustar os parâmetros da rede e dos tráfegos de forma a se ter  $f_1 > f_{1\max}^*$ , onde  $f_{1\max}^*$  em (5.40) é o limite superior para a probabilidade de perda. Neste caso, a rede satisfaz os requisitos do tráfego de voz com uma margem de segurança. Uma ilustração deste último procedimento é dado a seguir.

### 5.5.3. - Determinação do Limite Superior para a Probabilidade de Perda para o Tráfego de Voz

Para se julgar a criticidade do tráfego de voz, precisa-se estabelecer limites para a probabilidade de tolerância crítica. Através de (5.38), obtem-se o limite superior para esta probabilidade (Probabilidade de Perda), ou seja:

$$f_1^* \leq f_{1\max}^*$$

onde  $f_{1\max}^*$  é dado pela equação (5.40). Substituindo os valores dos parâmetros na equação acima, e resolvendo numericamente a convolução em (5.40) [Davi75], determina-se as curvas de criticidade na figura 5.4 para o tráfego de voz numa RLC com Passagem de Ficha.

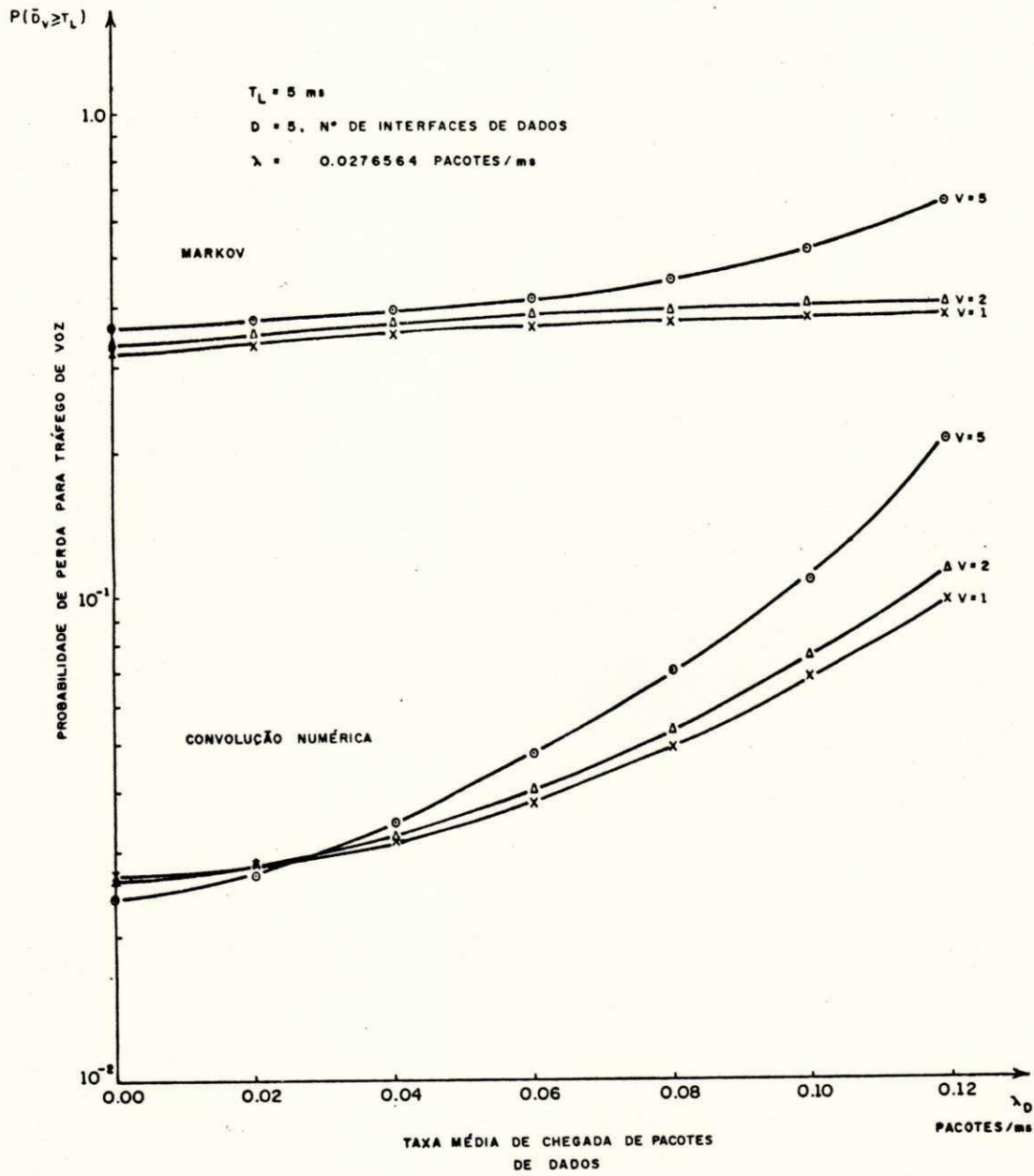


Figura 5.4 - Curvas de Criticidade para o Tráfego de Voz

Através da figura 5.4 pode-se julgar a criticidade do tráfego de voz com relação à rede em consideração. Para um determinado conjunto e parâmetros da rede (e.g. número de interfaces, velocidade do canal, comprimento da ficha) e dos tráfegos (e.g. taxas, comprimento de pacotes, velocidade de codificação para a voz, etc), diz-se com certeza que a rede é adequada para o tráfego de voz, se  $f_1 > f_{1\max}^*$ . Como  $f_{1\max}^*$  é um limite superior, se sobreestima o julgamento da criticidade do tráfego de voz. Os termos  $f_1$  e  $f_{1\max}^*$  são a probabilidade de tolerância (probabilidade de perda) especificada na caracterização do tráfego de voz e o limite superior para a probabilidade de tolerância crítica deste tráfego (probabilidade de perda crítica), respectivamente. O valor de  $T_1 = 5\text{ms}$  é ilustrativo. Este parâmetro tem um papel importante no estudo do desempenho dos algoritmos de recomposição (playout), e do dimensionamento do buffer na interface de destino, como mencionado no capítulo 4.

Por exemplo, para cinco interfaces com tráfego de dados e cinco com tráfego de voz ( $v = d = 5$ ), e os parâmetros da rede e das tabelas 5.1 e 5.2, determina-se a partir da figura 5.4, que  $\lambda_d < 0,095$  pacotes/ms, de forma a satisfazer com certeza o requisito  $f_1 = 0.1$ , como especificada na caracterização do tráfego de voz.

Mostra-se também na figura 5.4, o limite superior para a Probabilidade de Perda, através da desigualdade de Markov (i.e.  $p[\bar{D}_{v\max} \geq T_1] \leq \bar{D}_{v\max}/T_1$ ). Como se pode observar, o julgamento da

criticidade do tráfego de voz através desta desigualdade é sobreestimado, pois  $f_{1\max}^*$  (Markov)  $>$   $f_{1\max}^*$  (convolução). Portanto, usando as estimativas obtidas pela desigualdade de Markov, nada se poderia dizer acerca da adequação da rede para este tráfego, pois  $f_{1\max}^*$  (Markov)  $>$   $f_1$ .

## 5.6 - Influência do Tráfego de Voz no Tráfego de Dados

No capítulo 4, viu-se que cada interface com tráfego de dados numa RLC com Passagem de Ficha pode ser modelada por uma fila M/G/1 com porta de controle (vide figura 3.1).

O tempo de abertura da porta é uma variável aleatória definida por:

$$\tilde{R}_{h0} = Nc + \sum_{j \neq h} [\alpha_{hj}^0 \tilde{B}_j + (1 - \alpha_{hj}^0) 0], \quad h \in D \quad (5.47)$$

onde D é o conjunto das interfaces com tráfego de dados.  $\tilde{B}_j$  é a variável aleatória associada ao tempo de serviço de um pacote na interface j, e  $\alpha_{hj}^0$  é a probabilidade de serviço a um pacote de uma interface j  $\neq$  h, durante o ciclo onde não se verifica o serviço à fila da interface h.

O tempo efetivo de serviço por pacote na interface h é dado por:

$$R_{h1} = Nc + \sum_{j \neq h} [\alpha_{hj}^1 \tilde{B}_j + (1 - \alpha_{hj}^1) 0] + \tilde{B}_h \quad (5.48)$$

onde  $\alpha_{hj}^1$  é a probabilidade de serviço de um pacote da interface  $j \neq h, (h \in D)$  durante um ciclo onde se dá o serviço de um pacote da interface  $h$ .

Sejam  $R_{h0}(t)$  e  $R_{h1}(t)$  a função densidade de probabilidade associada a  $\tilde{R}_{h0}$  e  $\tilde{R}_{h1}$ , respectivamente. As transformadas de Laplace dessas fdps, são:

$$R_{h0}(s) = e^{-Ncs} \prod_{j \neq 1} [\alpha_{hj}^0 B_j(s) + (1 - \alpha_{hj}^0)] \quad (5.49)$$

e

$$R_{h1}(s) = e^{-Ncs} \prod_{j \neq 1} [\alpha_{hj}^1 B_j(s) + (1 - \alpha_{hj}^1)] B_h(s) \quad (5.50)$$

onde  $B_j(s)$  é a transformada de Laplace do tempo de serviço (tempo de transmissão do pacote) para a interface  $j$ . Pelas considerações feitas,  $B_v(s) = e^{-sb_v}$  e  $B_d(s) = b_d^{-1} / (b_d^{-1} + s)$  são as transformadas de Laplace das fdps do tempo de serviço para os pacotes de voz e dados, respectivamente. Portanto, as médias das fdps  $R_{h0}(t)$  e  $R_{h1}(t)$ , derivadas de (5.49) e de (5.50), são dadas por:

$$\bar{R}_{h0} = \left. \frac{-dR_{h0}(s)}{ds} \right|_{s=0} = \frac{C_0}{1 - \rho_0 + \rho_h} \quad (5.51)$$

e

$$\bar{R}_{h1} = \left. \frac{-dR_{h1}(s)}{ds} \right|_{s=0} = \frac{C_0 + b_h}{1 + \rho_0 + \rho_h} \quad (5.52)$$

onde  $C_0$  é o comprimento médio do ciclo da ficha, na condição de que nenhum pacote é servido neste ciclo;  $\rho_0 = \rho_1 + \rho_2 + \dots +$



$\rho_N$ , é a utilização total do servidor (rede), e  $\rho_k = \lambda_v b_v$ , para  $k \in V$ , e  $\rho_k = \lambda_d b_d$ , para  $k \in D$ , onde  $k = 1, 2, \dots, N$ , ( $N = v + d$ ). Adicionalmente, as probabilidades  $\alpha_{hj}^0$  e  $\alpha_{hj}^1$  são dadas por:

$$\alpha_{hj}^0 = \lambda_j \bar{R}_{h0} \quad (5.53)$$

e

$$\alpha_{hj}^1 = \lambda_j \bar{R}_{h1}, \quad j \neq h \quad (5.54)$$

uma vez que em regime estacionário a probabilidade que a ficha encontre pelo menos um pacote na fila  $h$  é dada pelo número médio de pacotes da interface  $h$  que foram servidos durante o ciclo da ficha.

Considere-se uma Rede Local com Passagem de Ficha com dois grupos de usuários. Num grupo tem-se "d" interfaces com tráfego de dados, e no outro "v" interfaces com tráfego de voz. Em cada grupo, as interfaces geram tráfego com características estatísticas independentes e com distribuições idênticas. Portanto, as equações (5.49) e (5.50) podem ser reescritas:

$$\bar{R}_{h0} = \frac{C_0}{1 - (d-1)\lambda_d - v\lambda_v} \quad (5.55)$$

e

$$\bar{R}_{h1} = \frac{C_0 + b_d}{1 - (d-1)\lambda_d - v\lambda_v} \quad (5.56)$$

Da mesma forma, as equações (5.55) e (5.56) são rerepresentadas como:

$$R_{h0}(s) = e^{-C_0 s} [\lambda_d \bar{R}_{h0} B_d(s) + (1 - \lambda_d \bar{R}_{h0})]^{d-1} [\lambda_v \bar{R}_{h0} B_v(s) + (1 - \lambda_v \bar{R}_{h0})]^v \quad (5.57)$$

e

$$R_{h1}(s) = e^{-C_0 s} [\lambda_d \bar{R}_{h1} B_d(s) + (1 - \lambda_d \bar{R}_{h1})]^{d-1} [\lambda_v \bar{R}_{h1} B_v(s) + (1 - \lambda_v \bar{R}_{h1})] B_d(s) \quad (5.58)$$

No capítulo 3, deduziu-se expressão para a transformada de Laplace da fdp do tempo de espera em fila para um sistema M/G/1 com porta de controle (vide equação (3.17)), ou seja:

$$W_h(s) = \frac{1 - R_{h0}(s)}{\bar{R}_{h0}} \frac{1 - \lambda_d \bar{R}_{h1}}{s - \lambda_d [1 - R_{h1}(s)]}, \quad h \in D \quad (5.59)$$

Da equação (5.59), encontra-se o valor médio do tempo de espera em fila para os pacotes de dados:

$$\bar{W}_h = - \left. \frac{dW_h(s)}{ds} \right|_{s=0} = \frac{\bar{R}_{h0}^2}{2\bar{R}_{h0}} + \frac{\lambda_d \bar{R}_{h1}^2}{2(1 - \lambda_d \bar{R}_{h1})} \quad (5.60)$$

onde  $\bar{R}_{h0}^2$  e  $\bar{R}_{h1}^2$  são o segundo momento das fdps  $R_{h0}(t)$  e  $R_{h1}(t)$ , derivados das equações (5.57) e (5.58), respectivamente.

Supondo a independência estatística do tempo de serviço de um pacote e do tempo de espera em fila, a transformada de Laplace da fdp do tempo de atraso para o tráfego de dados é:

$$D_h(s) = W_h(s)B_d(s) \quad (5.61)$$

A média para a fdp do tempo de atraso é

$$\bar{D}_h = \bar{W}_h(s)B_d \quad (5.62)$$

onde  $\bar{W}_h$  é dada por (5.60)

A partir da equação (5.62), pode-se estudar a influência do tráfego de voz no atraso médio para o tráfego de dados. Para este estudo, considere-se cinco interfaces com tráfego de dados ( $d = 5$ ) e varie-se o número de interfaces de voz. Considerando os parâmetros das tabelas 5.1 e 5.2, e observando que para a estabilidade das filas com tráfego de dados,  $\lambda_d < \lambda_{dmax} = (1-v\lambda_v)/6$  (vide equação (2.24)), apresenta-se na figura 5.5, a influência do tráfego de voz no tráfego de dados.

Através da figura 5.5, pode-se observar que a degradação no tempo médio de atraso para os pacotes de dados se dá numa proporção maior que o respectivo aumento da percentagem de tráfego de voz. Em se tratando de uma aplicação de dados crítica no tempo, o estudo da influência do tráfego de voz no tráfego de dados deve ser considerado, para se determinar qual o número máximo de interfaces com tráfego de voz que a rede pode suportar com um desempenho aceitável para ambas aplicações.

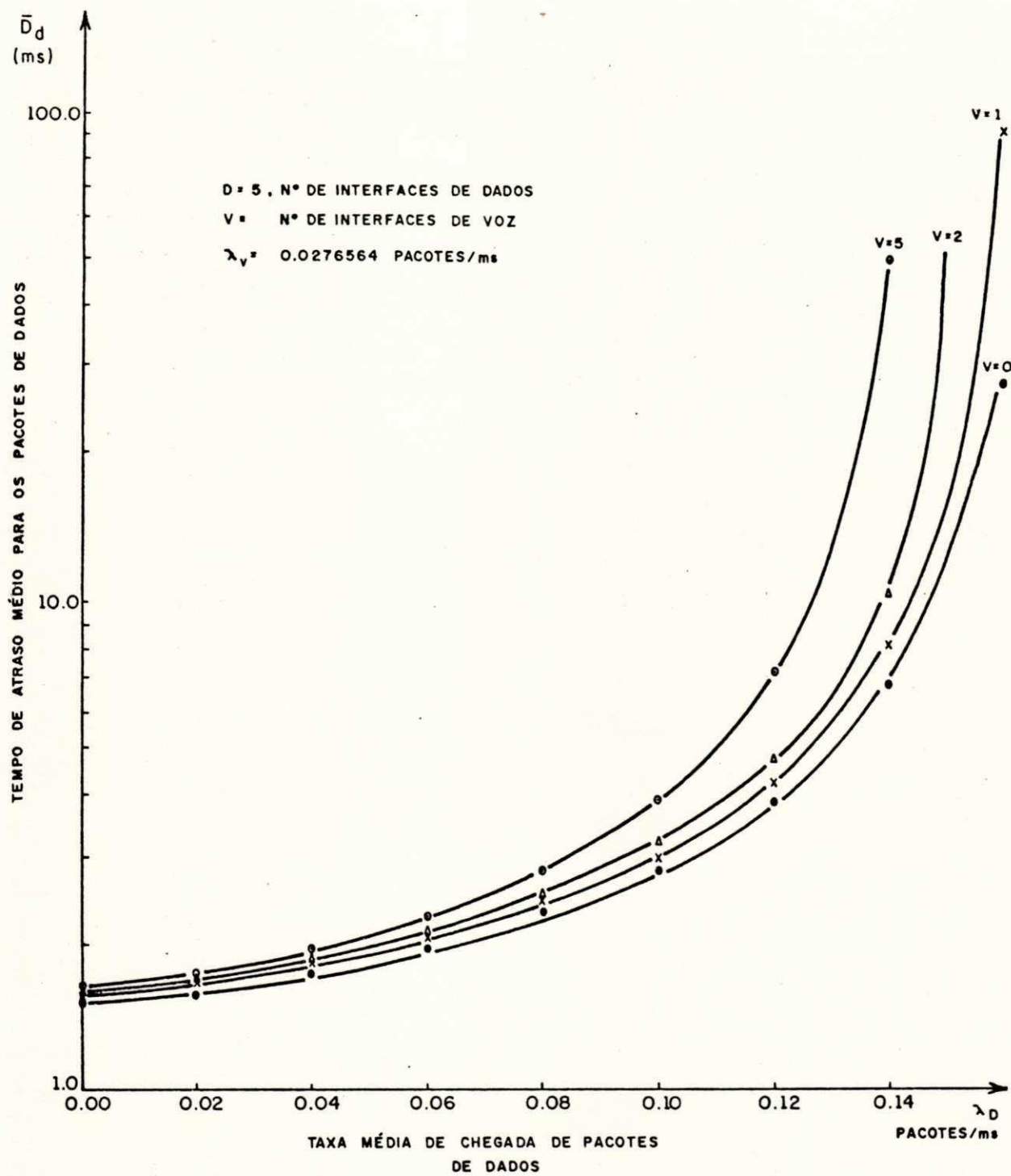


Figura 5.5 - Influência do Tráfego de Voz no Tráfego de Dados

## 5.7 - Comentários

Apresentou-se neste capítulo um modelo aproximado para o estudo da integração do tráfego de voz e dados em Redes Locais com passagem de Ficha. O modelo capturou o comportamento do atraso médio dos pacotes de voz em função da utilização da rede e da percentagem de tráfego de dados. Um comportamento semelhante foi observado, através de simulação por Gopal [Gopa85]. A influência da relação entre os intervalos de interchegadas de pacotes de voz e os instantes de visita da ficha, no tempo médio de espera em fila  $\bar{W}_{Gv}$  foi também captada por este modelo, e observado em trabalhos independentes. Estas observações substanciam a validade deste modelo e solução.

Finalmente, determinou-se a partir do modelo, o limite superior para a probabilidade de tolerância crítica (probabilidade de perda) para o tráfego de voz. Com estes limites apresentou-se curvas de criticidade do tráfego de voz, que são usadas para julgar a criticidade deste tráfego com relação ao desempenho de Redes com passagem de Ficha. Também mostrou-se a influência do número de interfaces de voz no tempo de atraso médio para os pacotes do tráfego de dados, e observou-se que a degradação no tempo médio de atraso para o tráfego de dados se dá numa maior proporção que o respectivo aumento da percentagem de tráfego de voz.

#### PARTE IV

Última parte. É composta do capítulo 6, que é o capítulo onde se apresentam as conclusões, sugestões para continuação desta linha de pesquisa, e em particular, onde se discutem procedimentos para a modelagem de aplicações críticas em redes CSMA-CD.

## CAPITULO VI

### CONCLUSOES

O desempenho de um sistema de comunicação é fortemente dependente das características das aplicações presentes. Dentre estas aplicações, algumas podem apresentar requisitos bastante exigentes com relação ao desempenho do sistema. Denomina-se estas aplicações de Aplicações Críticas.

Uma caracterização formal destas aplicações, baseada na especificação das medidas de desempenho e requisitos relevantes, foi apresentada. Também uma caracterização do sistema de comunicação, em função dos parâmetros deste sistema e das medidas relevantes para cada aplicação, foi abordada. No que se refere às medidas relevantes de uma aplicação, identificou-se três possíveis tipos:

- . Medida de Limite Superior,
- . Medida de Limite Inferior,
- . Medida de Limite em Intervalo.

Para cada uma destas medidas, estabeleceu-se os critérios para o julgamento da criticidade da aplicação em relação ao desempenho do sistema de comunicação. Denominou-se estas caracterizações das aplicações, do sistema de comunicação e os critérios para o julgamento da criticidade, abordados acima, de **Modelagem de**

## Aplicações Críticas.

A Modelagem de Aplicações Críticas supre as deficiências dos modelos analíticos existentes, no sentido de prover informações acerca da criticidade de uma aplicação em relação ao desempenho do sistema de comunicação.

Através da Modelagem de Aplicações Críticas, estudou-se o desempenho das Redes Locais de Computadores (RLCs) com Passagem de Ficha, a nível de subrede de comunicação, com aplicações críticas no tempo (Medida com Limite Superior). Inicialmente considerou-se uma RLC com Passagem de Ficha com tráfego de dados críticos no tempo. Cada interface foi modelada por uma fila M/G/1 com porta de controle, onde a distribuição do tempo de serviço é a distribuição do ciclo da ficha. Através da solução desta fila, obteve-se a Transformada de Laplace da função de densidade de probabilidade (fdp) do tempo de atraso (espera em fila + transmissão) dos pacotes na rede. Esta solução para o tempo de atraso médio em RLCs com Passagem de Ficha foi comparada com uma simulação independente, com níveis de confiança de 95%. Os resultados fornecidos pelo método analítico e simulação são próximos. A divergência nos valores obtidos é causada pela suposta independência dos ciclos da ficha. Na realidade estes ciclos são correlacionados. Os resultados obtidos pelo modelo analítico subestimam o atraso dos pacotes na rede. Entretanto, a solução do modelo tem boa precisão para uma intensidade de tráfego pequena, uma vez que a suposição de independência dos ciclos da ficha é assintoticamente exata na ausência de tráfego.



Similarmente, para altas intensidades de tráfego, pois no limite, todas as interfaces contribuem com o tempo de transmissão de um pacote, no ciclo da ficha. Estas observações substanciam a validade do modelo.

Para o julgamento da criticidade das aplicações com Medida de Limite Superior (e.g. Criticas no tempo), necessita-se do conhecimento da cauda da distribuição do tempo de atraso. Apresentou-se duas alternativas para a determinação da cauda da distribuição. A primeira se refere ao cálculo exato da cauda, uma vez que tem-se a transformada de Laplace da fdp do tempo de atraso. Esta alternativa consiste na inversão da transformada de Laplace e o eventual cálculo da integral da cauda. Devido à complexidade daquela distribuição, usou-se métodos numéricos para o cálculo da transformada inversa de Laplace. Uma outra alternativa é estimar a cauda da distribuição a partir de desigualdades estatísticas ou da Teoria da Aproximação. Efetuou-se uma estimativa usando a desigualdade One-Sided. Esta estimativa é relativamente simples de ser obtida, pois necessita-se apenas do primeiro e segundo momentos da fdp do tempo de atraso. Consequentemente o volume de cálculo envolvido é substancialmente menor que o método da inversão numérica. A estimativa a partir da desigualdade One-Sided é um limite superior para a cauda da distribuição. Portanto, o julgamento da criticidade a partir desta estimativa, sobreestima a criticidade da aplicação. Com ambas alternativas, determinou-se a curva de criticidade da aplicação em função dos requisitos da aplicação e dos parâmetros da rede (e.g. número de interfaces, comprimento da

ficha, utilização total, etc.). O conhecimento desta curva é importante para o julgamento da criticidade de uma aplicação, pois esta curva delimita as regiões de operação da rede em, adequada para a aplicação e imprópria.

Numa integração de aplicações, cada aplicação tem medidas e requisitos relevantes diferentes. A Modelagem de Aplicações Críticas capta o fenômeno da integração de aplicações e provê informações acerca do desempenho da rede com relação a cada medida da aplicação. Através do estudo da integração, pode-se observar a influência de outras aplicações no desempenho de aplicação específica.

Na automação de escritórios, o estudo da integração de voz e dados é importante. Dentre as diversas formas de integração de voz e dados, optou-se pelo tratamento equânime destes tráfegos para o acesso ao meio de transmissão. A aplicação de voz é crítica no tempo, pois o número de pacotes cujo tempo de atraso excede um tempo limite, deve ser mantido baixo, para não comprometer a intelegibilidade do tráfego reconstituído no destino. Uma medida de interesse para o tráfego de voz é a Probabilidade de Perda de pacotes, que é exatamente a probabilidade do tempo de atraso exceder este tempo limite.

Através da Modelagem de Aplicações Críticas em RLCs com Passagem de Ficha, estudou-se a integração dos tráfegos de voz e dados. Nesta integração as interfaces de voz e dados foram modeladas através de uma fila GI/G/1 com porta de controle e M/G/1 com porta de controle, respectivamente. Para as interfaces

de dados, determinou-se a transformada de Laplace da fdp do tempo de atraso e investigou-se a influência do tráfego de voz neste tráfego. Devido à complexidade e características das distribuições dos intervalos de interchegada do tráfego de voz e do ciclo da ficha, os métodos existentes para a solução da fila GI/G/1 (e.g. Solução Espectral, Algebra de Filas e Determinação dos períodos de ociosidade do servidor) para as interfaces de voz, não puderam ser usados. No entanto, deduziu-se expressões para os limites superior e inferior para a média e cauda da distribuição do tempo de atraso para os pacotes de voz. Esta estimativa estabelece limites para a Probabilidade de Perda dos pacotes de voz. Devido à complexidade das distribuições, usou-se métodos numéricos para obter estas estimativas. A partir das estimativas obteve-se as curvas de criticidade para o tráfego de voz, em função dos parâmetros da rede (e.g. número de interfaces de dados, número de interfaces de voz, comprimento da ficha, etc.), e das aplicações (comportamento dos pacotes, intensidade de tráfego, etc.). Através destas curvas estudou-se a influência do tráfego de dados na Probabilidade de Perda de pacotes de voz. O comportamento das estimativas para a média do tempo de atraso foi comparado com resultados de simulações independentes, e estas comparações substanciaram a validade do modelo.

Os critérios sugeridos para o julgamento da criticidade de uma aplicação, podem dirigir as metas de projeto de novas RLCs integradas, com outras aplicações como automação de escritório, controle de processos e processamento distribuídos, como também serem usados para analisar o desempenho das redes em uso, quando

novas aplicações são adicionadas à população de usuários já existentes ou futuros.

#### 6.1 - Sugestões para Continuação desta Linha de Pesquisa

Há várias possibilidades para a extensão das idéias apresentadas nesta tese.

Primeiramente, devido à importância das aplicações com medidas tendo requisitos críticos no tempo (Medidas de Limite Superior), considerou-se a modelagem destas aplicações em RLCs com Passagem de Ficha. Portanto, uma extensão óbvia desta tese será a modelagem das aplicações com Medida de Limite Inferior e/ou Medida de Limite em Intervalo em RLCs com Passagem de Ficha, usando os procedimentos da Modelagem de Aplicações Críticas aqui desenvolvidos. Como na Modelagem das Aplicações com Medidas de Limite Superior, deve-se solucionar o modelo da interface com a aplicação de interesse (com Medida de Limite Inferior ou de Limite de Intervalo), visando a obtenção de informações acerca da função densidade de probabilidade relativa à medida, para que se possa julgar a criticidade da aplicação com relação ao desempenho da rede. Em alguns casos as medidas com Limite Superior e Inferior são relacionadas; e.g. atraso e vazão.

O algoritmo aqui usado para inversão da transformada de Laplace tem suas limitações. Por conseguinte, foi impossível apresentar valores numéricos para o limite inferior da

Probabilidade de Perda para o tráfego de voz. Outros algoritmos para a inversão da transformada de Laplace devem portanto, ser considerados.

Uma suposição básica feita nesta tese, por razões de tratabilidade matemática, foi a independência estatística dos ciclos da ficha. Para o conjunto de parâmetros considerado (dez interfaces), os resultados obtidos pelo modelo analítico, quando comparados com uma simulação independente, são próximos. Entretanto, deve-se investigar a influência desta suposição, quando se considera um número maior de interfaces na rede, uma vez que a suposição de independência tende a subestimar os atrasos na rede, principalmente para intensidades médias de tráfego.

Na interconexão de RLCs, o requisito de atraso mínimo admissível para o tráfego de voz, pode ser um requisito crítico. Através da Modelagem de Aplicações Críticas no tempo, pode-se estudar o desempenho da interconexão de RLCs para tráfegos com medidas tendo requisitos críticos no tempo.

A Modelagem de Aplicações Críticas em RLCs com protocolo com Passagem de Ficha foi considerada nesta tese. Um outro protocolo de interesse para RLCs e sugerido na padronização IEEE 802, é o CSMA-CD. Apresenta-se a seguir, sugestões para a modelagem de aplicações críticas no tempo em redes com este protocolo.

### 6.1.1 - Modelagem de Aplicações Críticas no Tempo em CSMA-CD

A rede Barra com Acesso Aleatório (CSMA-CD) tem topologia em barra e utiliza o protocolo de acesso CSMA-CD [IEEE82]. Neste protocolo cada interface "escuta" o meio de transmissão e transmite apenas quando o meio se apresenta livre. As interfaces "escutam" sua própria transmissão e param de transmitir ao perceberem a presença de outras transmissões simultâneas no meio. Neste caso, diz-se que ocorreu uma colisão. As interfaces envolvidas em colisões aguardam um intervalo de tempo aleatório antes de tentarem retransmitir. Por causa do atraso de propagação fim-a-fim na barra, as colisões não são detectadas imediatamente.

Considere-se uma RLC CSMA-CD com uma população heterogênea de  $N$  usuários (aplicações). Para que o modelo tenha uma solução tratável, as seguintes aproximações serão consideradas: nas interfaces cada buffer tem uma capacidade infinita de armazenamento; os processos de chegada de tráfego são estacionários e independentes; da mesma forma o são os processos de serviço (tempo de transmissão); também supõe-se a independência estatística dos processos de chegada de tráfego e serviço; o tempo de retransmissão (backoff) é exponencialmente distribuído, cuja média depende da taxa de retransmissão em cada interface [Coyle85].

Suponha-se que os pacotes chegam à interface  $i$  ( $i = 1, 2, 3, \dots, N$ ), de acordo com um processo geral e independente GI, cuja Função de Distribuição de Probabilidade é  $A_i(t)$ , com

taxa média de  $\lambda_i$  pacotes/seg. Estes pacotes recebem um tempo aleatório de serviço (tempo de transmissão + tempo para aquisição do canal para uma transmissão com sucesso) com Distribuição de Probabilidade independente,  $B_i(t)$  com média  $b_i$  segundos. Para a interface  $i$ , a medida relevante do processo  $A_i(t)$ , é o tempo de atraso, que é uma Medida de Limite Superior (crítica no tempo). Para este tipo de medida, precisa-se de informações sobre a Distribuição de Probabilidade do tempo de atraso relativo a interface  $i$ , de modo a se poder julgar a criticidade da aplicação com relação ao desempenho da rede.

De acordo com as considerações acima, a interface  $i$  pode ser modelada como:

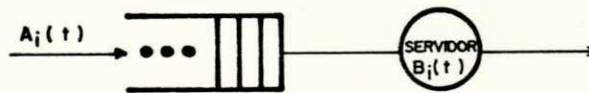


Figura 6.1 - Modelo da Interface CSMA-CD

A determinação da Distribuição de Probabilidade do tempo de serviço desta interface não é simples. Para uma população de  $N$  usuários, esta Distribuição de Probabilidade depende das outras aplicações presentes e das características inerentes ao

Protocolo de Comunicação CSMA-CD (e.g. tempo de "escuta", tempo de detecção de colisão, algoritmo de retransmissão, etc.). Portanto, a distribuição  $B_i(t)$  é geral.

A seguir, apresenta-se duas sugestões para a solução da fila na figura 6.1.

- Sugestão I

Usar os conceitos de Teoria das Filas para obter a solução do sistema GI/G/1 na figura 6.1, onde a Distribuição de Probabilidade do serviço  $B_i(t)$  deve ser aproximada por uma distribuição do tipo "fase" (phase-ph) [Neut81, Coyl85]. Estas distribuições podem aproximar uma distribuição genérica para qualquer que seja a precisão desejada.

Neuts [Neut81] tem estudado extensivamente o sistema GI/PH/1, e obteve a Distribuição de Probabilidade do tempo de espera em fila. O estudo de filas com ordem aleatória de serviço tem sido considerado por Kingman [King62] e Carter [Cart72]. Portanto, uma junção destes dois estudos deve ser considerada na modelagem analítica das redes CSMA-CD.

- Sugestão II

Coyle [Coyl85] e Apostolopoulos [Apos86] sugeriram modelos para a rede CSMA-CD, usando cadeia de Markov contínua e semi-Markov Multidimensional, respectivamente. Uma sugestão seria



portanto, estender estes trabalhos com o objetivo da determinação da Distribuição de Probabilidade de atraso na rede.

Portanto, através de uma das sugestões acima, pode-se obter informações acerca da distribuição do tempo de atraso, e conseqüentemente julgar a criticidade da aplicação com relação ao desempenho da rede.

## 6.2 - Comentários Finais e Contribuições

Acredita-se que o trabalho de pesquisa relatado nesta tese tenha contribuído para a área de avaliação de desempenho de sistemas de comunicação. Distribuí-se comentários acerca das contribuições ao longo dos capítulos passados. Em conclusão, as contribuições principais são enumerados a seguir.

Primeiro, no capítulo 2, formalizou-se o conjunto abrangente de medidas de desempenho para sistemas de comunicação cuja utilização atende tanto aos propósitos de estudos anteriores (p. ex., levantamento de curvas atraso vs. vazão) como à obtenção de informações mais detalhadas como valores limites e intervalos das medidas de desempenho de interesse.

A abrangência do conjunto de medidas definido permite sua utilização em estudos da adequação de sistemas de comunicação para atender exigências extremas (ou críticas) de projeto ou de uso. Assim, a modelagem de sistemas empregando tais medidas é identificada de Modelagem de Aplicações Críticas. O restante do

capítulo 2 tratou de elaborar um procedimento analítico genérico para solucionar modelos de aplicações críticas. Como o leitor pode ter observado, o procedimento traz paralelos à análise de Erlang para o percentual de perda de tráfego por centrais telefônicas. A Modelagem de Aplicações Críticas pode assim, ser vista como uma extensão e generalização do modelo de Erlang.

Como o trabalho de Erlang em Teoria das Filas, a Modelagem de Aplicações Críticas exige, a rigor, a dedução de distribuições completas de probabilidades associadas às medidas de desempenho de interesse. A título de ilustração, o capítulo 3 apresentou a modelagem de uma Rede Local com Passagem de Ficha sob tráfego de uma aplicação crítica no tempo. O sistema de filas resultante foi do tipo M/G/1. A solução do sistema demonstrou que a adoção de apenas os dois primeiros momentos para o tempo de atraso induz a um projeto excessivamente super dimensionado para atender às especificações críticas, mas é suficiente para informações preliminares ou comparativas sobre alternativas de projeto - sem a necessidade de uma análise matemática mais rigorosa e portanto, mais complexa.

Finalmente, uma outra contribuição importante deste trabalho foi a aplicação de Modelagem de Aplicações Críticas a redes locais como suporte a tráfego de voz, haja visto a concentração de estudos anteriores sobre o assunto, em torno de simulação. O material do capítulo 5 apresenta os resultados obtidos nesta área e destaca a sua correlação com resultados obtidos independentemente através de simulação. A complexidade da

análise no capítulo 5 deu-se não somente às características de tráfego integrado de voz e dados e do protocolo de acesso, como principalmente, às características estatísticas mais realistas (delineadas no capítulo 4) para o processo de chegada de pacotes com voz. Mais uma vez, demonstrou-se o desperdício em termos de capacidade exacerbada no sistema, caso seu projeto seja norteadado apenas por informações sobre as médias das medidas de desempenho de interesse (p. ex., média do tempo de trânsito dos pacotes de voz).

Ao concluir, não se pode deixar de tecer alguns comentários sobre as dificuldades e limitações encontradas no desenvolvimento desta pesquisa. Esta foi - como demonstram os capítulos desta tese - realizada completamente embasada em ferramentas analíticas provenientes da Teoria de Processos Estocásticos. As soluções obtidas são eficientes do ponto de vista de execução. Pela mesma razão, as soluções exigiram frequentemente conceitos e teoremas no limiar do conhecimento de teoria das filas, dificultando sobremaneira, uma análise exata. Avanços na área de sistemas G/G/1 em muito contribuirão para facilitar a utilização da Modelagem de Aplicações Críticas em sistemas e situações mais realistas e por conseguinte, de maior interesse.

SOLUÇÃO DA CADEIA DE MARKOV EMBUTIDA

Seja  $k$  o número de pacotes numa determinada interface, no instante de visita da ficha livre. Supondo que o processo de chegada é Poisson, pode-se definir uma Cadeia de Markov Embutida  $\{X_k\}$  nestes instantes [Klei75], cuja distribuição de probabilidade em regime estacionário do número de pacotes é:

$$P_k = \text{Prob}\{K=k\}, \quad k = 0, 1, 2, \dots \quad (\text{A.1})$$

Esta distribuição de probabilidade satisfaz a seguinte equação [Klei75]:

$$P_k = P_0 P_{0k} + \sum_{m=1}^{k+1} P_m P_{mk}, \quad k = 1, 2, 3, \dots \quad (\text{A.2})$$

onde  $P_{mk} = P[x_{i+1} = k/x_i = m] = n_{k-m+1}$  para  $m > 0$ , e  $P_{0k}$  para  $m = 0$ , são as probabilidades de transição da Cadeia de Markov definida acima, e são dadas por:

$$P_{mk} = \begin{cases} \int_0^{\infty} e^{-\lambda t} \frac{(t\lambda)^{k-m+1}}{(k-m+1)!} dR_1'(t), & m > 0 \\ \int_0^{\infty} e^{-\lambda t} \frac{(\lambda t)^k}{k!} dR_0'(t), & m = 0 \end{cases} \quad (\text{A.3})$$

onde  $R_0'(t)$  e  $R_1'(t)$  são as FDPs dos ciclos condicionais  $\tilde{R}_{10}$  e  $\tilde{R}_{11}$  definidos pelas equações (3.12) e (3.11), respectivamente. A condição de normalização é:

$$\sum_{k=0}^{\infty} p_k = 1 \quad (\text{A.4})$$

Portanto, a distribuição de probabilidade em regime estacionário em (A.1) é completamente determinada pelas Equações (A.2), (A.3) e (A.4).

Sejam,

$$G(x) = \sum_{k=0}^{\infty} p_k x^k, \quad (\text{A.5})$$

$$H_0(x) = \sum_{k=0}^{\infty} p_{0k} x^k, \quad (\text{A.6})$$

$$e \quad H_1(x) = \sum_{k=0}^{\infty} n_k x^k \quad (\text{A.7})$$

as Funções Geradoras de Probabilidade das distribuições  $p_k$ ,  $p_{mk}$ , ( $m = 0$ ) e  $p_{mk}$ , ( $m > 1$ ), respectivamente.

Multiplicando a equação (A.2) por  $x^k$ , tem-se

$$-p_k x^k = p_0 p_{0k} x^k + \frac{1}{x} \sum_{m=1}^{k+1} p_m n_{k-m+1} x^{k+1} - \frac{1}{x} p_0 n_{k+1} x^{k+1} \quad (\text{A.8})$$

Somando (A.8) em  $k$ ,

$$\sum_{k=0}^{\infty} p_k x^k = \sum_{k=0}^{\infty} p_0 p_{0k} x^k + \frac{1}{x} \sum_{k=0}^{\infty} \left( \sum_{m=1}^{k+1} p_m n_{k+1-m} x^{k+1} \right) - \frac{p_0}{x} \sum_{k=0}^{\infty} n_{k+1} x^{k+1} \quad (\text{A.9})$$

Das equações (A.5), (A.6), (A.7) e reconhecendo a convolução

$$\sum_{k=0}^{\infty} \left( \sum_{m=1}^{k+1} p_m n_{k+1-m} x^{k+1} \right) = G(x)H_1(x) - p_0 n_0 ,$$

tem-se que:

$$G(x) = p_0 H_0(x) + \frac{1}{x} [G(x)H_1(x) - p_0 n_0] - \frac{p_0}{x} [H_1(x) - n_0]$$

que após algumas simplificações, obtém-se:

$$G(x) = \frac{p_0 [xH_0(x) - H_1(x)]}{x - H_1(x)} \quad (\text{A.10})$$

A Função Geradora de Probabilidade  $H_0(x)$  pode ser expressa por:

$$H_0(x) = \sum_{k=0}^{\infty} p_{0k} x^k = \int_0^{\infty} e^{-\lambda t} \sum_{k=0}^{\infty} \frac{(\lambda t x)^k}{k!} dR_0(t)$$

$$= R_0(s) \rightarrow s = \lambda(1-x) \quad (\text{A.11})$$

onde  $R_0(s)$  é a Transformada de Laplace do ciclo condicional  $R_0$  em  $s = \lambda(1-x)$ . Similarmente,

$$H_1(x) = R_1(s), \quad s = \lambda(1-x) \quad (\text{A.12})$$

Portanto, substituindo (A.11) e (A.12) em (A.10), tem-se

$$G(x) = \frac{p_0 [xR_0(s) - R_1(s)]}{x - R_1(s)}, \quad s = \lambda(1-x) \quad (\text{A.13})$$

Usando a identidade  $G(1) = 1$ , encontra-se a partir de (A.13) através do cálculo de  $\lim_{x \rightarrow 1} G(x)$  pela regra de L'Hopital,

$$p_0 = \frac{1 - \lambda \bar{R}_1}{1 - \lambda (\bar{R}_1 - \bar{R}_0)} \quad (\text{A.14})$$

Seja  $k'$  o número de pacotes que ficam numa determinada interface, no instante de partida de um pacote desta interface, com distribuição

$$p'_k = \text{Prob}\{K' = k\}, \quad k = 0, 1, 2, \dots \quad (\text{A.15})$$

e Função Geradora de Probabilidade,

$$G'(x) = \sum_{k=0}^{\infty} p'_k x^k \quad (\text{A.16})$$

A probabilidade  $p'_k$  pode ser expressa através da probabilidade de se ter  $m$  pacotes no instante de visita da ficha, dado que a interface não está vazia,  $p_m/(1-p_0)$ , e a probabilidade de  $(k-m+1)$  novas chegadas nesta fila durante o tempo de serviço de um pacote. Portanto,

$$p'_k = \sum_{m=1}^{k+1} \frac{p_m}{(1-p_0)} \int_0^{\infty} e^{-\lambda t} \frac{(\lambda t)^{k-m+1}}{(k-m+1)!} dB(t), \quad k = 0, 1, 2, \dots \quad (\text{A.17})$$

onde  $B(t)$  é a FDP do tempo de transmissão de um pacote na rede. Usando os mesmos procedimentos para a derivação de  $G(x)$  em (A.10), tem-se:

$$G'(x) = \frac{1}{1-p_0} \frac{G(x)-p_0}{x} B(s), \quad s = \lambda(1-x) \quad (\text{A.18})$$

Supõe-se que a disciplina de serviço em cada interface é "FCFS". Seja  $\tilde{w}$  o tempo de espera em fila de um pacote arbitrário (pacote-teste) de uma determinada interface, com FDP  $W(t)$  e transformada de Laplace  $W(s)$ . Seja  $\tilde{s} = \tilde{w} + \tilde{b}$  o tempo no sistema, do pacote-teste (espera + serviço). Portanto,  $p'_k$  pode ser interpretada como a distribuição do número de pacotes durante o tempo no sistema, do pacote-teste. Como  $\tilde{w}$  e  $\tilde{b}$  são independentes, a FDP  $S(t) = W(t) * B(t)$ , onde  $*$  é o operador convolução. Portanto,

$$p'_k = \int_0^{\infty} e^{-\lambda t} \frac{(\lambda t)^k}{k!} d(w(t) * (B(t))) \quad k = 0, 1, 2, \dots \quad (\text{A.19})$$



Multiplicando (A.19) por  $x^k$  e somando em  $k$ , tem-se:

$$G'(x) = \int_0^{\infty} e^{-\lambda t} \sum_{k=0}^{\infty} \frac{(\lambda t x)^k}{k!} d(W(t) * (B(t))), \quad k = 0, 1, 2, \dots$$

$$= W(s)B(s) \quad , \quad s = \lambda(1-x) \quad (A.20)$$

Igualando (A.18) e (A.20), tem-se:

$$W(s) = \frac{p_0}{1-p_0} \frac{R_0(s)-1}{x-R_1(s)} \quad (A.21)$$

Substituindo a expressão de  $p_0$  em (A.14) e  $x = (\lambda - s)/\lambda$ , em (A.21), finalmente obtem-se:

$$W(s) = \frac{1-\lambda R_1}{\bar{R}_0} \frac{1-R_0(s)}{s-\lambda[1-R_1(s)]} \quad (A.22)$$

onde  $W(s)$  é a transformada de Laplace da fdp do tempo de espera em fila, para uma interface de uma RLC com Passagem de Ficha, com tráfego de chegada, com processo Poisson.

A partir de (A.22), determina-se o tempo médio em fila,

$$\bar{W} = - \left. \frac{dW(s)}{ds} \right|_{s=0} = \frac{\bar{R}_0}{2\bar{R}_0} + \frac{\lambda R_1}{2(1-\lambda \bar{R}_1)} \quad (A.23)$$

onde  $\bar{R}_0$ ,  $\bar{R}_1$  e  $\overline{R_0^2}$ ,  $\overline{R_1^2}$  são os primeiros e segundos momentos das f.dps  $R_0(t)$  e  $R_1(t)$ , respectivamente.

APENDICE B

DERIVAÇÃO DE  $\gamma_1$  PARA O SISTEMA M/M/1

Na secção 5.3, mostrou-se que a cauda da distribuição do tempo de espera em fila para um sistema GI/G/1 tem um limite inferior, dado por (vide Equação (5.24)):

$$\gamma_1 e^{-s_0 t} \leq 1 - W(t), \quad t > 0 \quad (B.1)$$

onde  $\gamma_1$  é o menor valor de  $\gamma_1$  que satisfaz a desigualdade [King70]:

$$\gamma_1 \leq \frac{1 - C(t)}{\int_t^\infty e^{-s_0(t-u)} dC(u)}, \quad t > 0 \quad (B.2)$$

e  $C(t)$  é a Transformada Inversa de Laplace de  $C(s) = A(-s)B(s)$ . As funções  $A(s)$  e  $B(s)$  são as respectivas transformadas de Laplace dos processos de chegada e serviço do sistema em consideração. Define-se  $s_0$  em (B.2) por (vide Equação (5.23)):

$$s_0 = \text{SUP}\{s > 0 : C(-s) \leq 1\} \quad (B.3)$$

Para o sistema M/M/1, tem-se que:

$$A(s) = \frac{\lambda}{\lambda - s} \quad (B.4)$$

e

$$B(s) = \frac{\mu}{\mu + s} \quad (B.5)$$

Portanto, a partir de (B.3) determina-se

$$s_0 = \mu - \lambda \quad (B.6)$$

Com base nas equações (B.4) e (B.5) e na definição de  $C(s) = A(-s)B(s)$ , tem-se que a Transformada Inversa de Laplace de  $C(s)$  é dada por:

$$C(t) = \frac{\lambda\mu}{\mu + \lambda} [u(t)e^{-\mu t} + u(-t)e^{\lambda t}], \quad (B.7)$$

onde  $u(t)$  é a função degrau unitário. Observe-se que  $u(-t)$  é definida para  $t < 0$ .

O numerador da desigualdade em (B.2) pode ser expresso como:

$$\begin{aligned} 1 - C(t) &= \int_t^\infty c(t) dt, \quad t > 0 \\ &= \int_t^\infty \frac{\lambda\mu^2}{\mu + \lambda} e^{-\mu t} dt \end{aligned} \quad (B.8)$$

Enquanto que o denominador desta desigualdade em (B.2), pode ser escrito como:

$$\begin{aligned} \int_t^\infty e^{-s_0(t-u)} dC(u) &= e^{-s_0 t} \int_t^\infty e^{s_0 u} \left( \frac{\lambda \mu^2}{\mu + \lambda} e^{-\mu u} \right) du \\ &= e^{-s_0 t} \left( \frac{\lambda \mu^2}{\mu + \lambda} \right) \int_t^\infty e^{-u\lambda} du, \quad t > 0 \end{aligned} \quad (B.9)$$

Substituindo-se as equações (B.8) e (B.9) em (B.2), tem-se que:

$$\gamma_1 \leq \left( \frac{\lambda}{\mu} \right) \frac{e^{-t(\mu-\lambda)}}{e^{-s_0 t}} = \frac{\lambda}{\mu} = \rho \quad (B.10)$$

Portanto, para o sistema M/M/1, o limite inferior para a cauda da distribuição do tempo de espera em fila é dado por:

$$1 - W(t) \geq \gamma_1 e^{-(\mu-\lambda)t} = \rho e^{-(\mu-\lambda)t} \quad (B.11)$$

## REFERENCIAS BIBLIOGRAFICAS

- [Abra70] Abramson, N.; "The ALOHA System - Another Alternative for Computer Communications", 1970 Fall Joint Computer Conference, AFIPS Conference Proceedings, 37, 281-285.
- [Alle78] Allen, Arnold, O.; "Probability, Statistics, and Queueing Theory with Computer Science Applications", Academic Press, 1978.
- [Apos86] Apostopoulos, T.K., Prontonarios, E.N.; "Queueing Analysis of Buffered CSMA/CD Protocols"; IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-34, No.9, pp. 898-905, September 1986.
- [Avi-65] Avi-Itzhak, B., Maxwell, W.L., and Miller, L.W.; "Queueing with Alternating Priorities", Opns. Res., 13(1965), 306-318.
- [Barb80] Barberis, G., and Pazzaglia, D., "Analysis and Optimal Design of a Packet Voice Receiver", IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-28, No.2, February 1980, 217-227.

- [Barb81] Barberis, G.; "Buffer Sizing of a Packet Voice Receiver", IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-29, nO.2, February 1981, 152-156.
- [Bial80] Bially, T., McLaughlin, A.J., and Weinstein, C.J.; "Voice Communication in Integrated Digital Voice and Data Networks", IEEE Transactions on Communications, Vol.COM-28, No.9, September 1980, 1478-1490.
- [Brad68] Brady, P.T.; "A Statistical Analysis of On-Off Patterns in 16 Conversations", Bell System Technical Journal, Vol.48, January 1968, 73-91.
- [Brad69] Brady, P.T.; "A Model for Generating On-Off Speech Patterns in Two-Way Conversations", Bell System Technical Journal, Vol.48, September 1969, 2445-2471.
- [Bras85] Brasileiro, M.A.G., Moura, J.A.B., de Marca, J.R.B. e Sauvè, J.P.; "Algumas Considerações sobre a Capacidade de Redes Locais com Passagem de Ficha para a Transmissão de Sinais de Voz", 3o. SBRC, Rio de Janeiro, Abril 1985.
- [Bras87] Brasileiro, M.A.G., Moura, J.A.B.; "Modelagem de Aplicações Críticas em Redes Locais com Passagem de Ficha", Anais do 5o. SBRC, São Paulo, Abril de 1987.

- [Bras87a] Brasileiro, M.A.G., Moura, J.A.B.; "Modelling Critical Applications on Token Passing LANs", a ser submetido para publicação.
- [Bren73] Brent, R.P.; "Some Efficient Algorithms for Solving Systems of Nonlinear Equations", SIAM J. Numer. Anal. 10 (1973), 327-344.
- [Bull59] Bullington, K., and Fraser, J.M.; "Engineering Aspects of TASI", Bell System Technical Journal, Vol.38, March 1959, 353-364.
- [Bux82] Bux, W., Closs, F., Janson, P.A., Kummerle, K., Muller, H.R., and Rothausser, E.H.; "A Local-Area Communications Network based on a Reliable Token-Ring System", Local Computer Networks Symposium, Florence, Italy, April 1982, 69-82.
- [Camp76] Campanella, S.J.; "Digital Speech Interpolation", COMSAT Technical Review, Vol.6, No.1, 1976, 127-159.
- [Cart72] Carter, G., Cooper, R.; "Queues with Service time in Random Order", Operations Research, Vol.20, pp. 389-405, March-April, 1972.



- [Chla83] Chlamtac, I., and Eisenberg, M.; "Voice/Data Integration on Ethernet - Backoff and Priority Considerations", Computer Communications, Vol.6, No.5, May 1983, 236-244.
- [Cohe77] Cohen, D.; "Issues in Transnet Packetized Voice Communications", Proceedings of the 5th Data Communications Symposium, September 1977, 6.10-6.13.
- [Coop69] Cooper, R.B., and Murray G.; "Queues Served in Cyclic Order", B.S.T.J., 48, No.3 (March 1969), 675-689.
- [Covi75] Coviello, G., and Vena, P.; "Integration of Circuit/Packet Switching by a SENET (Slotted Envelope Network) Concept", National Telecommunications Conference, December 1975, 4.2.12-4.2.17.
- [Coyl85] Coyle, E. J., Liv, B.; "A Matrix Representation of CSMA/CD Networks", IEEE Transactions on Communications, Vol.COM-33, pp. 53-64, January 1985.
- [Cram46] Cramér H.; "Mathematical Methods of Statistics", Princeton Univ. Press, Princeton, New Jersey, 1946.
- [Davi75] Davis, P.J., Rabinowitz, P.; "Methods of Numerical Integration", Academic Press, New York, 1975, Chap. 6.

- [DeTr84] DeTreville, J.D.; "A Simulation-Based Comparison of Voice Transmission on CSMA/CD Networks and on Token Buses", AT&T Bell System Technical Journal, Vol.63, No.1, 1984, 33-55.
- [Eise71] Eisenberg, M.;—"Queues with Periodic Changeover Times", Opns. Res., 19(1971), 386-401.
- [Fell68] Feller, W.; "An Introduction to Probability Theory and Its Applications", 3rd Edition, Vol.1, Willey, New York, 1968.
- [Fell71] Feller, W.; "An Introduction to Probability Theory and Its Applications - Volume 2", John Wiley and Sons, Inc., 1971.
- [Fine86] Fine, M., Tobagi, F.A.; "Packet Voice on a Local Area Network with Round Robin Service", IEEE Trans. on Comms., Vol.COM-34, No.9, September 1986.
- [Forg75] Forgie, J.W.; "Speech Transmission in Packet-Switched Store-and-Forward Networks", AFIPS National Computer Conference, 1975, Vol.44, 137-142.
- [Forg76] Forgie, J.W.; "Network Speech: System Implications of Packetized Speech", Annual Report ESD-TR-77-178 to Defence Communications Agency, MIT Lincoln Labs, September 1976.

- [Gitm78] Gitman, I., and Frank, H.; "Economic Analysis of Integrated Voice and Data Networks: A Case Study", Proceedings of the IEEE, Vol.66, No.11, November 1978, 1549-1570.
- [Gopa85] Gopal, P.M.; "Voice Transmission on Local Area Networks", Ph.D., Thesis in Computer Science, University of Waterloo, Waterloo, Canada, 1985
- [Half75] Halfin, S.; "An Approximate Method for Calculating Delays for a Family of Cyclic Type Queues", B.S.T.J., 54, No.10, (December 1975), 1733-1754.
- [Hash72] Hashida, O.; "Analysis of Multiqueue", Review of the Electr. Comm. Laboratories, Nippon Telegraph and Telephone Public Corp., 20(1972), 189-199.
- [Hegg82] Heggstad, H.M., McAuley, R.J., and Tierney, J.; "Practical Considerations for Speech Digitizing Systems at Rates from 64.0 to 0.6 Kbit/s", Global Telecommunications Conference, Miami, 1982, B3.8.1-B3.8.8.
- [Hsei78] Hseih, W., Gitman, I., and Occhiogrosso, B.; "Design of Hybrid Switching Networks for Voice and Data", International Conference on Communications, 1978, 20.1.1-20.1.9.

- [IEEE82] IEEE Project 802 Local Area Network Standards, Draft D, 1982.
- [Iida80] Iida, I., Ishizuka, M., Yasuda, Y., and Onoe, M.; "Random Access Packet Switched Local Computer Network with Priority Function", National Telecommunications Conference, 1980, 37-41.
- [Iida83] Iida, I., Yasuda, Y., and Komachi, Y.; "Modified CSMA/CD Local Area Network with Message-Based Priority Function", INFOCOM 83, San Diego, Ca., April 1983, 472-477.
- [Jage78] Jagerman, D.; "An Inversion Technique for the Laplace Transform with Application to Approximation", B.S.T.J., 57, No.3, (March 1978), 669-710.
- [John81] Johnson, D.H., and O'Leary, G.C.; "A Local Access Network for Packetized Digital Voice Communication", IEEE Transactions on Communications, Vol.COM-29, No. 5, May 1981, 679-688.
- [Kekr77] Kekre, H.B., and Saxena, C.L.; "Three-State Markov Model of Speech on Telephone Lines", Computers and Electrical Engineering, Vol.4, No.3, 1977, 235-250.

- [King62] Kingman, J.F.C.; "On Queues in which Customers are Served in Random Order", Proceedings of the Cambridge Philosophical Society, Vol.58, pp. 79-91, 1962.
- [King66] Kingman, J.F.C.; "On the Algebra of Queues", Journal of Applied Probability, 3, 285-326, 1966.
- [King70] Kingman, J.F.C.; "Inequalities in the Theory of Queueus", Journal of the Royal Statistical Society, Series B, 32, 102-110, 1970.
- [Klei75] Kleinrock, L.; "Queueing Systems, Volume I: Theory", John Wiley & Sons, 1975.
- [Klei77] Kleinrock, L., and Scholl, M.; "Packet Switching in Radio Channels: New Conflict-free Multiple Access Schemes for a Small Number of Data Users", International Conference on Communications, Chicago, June 1977, 22.1.105-22.1.111.
- [Koba74] Kobayashi, H.; "Bounds for the Waiting Time in Queueing Systems", Computer Architectures and Networks, North-Holland Publishing Company, 263-274, 1974.

- [Krei51] Krein, M.G.; "The Ideas of P.L. Cebayev and A.A. Markov in the Theory of Limiting Values of Integrals and their Further Developments", Amer. Math. Soc. Transl., Ser. 2, Vol.12, pp. 1-121, 1951.
- [Kueh79] Kuehn, P.J.; "Multiqueue Systems with Nonexhaustive Cyclic Service", B.S.T.J., Vol.58, No.3, March 1979, 671-698.
- [Leib61] Leibowitz, M.A.; "An Approximate Method for Treating a Class of Multiqueue Problems", IBM Journal, 5(1961), 204-209.
- [Limb83] Limb, J.O., and Flamm, L.E.; "A Distributed Local Area Network Packet Protocol for Combined Voice and Data Transmission", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol.SAC-1, No.5, November 1983, 926-934.
- [Map 71] Manufacture Automation Protocol Especification, Version 2.1, General Motors, March 1971.
- [Mark80] Mark, J.W.; "Distributed Scheduling Conflict-Free Multiple Access for Local Area Communication Networks", IEEE Transactions on Communications, Vol.COM-28, No.12, December 1980, 1968-1976.

- [Mark83] Mark, J.W.; "Integrated Voice/Data Services on a Dual-ring Local Area Network", Global Telecommunications Conference 1983, Vol.1, 377-381.
- [Mars68] Marshall, K.T.; "Some Relationship Between the Distributions of Waiting Time, Idle Time, and Interoutput Time in the GI/G/1 Queue", SIAM Journal Applied Math., 16, 324-327, 1968.
- [Maxe82] Maxemchuk, N.F.; "A Variation of CSMA/CD That Yields Movable TDMA Slots in Integrated Voice/Data Local Networks", Bell System Technical Journal, Vol.61, No.7, 1982, 1527-1550.
- [Metc76] Metcalfe, R.M., and Boggs, D.R.; "ETHERNET: Distributed Packet Switching for Local Computer Networks", Communications of the ACM, Vol.19, No.7, July 1976, 395-403.
- [Mino79] Minoli, D.; "Issues in Packet Voice Communication", Proceedings of the IEE, vol.126, No.8, August 1979, 729-740.
- [Mour82] Moura, J.A.B.; "Hierarchical Modelling of Local Area Networks Under File Transfer", Ph.D. Thesis in Electrical Engineering, University of Waterloo, Waterloo, Canada, 1982.

- [Muss85] Mussi, J.M.F.; "A Model for a Network - Based File Server in Interactive Operation", M.A.Sc., Thesis in Electrical Engineering, University of Waterloo, Waterloo, Canada, 1985.
- [Nayl77] Naylor, W.E., and Kleinrock, L.; "Stream Traffic Communication in Packet-Switched Networks: Destination Buffering Considerations", IEEE Transactions on Communications, Vol.COM-30, No.12, December 1982, 2527-2534.
- [Neut81] Neuts, M.F.; "Stationary Waiting-time Distributions in the GI/PH/1 Queue"; J. Appl. Prob. 18, 901-912, 1981.
- [Nutt82] Nutt, G.J., and Bayer, D.L.; "Performance of CSMA/CD Networks Under Combined Voice and Data Loads", IEEE Transactions on Communications, Vol.COM-30, No.1, 6-11, January 1982.
- [Papo65] Papoulis, A.; "Probability, Random Variables and Stochastic Processes", McGraw-Hill Book Company, 1965.
- [Ross74] Ross, S.M.; "Bounds on the Delay Distribution in GI/G/1 Queues", Journal of Applied Probability, 11, 417-421, 1974.



- [Toko77] Tokoro, M. and Tamaru, K.; "Acknowledging Ethernet",  
Proceedings of COMPCON, September 1977, 320-325.
- [Top75] Technical and Office Protocol Especification, Version  
1.0, Boeing, November 1975.
- [Tran85] Tran-Gia, P., and Raith, T.; "Multiqueue Systems with  
Finite Capacity and Nonexhaustive Cyclic Service",  
Proceeding of the IFIP, Tokyo, 1985, 213-225.
- [Wein73] Weinstein, S.B.; "Theory and Application of Some  
Classical and Generalized Asymptotic distributions  
of Extreme Values", IEEE Trans. on Information  
Theory, Vol.I-9, March 1973.
- [Widd46] Widder, D.V.; "The Laplace Transform", Princeton Univ.  
Press, 1946.
- [Yao80] Yao, K. and Biglieri, E.M.; "multidimensional Moment  
Error Bouns for Digital Communication Systems", IEEE  
Trans. on Information Theory, Vol.IT-26, No.4, July  
1980.

MARCOS ANTONIO GONCALVES BRASILEIRO

MODELAGEM DE APLICAÇÕES CRITICAS NO TEMPO  
EM REDES LOCAIS COM PASSAGEM DE FICHA

Tese apresentada ao Curso de DOUTORADO  
EM CIENCIAS no dominio da ENGENHARIA  
ELETRICA, vinculado ao Centro de  
Ciências e Tecnologia da Universidade  
Federal da Paraíba, como parte dos  
requisitos necessários á obtenção do  
Grau de DOUTOR EM CIENCIAS.

Area de Concentração: Processamento da Informação

José Antão Beltrão Moura  
- Orientador -  
UFPb

James Andrews Field  
- Co-orientador -  
U. of Waterloo, Canada