

VOLUME 3
NÚMERO 1
ANO 1983/1984

3 CARTA DO EDITOR TÉCNICO

5 CONSTRUÇÃO DE PROGRAMAS
PARA TRANSFORMADORES DE
DADOS: INTRODUÇÃO E
ESTUDO DE CASO

C.J.P. Lucena
R.C.B. Martins
P.A.S. Veloso

19 OBTENÇÃO DE FILMES FINOS
DE SnO_2 PELO MÉTODO DE
DECOMPOSIÇÃO DE VAPORES

S. Kobayashi
A.P. Mammanna

29 ANÁLISE DE DESEMPENHO DE
REDES LOCAIS COM PASSAGEM
DE PERMISSÃO

L.L.P. Leite
D.A. Menascé

REVISTA BRASILEIRA DE COMPUTAÇÃO

Publicado com o apoio do CNPq e FINEP.

ANALISE DE DESEMPENHO DE REDES LOCAIS COM PASSAGEM DE PERMISSÃO.

L.L.P. Leite

Light Serviços de Eletricidade S.A. e
Departamento de Informática, PUC/RJ
22453 — Rio de Janeiro — RJ

D.A. Menascé
Departamento de Informática, PUC/RJ
22453 — Rio de Janeiro — RJ

SUMÁRIO

Nos últimos anos a área de Redes Locais tem ganho bastante atenção. Entre os aspectos importantes a serem estudados está a avaliação de desempenho dos protocolos utilizados. Este artigo aborda a modelagem aproximada de redes locais que utilizam a arquitetura com barra global e o protocolo de passagem de permissão ("token").

ABSTRACT

Local Area Networks (LANS) have been the subject of increasing interest in the past few years. An important issue regarding LANS is the evaluation of their performance. This paper presents an approximate model of a token passing global bus LAN.

1. INTRODUÇÃO

A motivação básica para a construção de redes de computações é permitir o compartilhamento de recursos de hardware e software por uma comunidade de usuários. Nos últimos anos a idéia básica de compartilhamento de recursos passou a ser considerado para interligação de computadores, estações de serviço, periféricos e congêneres e uma "área local", isto é, uma sala, um prédio ou um conjunto de prédios, dando origem às "Redes Locais" [1,2,3,4]

Entre as principais aplicações que têm sido dadas às Redes Locais podemos citar: a automação de escritórios, que consiste na ligação de uma série de estações de serviços voltadas para as atividades típicas de um escritório; construção de sistemas de computação com grande capacidade mas sem um elemento central (em alternativa a computadores de grande porte), visando a maior continuidade dos serviços oferecidos e ainda a implementação de máquinas com arquitetura distribuída baseada em multiprocessadores.

Entre os principais requisitos que devem ser atendidos por uma rede local podemos citar:

- . facilidade de interligação de computadores e demais equipamentos operando em velocidades diferentes;
- . alta continuidade nos serviços oferecidos (que pode ser alcançada através da inexistência de elementos centrais e da passividade do meio de comunicação);
- . detecção de erros de transmissão.

Quanto aos requisitos de conectividade entre os diversos equipamentos, podemos dizer que dependem da aplicação a ser implementada sobre a rede local; um tipo de conexão que tem sido considerada muito adequada é a interligação completa entre todos os equipamentos através da utilização de um meio de comunicação em que todas as mensagens sejam "ouvidas" por todos os equipamentos ("broadcast").

Quanto aos serviços serem oferecidos por uma rede local existem serviços básicos e outros desejáveis. Entre os serviços básicos estão: conversão de velocidades de transferência, detecção e recuperação de erros de transmissão e conversão de códigos. Entre os serviços desejáveis podemos citar: comunicação entre proces -

sos, correio eletrônico e transferência de arquivos.

Entre as arquiteturas que têm sido utilizadas para redes locais, a arquitetura em anel ("Ring" ou "Loop"), e a que utiliza uma barra global ("BUS"), são as mais encontradas. Visando a garantir uma certa disciplina nas comunicações são utilizados protocolos que garantem que o compartilhamento do meio de transmissão é tal que, todas as trocas de mensagens entre os equipamentos ocorrem de forma adequada. No caso ideal cada equipamento deve ter a "impressão" que tem o canal dedicado às suas transmissões.

Entre os protocolos utilizados nas redes em anel estão: Passagem de Permissão ("TOKEN") [5,6,7,8,9 e 10], Anel de Escaninhos [11,9,12,13,14,15] e inserção de retardo [17,18 e 19]. Entre os utilizados nas redes que utilizam barra global temos os que operam por contenção [20,21,22,23 e 24] e os que operam por passagem de permissão [25,26 e 27].

A título de ilustração de um protocolo que opera por contenção, podemos citar o "Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection" (CSMA-CD) [28] através do qual uma estação quando quer transmitir "escuta antes de transmitir" ("Carrier Sense") e caso perceba que existe uma transmissão em andamento adia-se o início da nova transmissão para após o fim da que está em andamento e enquanto está sendo feita uma transmissão "escuta-se enquanto está transmitindo" ("Collision Detection") para detetar uma colisão e evitar que o canal continue sendo utilizado.

A título de ilustração de um protocolo que opera por passagem de permissão podemos citar o protocolo desenvolvido para a rede local REDPUC que está sendo construída na Pontifícia Universidade Católica do Rio de Janeiro [26]. Neste protocolo as estações formam um ciclo lógico, no qual cada uma tem oportunidade de transmitir uma vez quando recebe a permissão.

Um aspecto interessante a ser observado é que o protocolo CSMA-CD permite que ocorram colisões quando duas ou mais estações tentam transmitir simultaneamente, enquanto que o protocolo por passagem de permissão não permite que ocorram colisões. Uma decorrência importante deste fato, que será explorada na continuidade deste artigo, é que devido à possibilidade de ocorrência de colisões o "overhead" imposto pelo protocolo CSMA-CD se faz sentir

mais quando a carga do sistema é alta, ou seja, quando existe maior probabilidade que ocorram colisões, enquanto que o overhead imposto pela passagem de permissão se faz sentir mais quando a carga do sistema é baixa, diminuindo gradativamente quando a carga vai aumentando. (este "overhead" consiste na recepção e passagem da permissão por uma estação que não tem mensagens para transmitir). Uma implicação destas considerações sobre o "overhead" imposto por estes dois protocolos é que no CSMA-CD o "overhead" é tal que para os métodos mais rápidos para resolução de colisões não se pode estabelecer um limite superior para o tempo de acesso ao embaraçamento devido ao não determinismo da ocorrência de colisões, enquanto que no protocolo por passagem de permissão este limite pode ser estabelecido (ocorre quando todas as estações têm sempre uma mensagem a transmitir). Em aplicações de tempo real, onde é necessário estabelecer um limite superior para o tempo de acesso ao embaraçamento esta característica do protocolo de passagem de permissão é uma grande vantagem sobre o protocolo CSMA-CD.

O objetivo deste artigo é apresentar técnicas de modelagem aproximada de redes locais com passagem de permissão. Para isto, na seção dois é apresentado o protocolo de acesso ao embaraçamento a ser analisado; na seção três são apresentados os modelos matemáticos que permitem a modelagem aproximada do desempenho deste protocolo, para tal, apresentaremos um modelo que dá o limite inferior do tempo de retardo de uma mensagem no embaraçamento (situação de baixa carga), um modelo que dá o limite superior do tempo de retardo de uma mensagem no embaraçamento (situação de alta carga) e um modelo que dá uma aproximação para os casos intermediários. Na seção quatro são apresentados resultados numéricos obtidos com os modelos analíticos e estes são comparados a resultados obtidos por simulação.

O artigo termina apresentando as conclusões tiradas pelo processo de modelagem e os futuros trabalhos a serem realizados.

2. O PROTOCOLO DE ACESSO

Descrição Geral do Protocolo

O protocolo de acesso considerado neste artigo é um protocolo que opera por passagem de uma permissão de acesso entre as esta

ções ligadas à rede. Este protocolo aplica-se a redes que utilizam o modelo de barra global (figura 1).

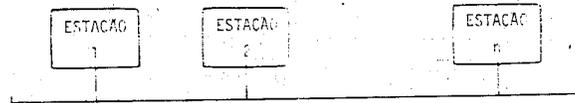


Figura 1 - modelo de uma rede com barra global

O objetivo básico do protocolo é estabelecer uma disciplina de acesso a barra global, uma vez que, sendo o meio de comunicação adotado um meio de difusão ("broadcast"), não podemos ter mais que uma transmissão ocorrendo simultaneamente.

A estrutura adotada pelo protocolo para manter a disciplina necessária nos acessos a barra global é a seguinte: existe uma permissão para acesso que circula entre as diversas estações de serviço. Somente a estação detentora da permissão de acesso pode transmitir mensagens através da barra global. Uma estação ao receber a permissão de acesso transmite suas mensagens, até um número máximo de mensagens pré-estabelecido (serviço não exaustivo) e após a transmissão passa a permissão de acesso para a próxima estação na tabela de controle de ciclo, que estabelece a ordem em que as estações irão receber a permissão de acesso, caso a próxima estação tenha mensagens a transmitir ela as transmite e passa a permissão para a próxima, caso contrário ela simplesmente passa para a próxima.

A ordem de acesso estabelecida pela tabela de controle de ciclo não precisa ser igual a ordem física de ligação das estações a barra desta forma, este protocolo estabelece, ao nível lógico, um ciclo de acesso (figura 2).

Em cada ciclo lógico podemos ter nenhuma ou mais estações utilizando a barra dependendo da taxa de geração de mensagem em cada estação.

A figura 3 ilustra alguns cenários possíveis para os ciclos lógicos. Como pode ser visto, no início de cada mensagem é transmitida a permissão, ou seja, o número da próxima estação autoriza

da a transmitir.

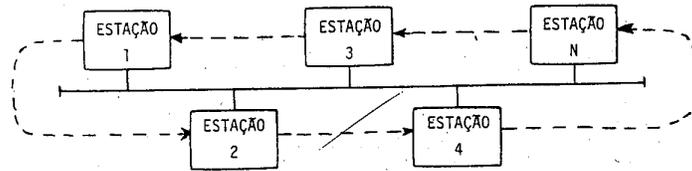
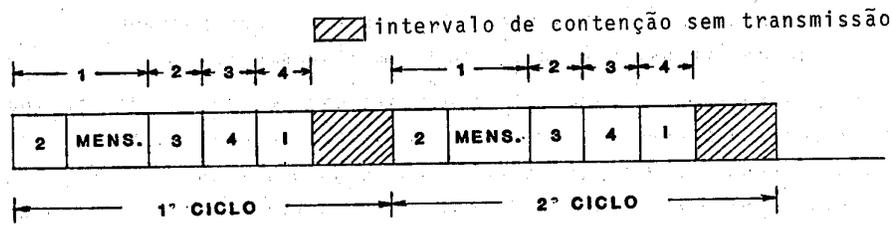
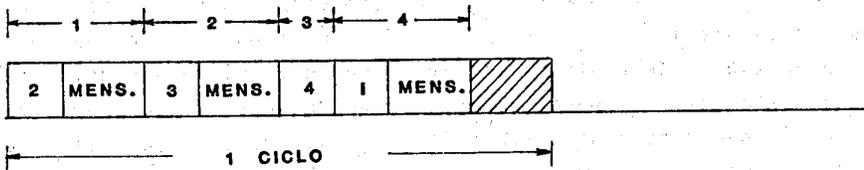


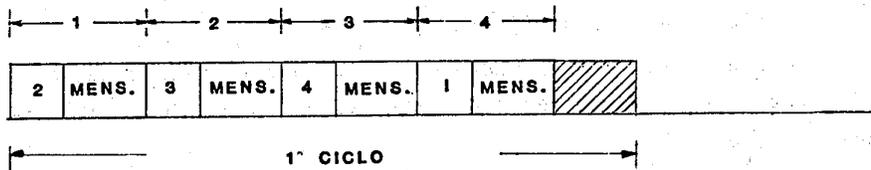
Figura 2 - CICLO LÓGICO - ordem de acesso das estações a barra



(a) apenas o processador 1 tem mensagens para transmitir



(b) apenas os processadores 1, 2 e 4 tem mensagens para transmitir no ciclo



(c) todos os processadores têm mensagens para transmitir

Figura 3 - Cenários Possíveis para os Ciclos Lógicos

Note que quando a situação apresentada na Figura 3.a persiste durante alguns ciclos lógicos seguidos, ou seja, apenas uma estação está utilizando a barra, temos a situação em que o protocolo impõe o maior "overhead" às transmissões, ou seja, a estação 1 tem que esperar todas as outras receberem e passarem a permissão (sem terem nada para transmitir) até que possa transmitir novamente.

Por outro lado a Figura 3.c apresenta o caso em que o "overhead" é mínimo pois sempre que uma estação recebe a permissão de acesso ela tem algo para transmitir. Neste caso a permissão vai sempre junto com a mensagem sendo transmitida, não havendo, portanto, transmissão de mensagens vazias.

As situações mostradas na Figura 3 representam condições de funcionamento normal do protocolo.

Caso alguma estação não passe a permissão adiante por um certo número de ciclos consecutivos, por ter falhado, ela é retirada do ciclo por todas as outras estações, já que todas percebem a ausência de transmissão de qualquer estação após o esgotamento de uma temporização. Nos ciclos seguintes a estação em falha não mais receberá a permissão. Quando uma estação se recupera da falha ou simplesmente deseja ser reinserida no ciclo, ela transmite um pedido de inserção em um intervalo com esta finalidade, chamado de intervalo de contenção (IC), que ocorre ao fim de cada ciclo. Se apenas uma estação utiliza o intervalo de contenção, o seu pedido será "ouvido" por todas as outras, que a inserirão no ciclo novamente. Caso mais de uma transmita no IC, haverá uma colisão que será resolvida inserindo-se no final do ciclo todas as estações fisicamente ligadas. Este procedimento simples, recoloca no ciclo as estações que desejam entrar, além de outras que são automaticamente retiradas nos ciclos subsequentes.

Maiores detalhes sobre este protocolo podem ser encontrados em [26].

3. O MODELO MATEMÁTICO

Nesta seção serão apresentados os modelos matemáticos que permitem uma avaliação de desempenho do protocolo apresentado na seção anterior. Para tal apresentaremos inicialmente um modelo a

analítico que permite calcular o limite inferior e o limite superior do tempo de espera de uma mensagem para ser transmitida. Neste modelo o processo de chegada em cada estação é de Poisson, e cada estação de serviço "vê" a barra como um servidor cujo tempo de atendimento é o tempo de ciclo e o sistema para ela é um M/G/1 [29]. O segundo modelo a ser apresentado visa a obtenção de uma aproximação do tempo de espera para transmissão de uma mensagem, nos casos intermediários (ou seja, entre o limite inferior e o superior estabelecidos com o primeiro modelo), este modelo considera a barra global como um servidor cíclico [30] atendendo a diversas filas de mensagens a transmitir, uma para cada estação ativa.

Antes de apresentarmos os modelos analíticos, apresentaremos a notação utilizada, dividindo esta apresentação em duas partes: parâmetros de entrada (dados para os modelos) e estatísticas resultantes.

Parâmetros de entrada:

C : capacidade da barra (bps)
 P : número de estações
 λ : taxa de chegada de mensagens por estação (msg/s)
 l/μ : tamanho médio das mensagens não vazias (em bits)
 v : tamanho da mensagem vazia
 r : duração do intervalo de contação

Estatísticas resultantes:

\bar{b} : tempo médio que uma estação ocupa a barra por ciclo
 \bar{b}^2 : segundo momento do tempo que uma estação ocupa a barra por ciclo
 $B^*(s)$: transformada de Laplace do tempo que uma estação ocupa a barra por ciclo.
 \bar{c} : duração média de um ciclo
 \bar{c}^2 : segundo momento da duração de um ciclo
 $C^*(s)$: transformada de Laplace da duração de um ciclo
 W : tempo médio de espera de uma mensagem para ser transmitida
 \bar{N}_q : tamanho médio da fila de mensagens esperando para serem transmitidas em uma estação
 p : fator de carga do sistema

3.1 Limites Inferior e Superior para o Tempo de Espera

Nesta seção utilizaremos um modelo matemático que estabelece o tempo médio para ocupação da barra por uma estação em um ciclo, a partir deste, calcula-se a duração média do ciclo. Utilizando-se o modelo M/G/1 onde o tempo de serviço para uma estação é a duração do ciclo, obtêm-se o tempo de espera de uma mensagem para ser transmitida e o tamanho médio da fila de mensagens a transmitir por estação assumindo-se que cada estação só pode transmitir uma mensagem em cada ciclo. (Obs.: as demonstrações estão no Anexo).

Seja $\alpha = \text{Pr}$ [a estação tenha uma mensagem para transmitir] então

$$B^*(s) = \alpha \cdot \frac{\mu C}{s + \mu C} + (1 - \alpha) e^{-s \frac{v}{c}} \quad (1)$$

logo,

$$\bar{b} = \alpha \cdot \frac{1}{\mu C} + (1 - \alpha) \frac{v}{c} \quad (2)$$

$$\bar{b}^2 = \alpha \cdot \frac{2}{\mu^2 C^2} + (1 - \alpha) \frac{v^2}{c^2} \quad (3)$$

ou seja, o tempo médio de ocupação da estação em um ciclo é a média de ocupação do ciclo quando ela transmite uma mensagem cheia vezes a probabilidade de transmitir uma mensagem cheia, mais o tempo de transmissão de uma mensagem vazia vezes a probabilidade de transmitir uma mensagem vazia.

O tempo de duração do ciclo, assumindo-se a independência dos tempos de utilização da barra por todas as estações, será a soma dos tempos de ocupação da barra pelas estações mais a duração do intervalo de contenção, ou seja:

$$C^*(s) = [B^*(s)]^P \cdot e^{-sr} \quad (4)$$

logo,

$$\bar{c} = P\bar{b} + r \quad (5)$$

$$\bar{c}^2 = P\bar{b}^2 + r\bar{b}^2 + [P\bar{b} + r][(P-1)\bar{b} + r] \quad (6)$$

Observe-se no entanto que a hipótese de independência acima citada é uma aproximação já que o comprimento de um ciclo pode afetar o tempo de utilização da barra no ciclo seguinte.

De posse destes resultados podemos estabelecer o limite inferior e o superior para o tempo médio de espera de uma mensagem e o tamanho médio da fila de mensagens por estação.

Limite inferior para o tempo de espera

O limite inferior para o tempo de espera será obtido na situação em que apenas uma estação tem mensagens para transmitir durante um certo intervalo de tempo (muitos ciclos). Conforme observamos na primeira seção, este é o caso em que o protocolo apresenta o maior "overhead", que é devido ao fato da estação ter que esperar todas as demais estações ativas receberem e passarem a permissão de acesso (através de uma mensagem vazia) sem terem mensagens a transmitir.

Convém observar que esta é uma característica interessante do protocolo, ou seja, o "overhead" máximo na situação de carga mínima, o que faz com que o "overhead" não seja sentido de forma significativa, o que fica evidenciado pelo próprio fato de ser nessa situação ("overhead máximo") que o tempo médio de espera de uma mensagem é mínimo.

Seja P_i o processador que tem mensagens a transmitir, então:

$$\alpha_{P_j} = \begin{cases} 1 & \text{para } j=i \\ \emptyset & \text{para } j \neq i \end{cases}$$

logo,

$$B_{P_j}^*(s) = \frac{\mu C}{s + \mu C} \cdot e^{-sv/C} \quad \text{para } j=i \quad (7)$$

Ou seja, o tempo que o processador P_i ocupa a barra em um ciclo é o tempo necessário para transmitir a mensagem mais o tempo para passar a permissão do acesso para o próximo módulo processador no ciclo logo

$$B_{P_j}^*(s) = e^{-sv/C} \quad \text{para } j \neq i \quad (8)$$

ou seja, o tempo que os demais processadores ocupam a barra é apenas o tempo de passar a permissão para o próximo processador.

logo:

$$\bar{b}_{P_j} = \begin{cases} \frac{1}{C} \left[\frac{1}{\mu} + v \right] & j=i \\ \frac{1}{C} \cdot v & j \neq i \end{cases} \quad (9)$$

$$\bar{b}_{p_j}^2 = \begin{cases} \frac{1}{C^2} \left[\frac{2}{\mu} \left(\frac{1}{\mu} + v \right) + v^2 \right] & j=i \\ \frac{1}{C^2} \cdot v^2 & j \neq i \end{cases} \quad (10)$$

Desta forma para a duração do ciclo mínimo, teremos:

$$C_{\min}^*(s) = B_{p_i}^*(s) \cdot (B_{p_{j \neq i}}^*(s))^{P-1} \cdot e^{-sr} \quad (11)$$

donde

$$C_{\min}^*(s) = \frac{\mu C}{s + \mu C} \cdot e^{-sv/C} (e^{-sv/C})^{P-1} e^{-sr} \quad (12)$$

$$C_{\min}^*(s) = \frac{\mu C}{s + \mu C} e^{-(sv/C) + r} \quad (13)$$

logo,

$$\bar{c}_{\min} = \frac{1}{\mu C} + P \frac{v}{C} + r \quad (14)$$

$$\bar{c}_{\min}^2 = \bar{b}_{p_i}^2 + \bar{b}_{p_i} [(P-1) \frac{v}{C} + r] + [\bar{b}_{p_i} + ((P-1) \frac{v}{C} + r)] [(P-1) \frac{v}{C} + r] \quad (15)$$

Finalmente para obter o tempo médio de espera de uma mensagem, assumindo-se a independência dos tempos de utilização da barra por todas as estações, utilizaremos o modelo M/G/1 com tempo de serviço sendo o tempo de duração do ciclo, logo,

$$W_{\min} = \frac{\lambda \bar{c}_{\min}^2}{2(1 - \lambda \bar{c}_{\min})} \quad (16)$$

Pela lei de Little [31] :

$$\bar{n}_{q_{\min}} = \frac{\lambda^2 \bar{c}_{\min}^2}{2(1 - \lambda \bar{c}_{\min})} \quad (17)$$

Limite superior para o tempo de espera

O limite superior para o tempo de espera será obtido na situação em que todos os processadores têm mensagens para transmitir durante um certo intervalo de tempo (muitos ciclos). Conforme ob

servamos na primeira seção, este é o caso em que o protocolo apresenta o menor "overhead" que consiste apenas no tempo de ocupação da barra para a passagem da permissão, o que neste caso é feito junto com a mensagem sendo transmitida.

Convém observar que esta é uma segunda característica interessante do protocolo, ou seja, o "overhead" mínimo ocorre na situação de carga máxima.

Outro aspecto que deve ser ressaltado é a própria existência de um limite superior para o tempo de espera, o que para alguns protocolos não é possível de ser estabelecido e é muito importante em aplicações de redes locais para controle de processos em tempo real.

Neste caso temos que:

$$P_j = 1 \quad \forall j$$

Logo

$$B_{P_j}^*(s) = \frac{\mu C}{s + \mu C} e^{-s \frac{v}{C}} \quad \forall j \quad (18)$$

$$\bar{b}_{P_j} = \frac{1}{C} \left[\frac{1}{\mu} + v \right] \quad \forall j \quad (19)$$

$$\bar{b}_{P_j}^2 = \frac{1}{C^2} \left[\frac{2}{\mu} \left(\frac{1}{\mu} + v \right) + v^2 \right] \quad \forall j \quad (20)$$

Desta forma para a duração do ciclo máximo teremos:

$$C_{\max}^*(s) = [B_{P_j}^*(s)]^P e^{-sr} \quad (21)$$

$$\bar{c}_{\max} = P\bar{b} + r \quad (22)$$

$$\bar{c}_{\max}^2 = P\bar{b}^2 + r\bar{b} + [P\bar{b}+r][(P-1)\bar{b}+r] \quad (23)$$

Finalmente, assumindo-se a independência dos tempos de utilização da barra por todas as estações usando o modelo M/G/1 da mesma forma como foi feito para o limite inferior, teremos:

$$W_{\max} = \frac{\lambda \bar{c}_{\max}^2}{2(1-\lambda \bar{c}_{\max})} \quad (24)$$

$$\bar{N}_{q_{\max}} = \frac{\lambda^2 \bar{c}_{\max}^2}{2(1 - \lambda \bar{c}_{\max})} \quad (25)$$

Aproximação para o Tempo de Espera

Resultados obtidos utilizando-se simulação para o protocolo descrito na seção dois, indicaram que a aproximação obtida para a transformada de Laplace do tempo de ciclo $C^*(S)$ assumindo-se in dependência entre os processadores é boa para obtenção do tempo médio de duração do ciclo \bar{c} , mas no entanto subestima a variância do tempo de duração do ciclo, e com isto o tempo médio de espera. Este fato pode ser entendido de forma intuitiva se considerarmos que quando um processador transmite, ele contribui para um amen to da duração do ciclo, e com isto aumenta o tempo para chégarem mensagens nos outros processadores o que implica em falta de in dependência entre os processadores. Assim sendo, a probabilidade que após um ciclo de grande duração venha outro de grande duração é maior do que quando o primeiro ciclo tem pequena duração, em ou tras palavras, a variância do ciclo é bastante afetada por esta dependência entre os processadores.

Cabe observar que este raciocínio não invalida os resultados obtidos na seção 3.1, para o limite inferior e superior do tempo de espera, uma vez que as hipóteses estabelecidas, ou seja, apenas um processador transmitindo no caso do limite inferior e todos transmitindo no caso do limite superior, eliminam os fato res aleatórios com relação à possibilidade ou não de um processador transmitir em um ciclo, e com isto a dependência acima citada entre os processadores. No entanto, para os casos intermediários, onde existe a dependência, a aproximação não é boa para obtenção do tempo médio de espera, que é influenciado pela variância do tempo de duração do ciclo.

Na seção apresentaremos o modelo utilizado para obtenção de uma aproximação para o tempo de espera de uma mensagem a ser transmitida nos casos intermediários ao limite inferior e o supe rior. Este modelo considera a barra como um servidor cíclico aten dendo as diversas filas de mensagens a serem transmitidas, uma pa ra cada módulo processador ativo.

Com este modelo, baseando-se no conceito de tempo condicional de ciclo foram obtidas em [30] as transformadas de Laplace da distribuição do tempo de espera e o tempo médio de espera utilizando uma cadeia de Markov embutida, assumindo-se que os processadores operam de modo independente com relação a geração de mensagens a transmitir.

A figura 6 apresenta a representação do modelo adotado. Neste modelo o processo de chegadas de mensagens em cada processador é um processo de Poisson com taxa de chegada λ_j . O tempo de ocupação da barra b_j pelos processadores tem uma função de distribuição de probabilidades $B_j(t) = \Pr\{b_j \leq t\}$ e média \bar{b}_j para $j = 1, 2, \dots, P$. Após atender a um processador o servidor passa para o próximo processador no ciclo gastando um tempo constante Tu_j ("overhead").

Seja C_0 a duração média de um ciclo onde nenhuma mensagem é transmitida (ciclo de mensagens vazias)

$$C_0 = P \frac{V}{C} \quad (26)$$

O número médio de mensagens que chegam a um processador j durante um ciclo é dado por $n_j = \lambda_j \bar{c}$, se o sistema está em equilíbrio então o número de mensagens que chegam durante um ciclo deve ser igual ao número de mensagens que são transmitidas durante um ciclo,

logo:

$$\bar{c} = C_0 + \sum_{j=1}^P (\lambda_j \bar{c}) \bar{b}_j \quad (27)$$

donde:

$$\bar{c} = \frac{C_0}{1 - \rho_0} \quad (28)$$

onde $\rho_0 = \rho_1 + \rho_2 + \dots + \rho_p$ define a utilização total do embarramento e $\rho_j = \lambda_j \bar{b}_j$ define a utilização do embarramento pelo processador j , $j=1, 2, \dots, P$.

O número médio de mensagens do processador j servidas em um ciclo é igual à probabilidade α_j que o servidor encontre pelo menos uma mensagem no processador j

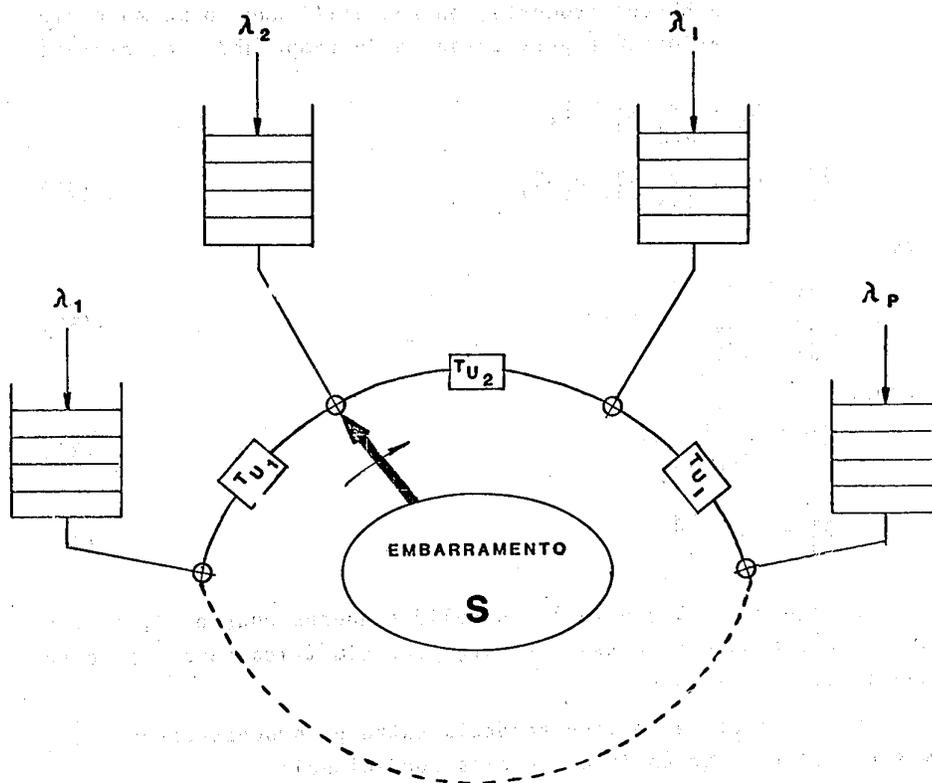


Figura 6 - Modelo de Filas com Servidor Cíclico

$$\alpha_j = \lambda_j \bar{c} \Rightarrow \alpha_j = \lambda_j \frac{C_0}{1-\rho_0} \quad j=1,2,\dots,P \quad (29)$$

Visando diminuir as implicações mencionadas no início desta seção com respeito à variância do tempo de ciclo, quando assume-se independência entre os processadores, Kuehn[30] introduziu o conceito de "tempo de ciclo condicional" através do qual diminui-se a hipótese de independência, considerando-se no cálculo da duração do ciclo o fato de um determinado processador j ter ou não transmitido. Com este conceito, calcula-se dois tempos condicionais de ciclos, C_j' que é o tempo de ciclo quando o processador j não transmite uma mensagem e C_j'' que é o tempo de ciclo quando o processador j transmite uma mensagem.

Sejam α_{ji}' e α_{ji}'' as probabilidades de o processador i ter mensagens para transmitir em um ciclo que o processador j não transmite

tiu e transmitiu respectivamente, então, utilizando o mesmo raciocínio feito anteriormente para obtenção do tempo médio de ciclo \bar{c} , temos:

$$\begin{aligned}\bar{c}'_j &= C_0 + \sum_{i \neq j} \alpha'_{ji} B_i \\ \bar{c}''_j &= C_0 + \sum_{i \neq j} \alpha''_{ji} B_i + B_j\end{aligned}\quad (31)$$

com

$$\begin{aligned}\alpha'_{ji} &= \lambda_i \bar{c}'_j \\ \alpha''_{ji} &= \lambda_i \bar{c}''_j\end{aligned}\quad i \neq j\quad (32)$$

temos:

$$\bar{c}'_j = \frac{C_0}{1 - \rho_0 + \rho_j}\quad (33)$$

$$\bar{c}''_j = \frac{C_0 + B_j}{1 - \rho_0 + \rho_j}\quad (34)$$

As equações (33) e (34) são válidas apenas quando $\alpha''_{ji} \leq 1$, o que sempre acontece no caso da carga ser simétrica, que é o caso que estamos analisando.

Com a hipótese de independência entre os processadores podemos calcular a variância dos ciclos condicionais.

$$\text{VAR } C'_j = \sum_{i=1}^P \text{VAR } T_{u_i} + \sum_{i \neq j} (\alpha'_{ji} B_i^2 - \alpha'^2_{ji} B_i^2)\quad (35)$$

$$\text{VAR } C''_j = \sum_{i=1}^P \text{VAR } T_{u_i} + \sum_{i \neq j} (\alpha''_{ji} B_i^2 - \alpha''^2_{ji} B_i^2) + \text{VAR } b_j\quad (36)$$

Finalmente de [30] temos que o tempo médio de espera será dado por:

$$W = \frac{\bar{c}^2}{2\bar{c}} + \frac{\lambda \bar{c}^2}{2(1 - \lambda \bar{c})}\quad (37)$$

onde:

\bar{c}^2 e \bar{c}^2 são os segundos momentos dos tempos de duração condicional de ciclo c' e c'' respectivamente.

Pela lei de Little, temos o número médio de mensagens na fila de cada processador:

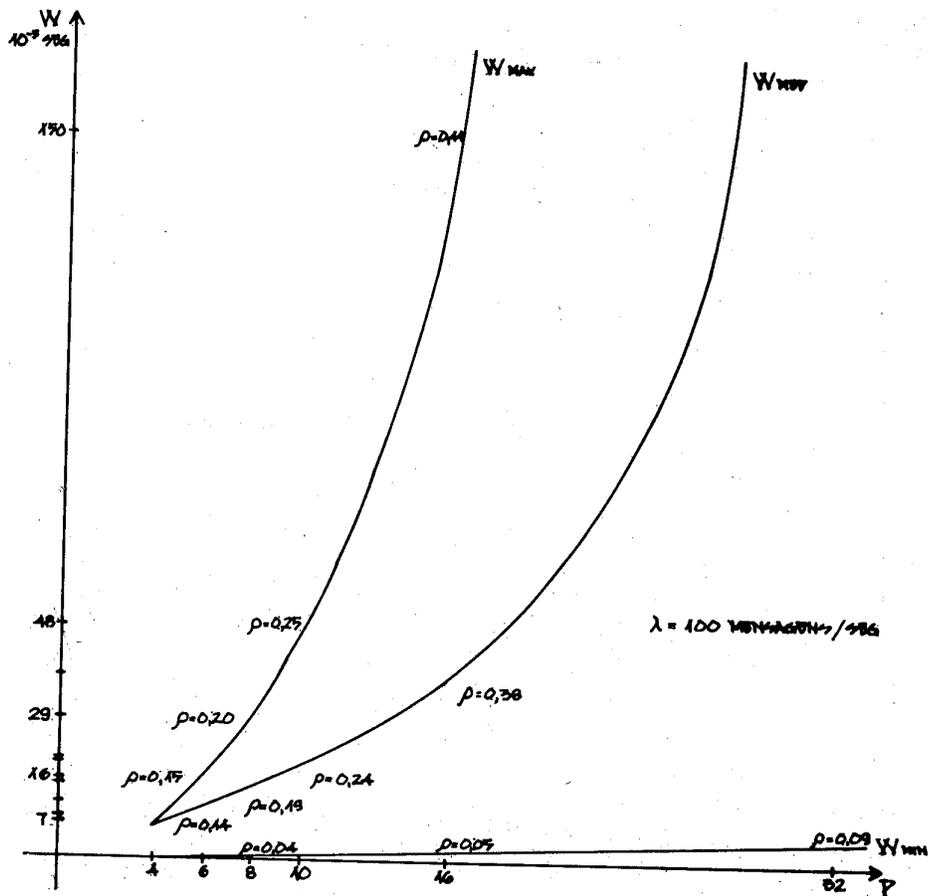


FIGURA 7 - TEMPO DE ESPERA EM FUNÇÃO DO NUMERO DE PROCESSADORES.

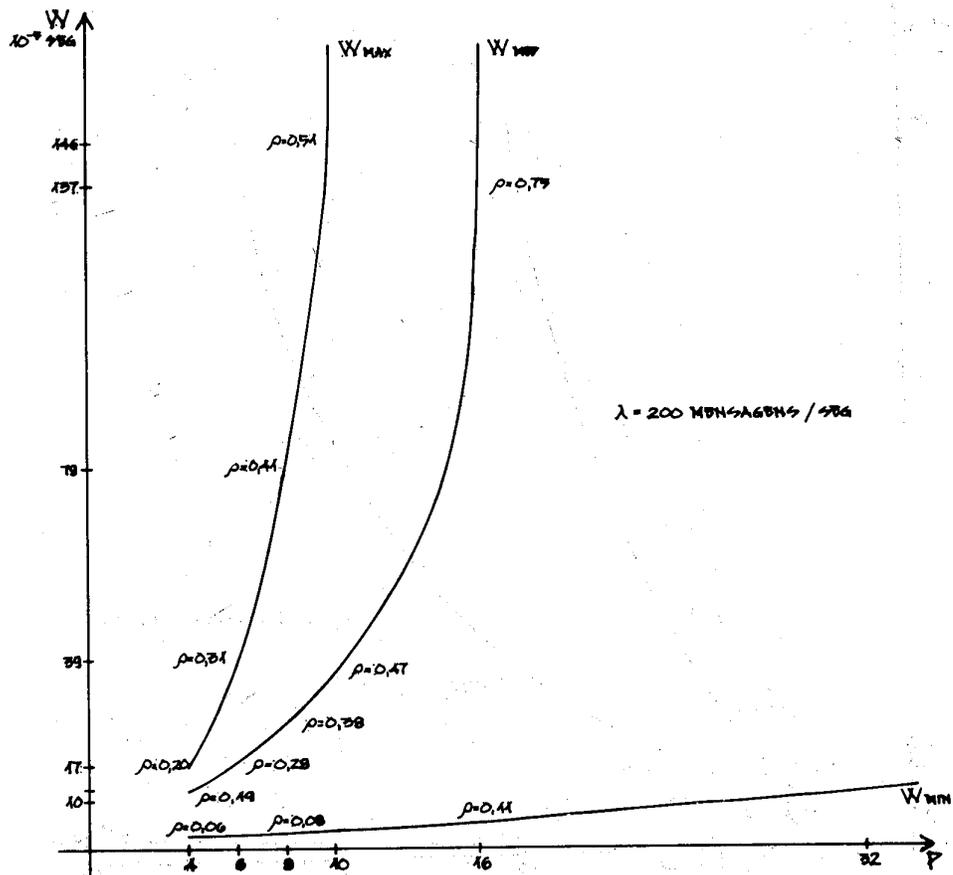


FIGURA 8 - TEMPO DE ESPERA EM FUNÇÃO DO NÚMERO DE PROCESSADORES.

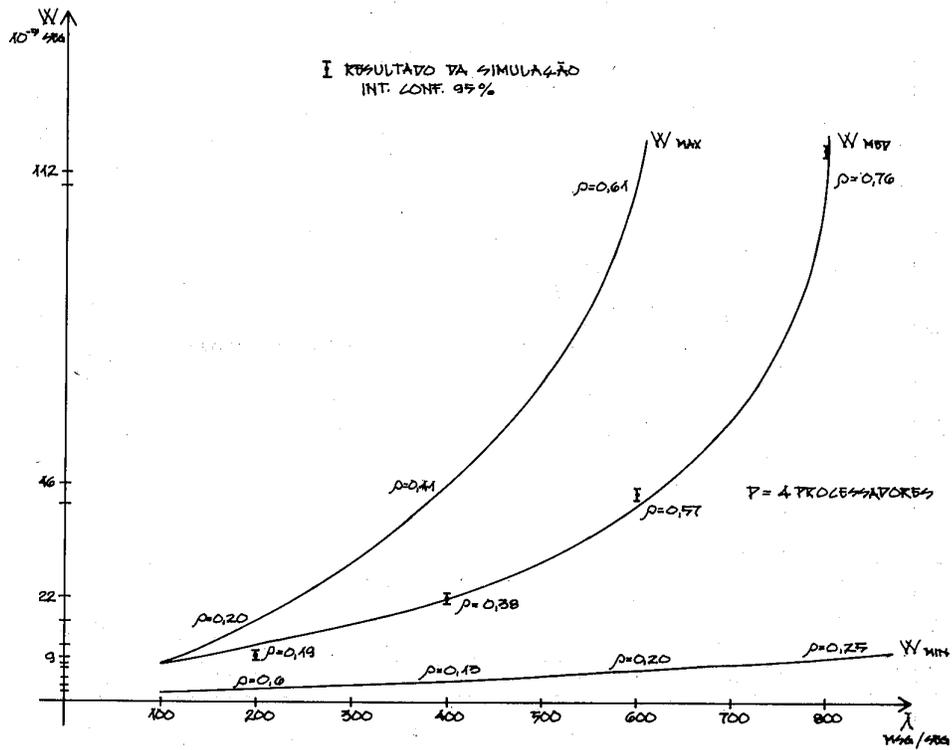


FIGURA 9 - TEMPO DE ESPERA EM FUNÇÃO DA TAXA DE CHEGADA.

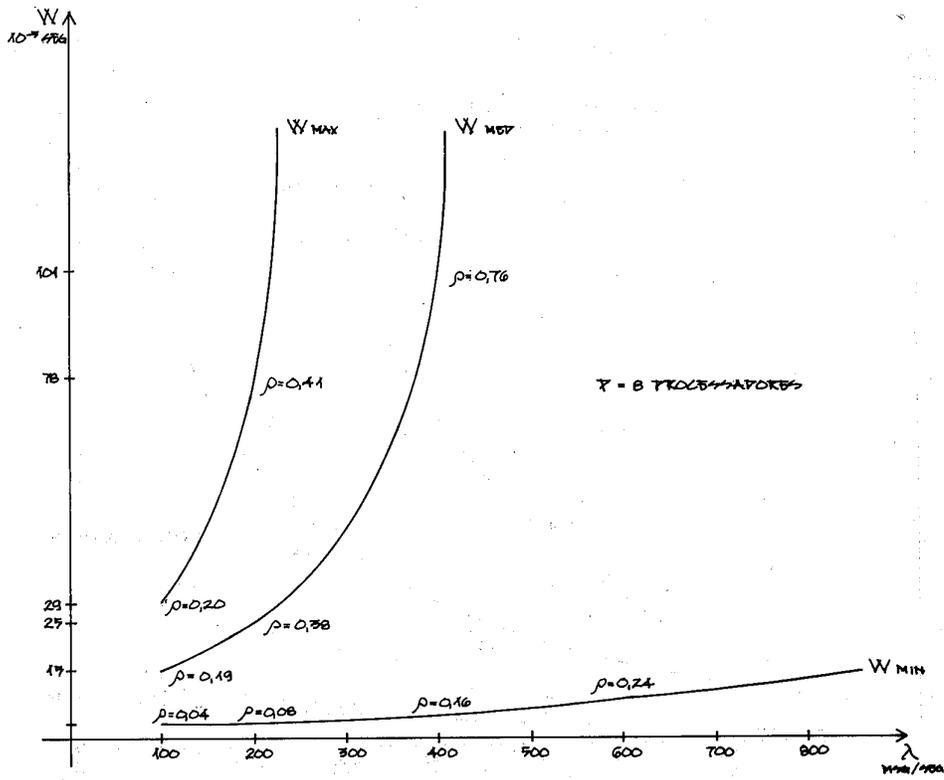


FIGURA 10 - TEMPO DE ESPERA EM FUNÇÃO DA TAXA DE CHEGADA.

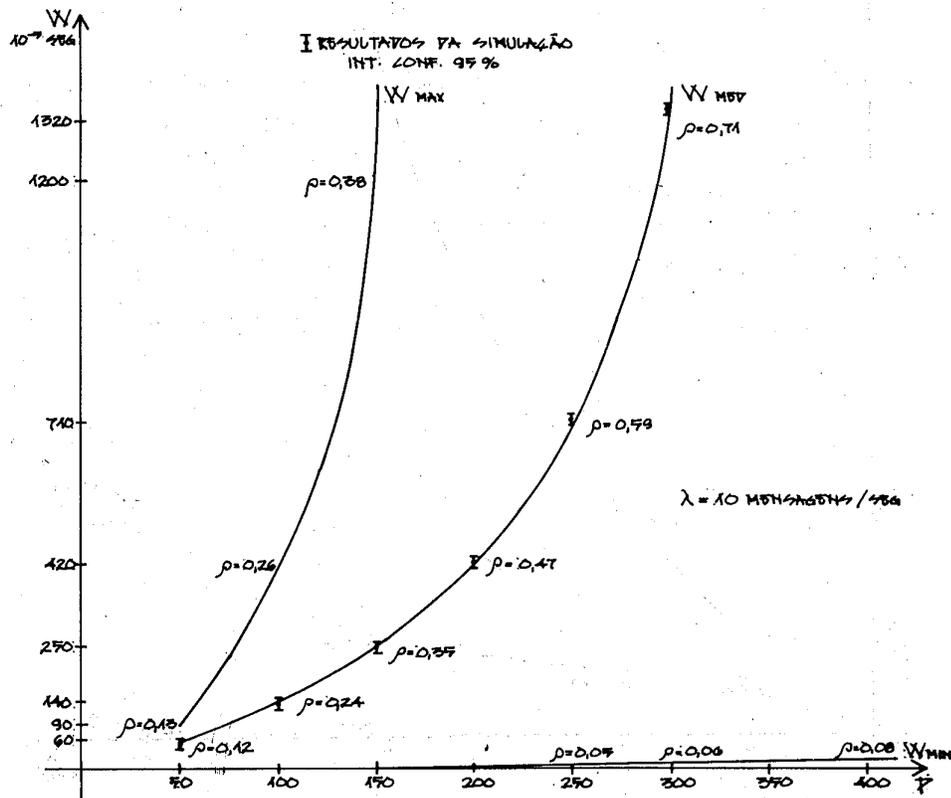


FIGURA 11 - TEMPO DE ESPERA EM FUNÇÃO DO NÚMERO DE PROCESSADORES.

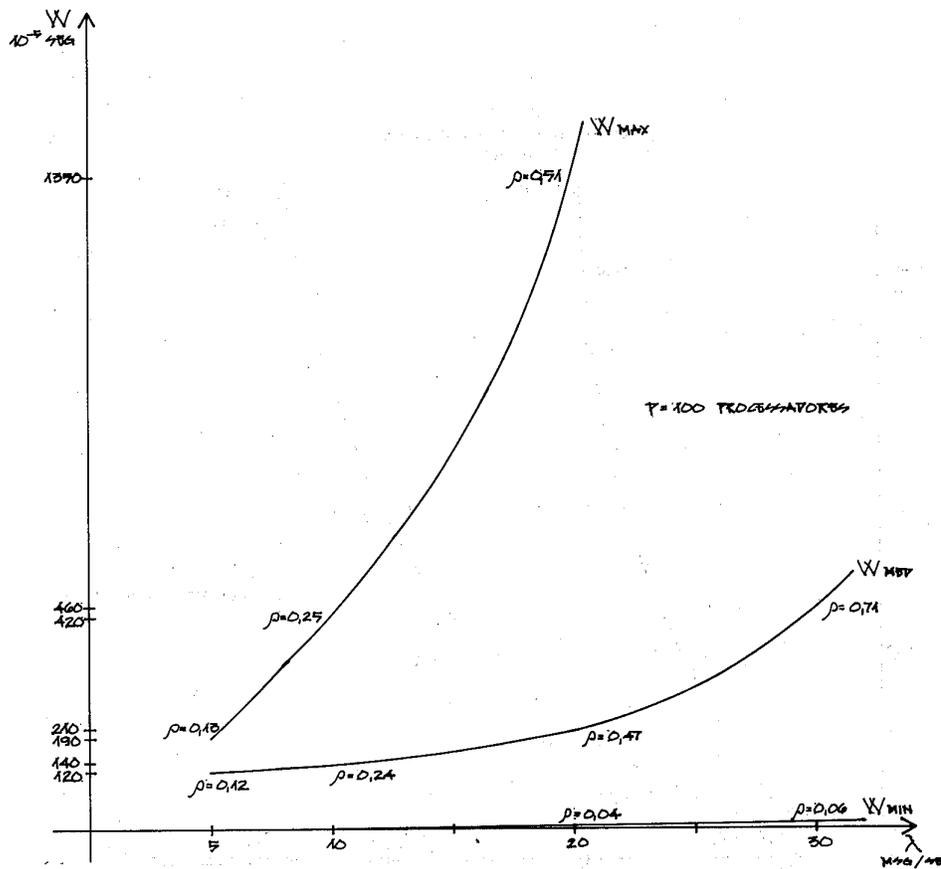


FIGURA 12 - TEMPO DE ESPERA EM FUNÇÃO DA TAXA DE CHEGADA.

$$\bar{N}_q = \lambda W \quad (38)$$

4. RESULTADOS NUMÉRICOS

Nesta seção são apresentados os resultados numéricos obtidos com os modelos analíticos da seção anterior.

Inicialmente comentamos os resultados obtidos para o limite inferior e superior do tempo de espera, depois a aproximação para o tempo médio e então são apresentados gráficos do tempo de espera em função do número de processadores e tempo de espera em função da taxa de chegada de mensagens (λ) em cada processador.

Visando permitir a observação da evolução do tempo de espera também em função da carga na rede, colocamos em alguns pontos da curva do tempo de espera uma estimativa da carga.

Para a validação dos resultados obtidos através dos modelos analíticos, foi desenvolvido um programa utilizando a linguagem Simgcript II [32]. Este programa modela o sistema como realmente ele é, isto é, sem fazer as simplificações existentes no modelo analítico. O modelo de simulação assume que o tempo entre chegadas de mensagens em cada processador é exponencialmente distribuído (Processo de Poisson) e também que o tamanho das mensagens é exponencialmente distribuído.

Nas figuras 9, 10 e 12 são apresentados os gráficos do tempo de espera em função da taxa de chegadas (λ) para 4, 8 e 100 processadores.

Estes gráficos foram obtidos considerando-se que a capacidade do embaraço (C) é de 2M bits por segundo, que a parte variável dos pacotes (parte de dados) é exponencialmente distribuída com média 472 bits, que a mensagem vazia tem 40 bits, e que a duração do intervalo de contenção é de 24 μ s.

Nas figuras 7, 8 e 11 são apresentados os gráficos do tempo de espera em função do número de processadores para taxa de chegadas de mensagens 100, 200 e 10 msg/seg respectivamente.

Limite Inferior e Superior para o tempo de espera

$$W_{MAX}: \rho = \lambda * P * \frac{(\frac{1}{\mu} + v)}{C} \quad (39)$$

$$W_{MIN}: \rho = \lambda * (P-1) * \frac{v}{C} + \lambda * \frac{(\frac{1}{\mu} + v)}{C} \quad (40)$$

A comparação das curvas W_{MIN} com as respectivas curvas W_{MAX} e W_{MED} nos permite avaliar o quanto cada processador fica afetado pela presença dos demais, uma vez que a curva W_{MIN} , como foi obtida na situação onde apenas um processador tem mensagens a transmitir, representa a situação ideal, onde cada processador teria toda a capacidade do canal à ele dedicada.

Como era de esperar, a análise comparativa das figuras 7 com a 8 e a 9 com a 10 nos mostra com o aumento da carga (λ aumentando de 100 para 200 msg/s) a curva W_{MED} , que representa o tempo médio de espera, se aproxima da curva W_{MAX} , que representa o limite superior para o tempo de espera.

A comparação das figuras 7 e 8 (poucos processadores) com a figura 11 (muitos processadores), nos indica que para uma mesma carga do sistema (ρ), o tempo de espera com muitos processadores é maior que quando temos poucos processadores. Este fato, conforme mencionamos anteriormente, se deve a maior variância do tempo de duração do ciclo no caso de muitos processadores.

Aproximação para o Tempo de Espera

Para efeito de avaliação da carga na rede, nos gráficos W_{MED} que representam o tempo médio de espera, temos que:

$$\rho = \lambda * P * \frac{1}{\mu C} \quad (41)$$

Na figura 9 que representa o tempo médio de espera W em função da taxa de chegada de mensagens λ para 4 processadores, foram colocados alguns pontos dos resultados da simulação para o tempo médio de espera, o mesmo tendo sido feito na figura 11 que representa o tempo médio de espera em função do número de processadores para uma taxa de chegada de 10 mensagens/seg.

Dois pontos devem ser observados na comparação destas duas figuras:

- 1) a aproximação do tempo médio de espera é bastante boa, ficando em grande parte dos casos em torno de dez a quinze por

cento dos valores obtidos na simulação;

- ii) para uma mesma carga do sistema, o tempo médio de espera aumenta com o número de processadores, o que é explicado pelo fato do tempo médio de espera ser muito influenciado pela variância do tempo de duração do ciclo e esta aumenta quando aumenta o número de processadores.

5. CONCLUSÕES E FUTUROS TRABALHOS

Neste artigo analisamos o desempenho de uma rede local utilizando o protocolo de passagem de permissão. Foram calculadas aproximações para o tempo máximo, médio e mínimo de espera de uma mensagem para ser transmitida.

Os limites inferiores e superiores do tempo de espera e do tamanho da fila constituem um dado importante para o dimensionamento da rede que está sendo construída na PUC/RJ, assim como para outras possíveis implementações.

Em termos de futuros trabalhos o próximo passo será a modelagem dos níveis de protocolo superiores a este, utilizando como parâmetros de entrada os resultados aqui obtidos, ou seja, a modelagem hierárquica dos protocolos utilizados na rede.

Feito isto, tentaremos refinar os resultados obtidos para cada nível de modelagem utilizando a iteração entre os diversos níveis.

A modelagem hierárquica de protocolos se mostra interessante pois permite que em cada nível seja utilizada a técnica de modelagem mais interessante, permitindo a coexistência de modelos analíticos e de simulação.

6. REFERÊNCIAS

- [1] Clark, D.D. et al. "An Introduction to Local Area Networks". Proc. of IEEE, vol. 66, nº 11, pp 1497-1517, Nov. 1978.
- [2] Cotton, I.W. "Technologies for Local Area Computer Networks". Proc. of the Local Area Communications Networks Symposium, pp 25-45, May 1979.
- [3] Thurber, K.J.; Freeman, H.A. "Architecture Considerations for Local Computer Networks", Proc. of the First International

Conference on Distributed Computing Systems, pp. 131 - 142, Oct. 1979

- [4] LeLlis, L. "Redes Locais de Computadores", Anais do XIV Congresso Nacional de Informática, Out. 1981.
- [5] Farmer, W.O.; Newhall, E.E. "An Experimental Distributed Switching System to Handle Bursty Computer Traffic", Proc. ACM Symposium on Problems in the Optimization of Data Communications. Oct. 1969, ACM, NY 1969
- [6] Faber, D.J.; Larson, K.C. "The System Architecture of the Distributed Computer System-The Communications Systems", Symposium on Computer-Communications Networks and Tele-traffic. Polytechnic Institute of Brooklyn, April 4-6 1972.
- [7] Reames, C.C.; Liu, M.T. "A Loop Network for Simultaneous Transmission of Variable-Length Messages", Second Annual Symposium on Computer Architecture, January 1975.
- [8] Farber, D.J. "A Ring Network". Datamation, pp-44-46, Feb. 1975
- [9] Oh, Y.; Liu, M.T. "Interface Design for Distributed Control Loops Networks". National Telemetry Conference, Los Angeles, 1977
- [10] Mockapetri, P.V.; Lyle, M.R.; Farber, D.J. "On the Design of local Network Interfaces", IFIP Congress Proceedings, North-Holland, 1977.
- [11] Pierce, J.R. "Network for Block Switching of Data", Bell Systems Tech. Jour. July/August, 1972.
- [12] West, L.P. "Loop-Transmission Control Structures", IEEE Transactions on Communications, June 1972
- [13] Hayes, J.F. "Modelling on Experimental Computer Communication Network". Datacom 73, Third Data Communications Symposium, Nov., 1973
- [14] Coker, C.H. "An Experimental Interconnection of Computers through a Loop Transmission System", Bell System Tech. Jour. July/August 1972
- [15] Kropfl, W.J. "An Experimental Data Block Switching System", Bell System Tech. Jour. July/August 1972

- [16] Fraser, A.G. "Spicler - An Experimental Data Communications System". International Conference on Communications, 1974.
- [17] Mafner, E.R. et al. "A Digital Loop Communication System", IEEE Transactions on Communications, June 1974
- [18] Rose, C.W.; Schoeffler, J.D. "Microcomputer for Data Acquisition", Instrumentation Technology, Sept. 1974
- [19] Liu, M.T. "Distributed Loop Computer Networks" in Advances in Computers, M.C. Yovits (ed), New York, Academic Press, pp. 163-221, 1978
- [20] Metcalfe, R.M.; Boogs, D.R. "Ethernet: Distributed Packet Switching for Local Computers Networks". Communications of ACM, nº 7, vol. 19, July 1976
- [21] Stritter, E.P. et al. "Local Networks of Personal Computers" Proc. Compcon. Springer 81, Feb. 1981.
- [22] Bass, C. et al. "Local Network Gives New Flexibility to Distributed Processing", Eletronics, Sep. 1980
- [23] Benhanou, E.; Estrin, J. "Design Goals for Z-net: A Commercial Local Network of Microcomputers". Proceedings, Compcon Springer 81, Feb. 1981
- [24] Carpenter, R. et al. "A Microprocessor-Based Local Networks Nodes". Proceedings, Compcon. Fall 78, Sep. 1978
- [25] Nickens, D.O. et al. "The Architecture and Hardware Implementation of a Prototype Micronet". Proc. of the Eight Conf. on Local Computer Networks. Oct. 1980.
- [26] Soares, L.F.G.; Menascê, D.A. "Um Protocolo para Redes Locais do Tipo Difusão". Anais do IX Semish, julho 1982.
- [27] Jensen, E.D. "The Honeywell Experimental Distributed Processor - An Overview", Computer, Jan. 1978
- [28] Tobagi, F.A.; Hunt, V.B. "Performance Analysis of Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection", Computer Networks, vol. 4, nº 5, Oct. 1980.
- [29] Kleinrock, L. "Queueing Systems", vol. I, Wiley-Interscience, N.Y. 1975.

- [30] Kuehn, P. J. "Multiqueue Systems with Nonexhaustive Cyclic Service", The Bell System Technical Journal, vol. 58, nº3, Mar. 1979
- [31] Little, J. D. C. "A Proof of the Queueing Formula $L=\lambda W$ ". Operations Research, 9, pp 383-387, 1961.
- [32] CACI, Inc. "SIMSCRIPT II.5", Reference Handbook, 1976

ANEXO

Deduções para o modelo utilizado para cálculo dos limites inferiores e superiores para o tempo de espera

$$B^*(s) = \alpha \frac{\mu C}{s + \mu C} + (1 - \alpha) e^{-s \frac{V}{C}} \quad (A1)$$

Cálculo da média e segundo momento do tempo de ocupação:

$$\bar{b} = -B^{*(1)}(0) \quad (A2)$$

$$B^{*(1)}(s) = -\frac{\alpha \mu C}{(s + \mu C)^2} - (1 - \alpha) \frac{V}{C} e^{-s \frac{V}{C}} \quad (A3)$$

logo,

$$\bar{b} = \alpha \cdot \frac{1}{\mu C} + (1 - \alpha) \frac{V}{C} \quad (A4)$$

$$\bar{b}^2 = B^{*(2)}(0) \quad (A5)$$

$$B^{*(2)}(s) = \frac{2\alpha \mu C}{(s + \mu C)^2} + (1 - \alpha) \frac{V^2}{C^2} e^{-s \frac{V}{C}} \quad (A6)$$

logo,

$$\bar{b}^2 = \alpha \cdot \frac{2}{(\mu C)^2} + (1 - \alpha) \frac{V^2}{C^2} \quad (A7)$$

Cálculo da média e segundo momento do tempo de duração do ciclo.

$$C^*(s) = B^*(s) P \cdot e^{-sr} \quad (A8)$$

$$\bar{c} = -C^{*(1)}(0) \quad (A9)$$

$$C^{*(1)}(s) = e^{-sr} [B^*(s)]^{P-1} [PB^{*(1)}(s) - rB^*(s)] \quad (A10)$$

logo,

$$\bar{c} = P\bar{b} + r \quad (A11)$$

$$\bar{c}^2 = C^{*(2)}(0) \quad (A12)$$

$$C^{*(2)}(s) = e^{-sr} [B^*(s)]^{P-1} [PB^{*(2)}(s) - rB^{*(1)}(s)] + \\ e^{-sr(P-1)} [B^*(s)]^{P-2} B^{*(1)}(s) * \\ [PB^{*(1)}(s) - rB^*(s)] - \\ r e^{-sr} [B^*(s)]^{P-1} [PB^{*(1)}(s) - rB^*(s)] \quad (A13)$$

Logo,

$$\bar{c}^2 = P\bar{b}^2 + r\bar{b} + [P\bar{b} + r][(P-1)\bar{b} + r] \quad (A14)$$