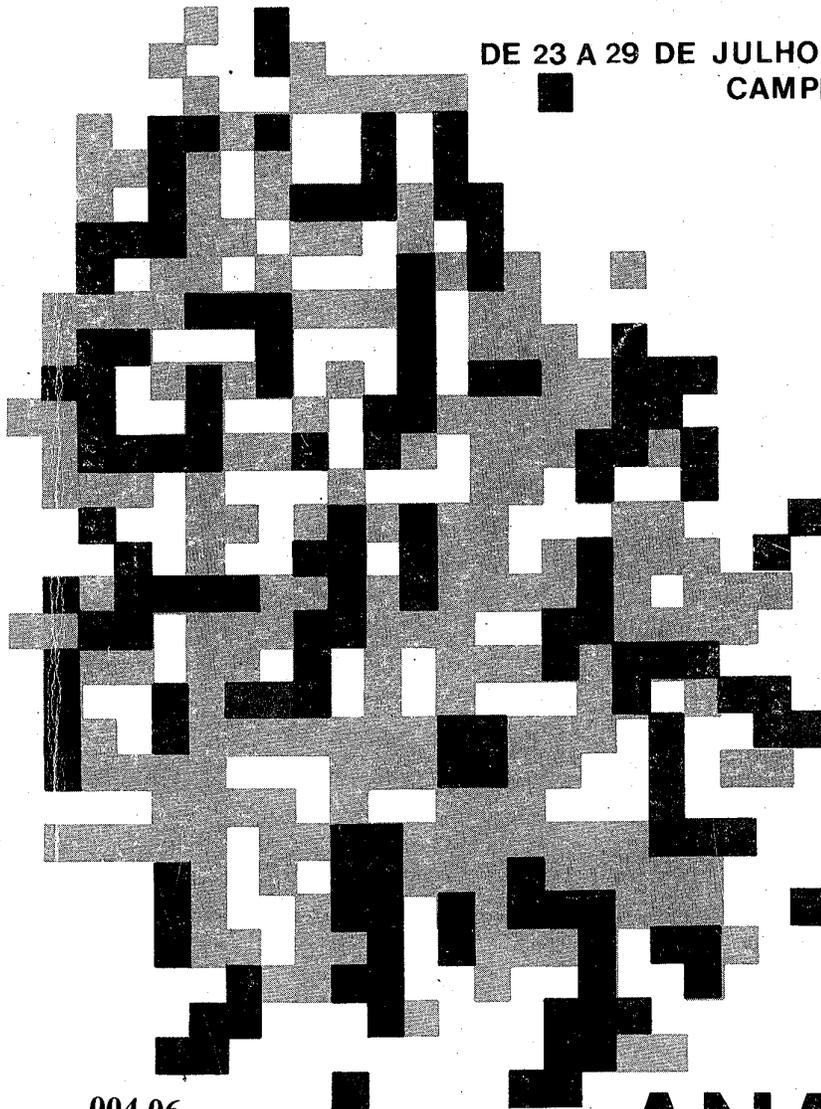


III CONGRESSO

DA SOCIEDADE BRASILEIRA DE COMPUTAÇÃO

DE 23 A 29 DE JULHO DE 1983
CAMPINAS-SP



004.06
S471
v.1

ANAIS
VOL. I

III CONGRESSO DA SOCIEDADE BRASILEIRA DE COMPUTAÇÃO
CAMPINAS 23 a 29 de julho de 1983

ANAIS
VOLUME I

TRABALHOS APRESENTADOS
X SEMINÁRIO INTEGRADO DE SOFTWARE E HARDWARE

EDITORES: N. MEISEL, L.J. BRAGA-FILHO

PROMOÇÃO: SOCIEDADE BRASILEIRA DE COMPUTAÇÃO - SBC
UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS - UNICAMP

PATROCÍNIO: CAPES, CNPq, DIGIBRÁS, FINEP, SEI

CO-PATROCINADORES: CPqD/TELEBRAS, PUC-Campinas, UFV
PREFEITURA MUNICIPAL DE CAMPINAS

MODELAGEM APROXIMADA DE REDES LOCAIS EM BARRA COMUM

L.Lellis*

D.A. Menascé**

SUMÁRIO

Nos últimos anos a área de Redes Locais tem ganhado 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 embarramento 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.

* Light Serviços de Eletricidade S.A. e Departamento de Informática, PUC/RJ

** Departamento de Informática, PUC/RJ

1. INTRODUÇÃO

A motivação básica para a construção de redes de computadores 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 considerada para interligação de computadores, estações de serviço, periféricos e congêneres em 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 voltados 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 a 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: controle de fluxo, comunicação entre processos e transferência de arquivos.

Entre os modelos que têm sido utilizados para redes locais, o modelo em anel ("Ring" ou "Loop"), e o que utiliza um embarramento global ("BUS"), são os mais encontrados. 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: "Newhall type" [5,6,7,8,9 e 10], "Pierce Loop" [11,9,12,13,14,15 e 16] e inserção de retardo [17,18 e 19]. Entre os utili

zados nas redes que utilizam embarramento global temos os que operam por contenção [20, 21, 22, 23 e 24] e os que operam por passagem de permissão ("token") [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 "token" 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 o "token".

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 "token" 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 de ocorram colisões, enquanto que o overhead imposto pela passagem de "token" 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 do "token" 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 não se pode estabelecer um limite superior para o tempo de acesso ao embarramento devido ao não determinismo da ocorrência de colisões, enquanto que no protocolo por passagem de "token" 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 embarramento esta característica do protocolo de passagem de "token" 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 "token". Para isto, na seção dois é apresentado o protocolo de acesso ao embarramento que será 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 embarramento (situação de baixa carga), um modelo que dá o limite superior do tempo de retardo de uma mensagem no embarramento (situação de alta carga) e um modelo que dá uma aproximação para os casos intermediários. Na seção quatro são apresentados resultados numéri

ricos 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

2.1 Descrição Geral do Protocolo

O protocolo de acesso considerado neste artigo é um protocolo que opera por passagem de uma permissão de acesso ("token") entre as estações ligadas à rede. Este protocolo aplica-se a redes que utilizam o modelo de embarramento global (figura 1).

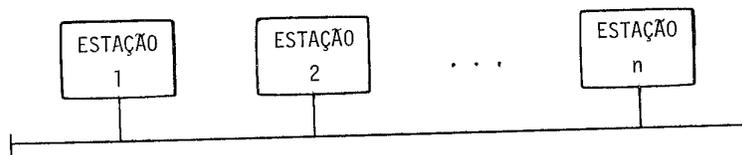


Figura 1 - modelo de uma rede com embarramento global

O objetivo básico do protocolo é estabelecer uma disciplina de acesso ao embarramento, 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 ao embarramento 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 do embarramento. 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 autorização de acesso; caso a próxima estação tenha mensagens a transmitir ela as transmite e passa o controle para a próxima, caso contrário ela simplesmente passa o controle 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 ao embarramento, desta forma, este protocolo estabelece, ao nível lógico, um ciclo de acesso (figura 2).

Em cada ciclo lógico podemos ter nenhuma, uma ou mais estações utilizando o embarramento, 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 transmitido o "token", ou seja, o número da próxima estação autorizada a transmitir.

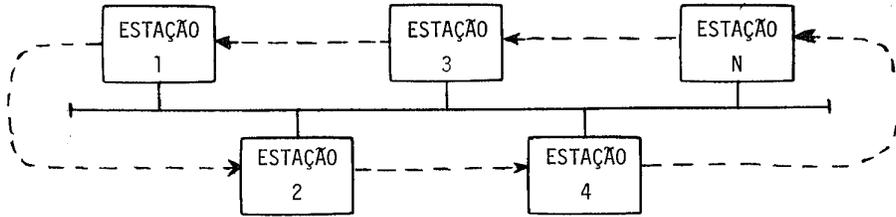
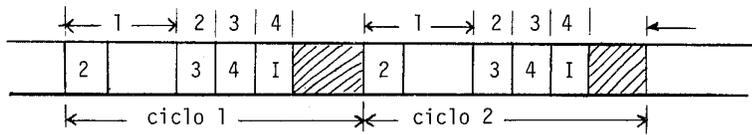
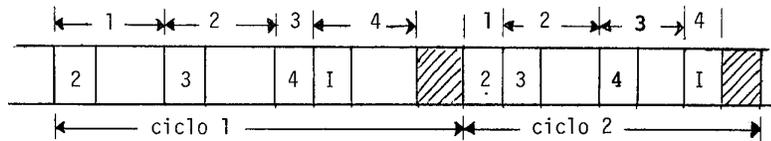


Figura.2 - CICLO LÓGICO - ordem de acesso das estações ao embarramento

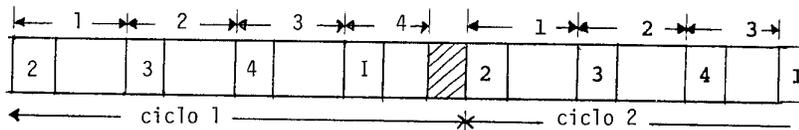
 intervalo de contenção sem transmissão



(a) apenas o processador 1 tem mensagens para transmitir



(b) apenas os processadores 1,2 e 4 tem mensagens para transmitir no ciclo 1 e apenas os processadores 2 e 3 têm mensagens para transmitir no ciclo 2



(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 o embarramento, 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 o "token" 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 o "token" 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 o "token". 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 estação 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 analítico que permite calcular o limite inferior e o limite superior do tempo de espera de uma mensagem para ser transmitida, neste modelo cada estação de serviço "vê" o embarramento como um servidor cujo tempo de atendimento é o tempo de ciclo e o sistema para ele 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 intermedíarios (ou seja, entre o limite inferior e o superior estabelecidos com o primeiro modelo), este modelo considera o embarramento 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 do embarramento (bps)
 P : número de estações
 λ : taxa de chegada de mensagens por estação (msg/s)
 $1/\mu$: tamanho médio das mensagens não vazias (em bits)
 v : tamanho médio da mensagem vazia
 r : duração do intervalo de contenção

Estatísticas resultantes:

- \bar{b} : tempo médio que uma estação ocupa o embarramento por ciclo
 \bar{b}^2 : segundo momento do tempo que uma estação ocupa o embarramento por ciclo
 $B^*(S)$: transformada de Laplace do tempo que uma estação ocupa o embarramento 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

3.1 Limite Inferior e Superior para o Tempo de Espera

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

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

então

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

logo,

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

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

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 do em barramento por todas as estações, será a soma dos tempos de ocupação do em barramento pelas estações mais a duração do intervalo de contenção, ou seja:

$$C^*(S) = [B^*(S)]^P \cdot e^{-Sr}$$

logo,

$$\bar{c} = P\bar{b} + r$$

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

Observe-se no entanto que a hipótese de independência acima citada é uma aproximação já que o comprimento de um ciclo afeta o tempo de utilização do em barramento no ciclo seguinte.

De posse destes resultados podemos estabelecer o limite inferior e o superior para o tem po 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 esta-
ção 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 ati
vas receberem e passarem o controle (através de uma mensagem vazia) sem terem mensagens
a transmitir.

Convém observar que esta é uma característica interessante do protocolo, ou seja, o "over-
head" máximo ocorre 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 si
tuaçã o ("overhead máximo") que o tempo médio de espera de uma mensagem é mínimo.

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

$$\alpha_{P_j} = 1 \quad \text{para } j=i$$

$$\alpha_{P_j} = 0 \quad \text{para } j \neq i$$

logo,

$$B_{P_j}^*(S) = \frac{\mu C}{S + \mu C} \cdot e^{-S \frac{V}{C}} \quad \text{para } j=i$$

Ou seja, o tempo que o processador P_i ocupa o em barramento em um ciclo é o tempo necessá-
rio para transmitir a mensagem mais o tempo para passar o controle para o próximo módulo
processador no ciclo lógico.

$$B_{P_j}^*(S) = e^{-S \frac{V}{C}} \quad \text{para } j \neq i$$

ou seja, o tempo que os demais processadores ocupam o em barramento é apenas o tempo
de passar o controle para o próximo processador.

logo:

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

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

Desta forma para a duração do ciclo mínimo, teremos:

$$C_{\min}^*(S) = B_{P_i}^*(S) \cdot (B_{P_{j \neq i}}^*(S))^{P-1} \cdot e^{-sr}$$

donde:

$$C_{\min}^*(S) = \frac{\mu C}{S + \mu C} \cdot e^{-S \frac{v}{c}} (e^{-S \frac{v}{c}})^{P-1} e^{-sr}$$

$$C_{\min}^*(S) = \frac{\mu C}{S + \mu C} e^{-S(P \frac{v}{c} + r)}$$

logo,

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

$$\bar{c}_{\min}^2 = \bar{b}_{P_i}^2 + \bar{b}_{P_i} \left[(P-1) \frac{v}{c} + r \right] + \left[\bar{b}_{P_i} + \left((P-1) \frac{v}{c} + r \right) \right] \left[(P-1) \frac{v}{c} + r \right]$$

Finalmente para obter o tempo médio de espera de uma mensagem utilizaremos o modelo M/G/1 com tempo de serviço sendo o tempo de duração do ciclo, logo,

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

Pela lei de Little [31]:

$$\bar{N}_{q\min} = \frac{\lambda^2 \bar{c}_{\min}^2}{2(1 - \lambda \bar{c}_{\min})}$$

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 observamos na primeira seção, este é o caso em que o protocolo apresenta o menor "overhead" que consiste apenas no tempo de ocupação do embarramento para a passagem do cor

trole, 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" é mínimo 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:

$$\alpha_{p_j} = 1 \quad \forall j$$

logo

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

$$\bar{b}_{p_j} = \frac{1}{c} \left[\frac{1}{\mu} + v \right] \quad \forall j$$

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

Desta forma para a duração do ciclo máximo teremos:

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

$$\bar{c}_{\max} = P\bar{b} + r$$

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

Finalmente, usando o modelo M/G/1 da mesma forma como foi feito para o limite inferior, teremos:

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

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

3.2 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 independência entre os processadores é boa para obtenção do tempo médio de du

ração do ciclo \bar{c} , mas no entanto subestima a variância do tempo de duração do ciclo, e com isto o tempo médio de espera, o que pode ser entendido de forma intuitiva se considerarmos que quando um processador transmite, ele contribui para um aumento da duração do ciclo, e com isto aumenta o tempo para chegarem mensagens nos outros processadores o que implica em falta de independência 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 outras 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 fatores 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.

Nesta 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 superior. Este modelo considera o embarramento como um servidor cíclico atendendo as diversas filas de mensagens a serem transmitidas, uma para cada módulo processador ativo.

Com este modelo, baseando-se no conceito de tempo condicional de ciclo [30] são obtidas 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 do embarramento 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 (o embarramento) passa para o próximo processador no ciclo gastando um tempo T_{uj} ("overhead") que tem a função de distribuição de probabilidades $U_j(t) = \Pr\{T_{uj} \leq t\}$ e média u_j , $j=1,2,\dots,P$.

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

$$C_0 = P \cdot u_j \Rightarrow C_0 = P \times \frac{v}{c}$$

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,

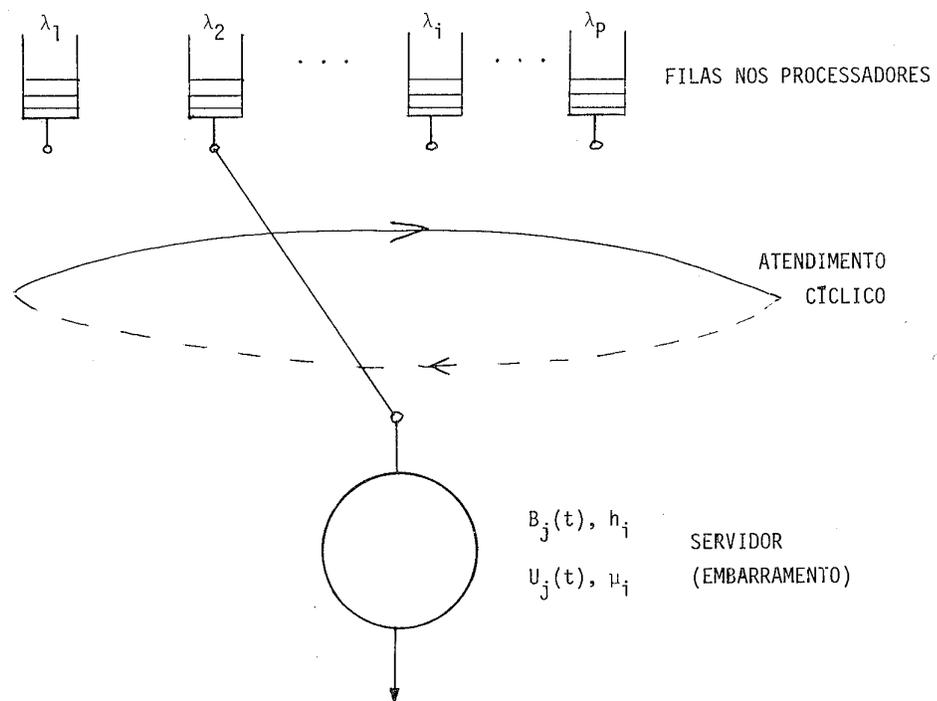


Figura 6 - modelo de filas com servidor cíclico.

Logo:

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

donde,

$$C = \frac{C_0}{1-\rho_0}$$

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 $\bar{\alpha}$ probabilidade α_j que o servidor encontre pelo menos uma mensagem no processador j

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

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 ciclo, C_j^I que é o tempo de ciclo quando o processador j não transmite uma mensagem e C_j^{II} que é o tempo de ciclo quando o processador j transmite uma mensagem.

Sejam α_{ji}^I e α_{ji}^{II} as probabilidades de o processador i ter mensagens para transmitir em um ciclo que o processador j não transmitiu e transmitiu respectivamente, então, utilizando o mesmo raciocínio feito anteriormente para obtenção do tempo médio de ciclo \bar{c} , temos:

$$\bar{c}_j^I = C_0 + \sum_{i \neq j} \alpha_{ji}^I \bar{b}_i$$

$$\bar{c}_j^{II} = C_0 + \sum_{i \neq j} \alpha_{ji}^{II} \bar{b}_i + \bar{b}_j$$

com:

$$\alpha_{ji}^I = \lambda_i C_j^I \quad i \neq j$$

$$\alpha_{ji}^{II} = \lambda_i C_j^{II}$$

temos:

$$\bar{c}_j^I = \frac{C_0}{1-\rho_0+\rho_j}$$

$$\bar{c}_j^{II} = \frac{C_0 + \bar{b}_j}{1-\rho_0+\rho_j}$$

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

$$\text{VAR } C_j^i = \sum_{i=1}^P \text{VAR } T_{ui} + \sum_{i \neq j} (\alpha_{ji}^i \bar{b}_i^2 - \alpha_{ji}^i \bar{b}_i^2)$$

$$\text{VAR } C_j^u = \sum_{i=1}^P \text{VAR } T_{ui} + \sum_{i \neq j} (\alpha_{ji}^u \bar{b}_i^2 - \alpha_{ji}^u \bar{b}_i^2) + \text{VAR } b_j$$

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

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

onde

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

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

$$\bar{N}_q = \lambda W$$

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.

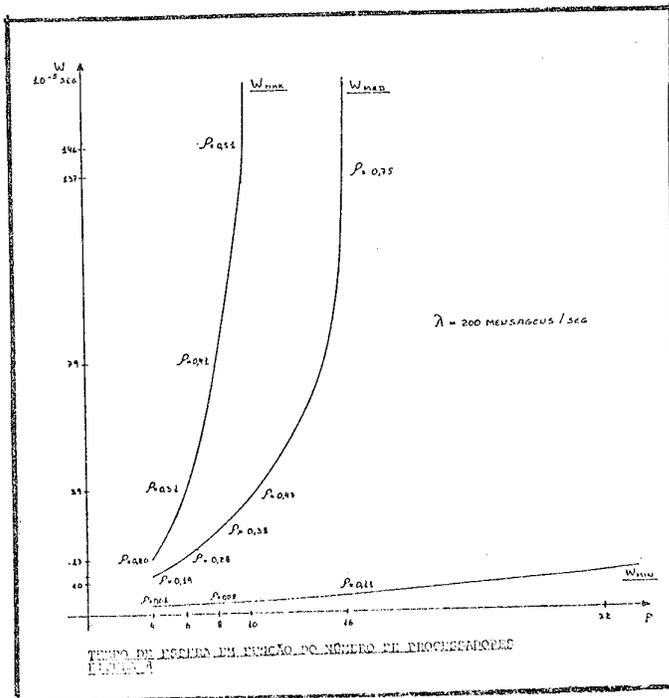
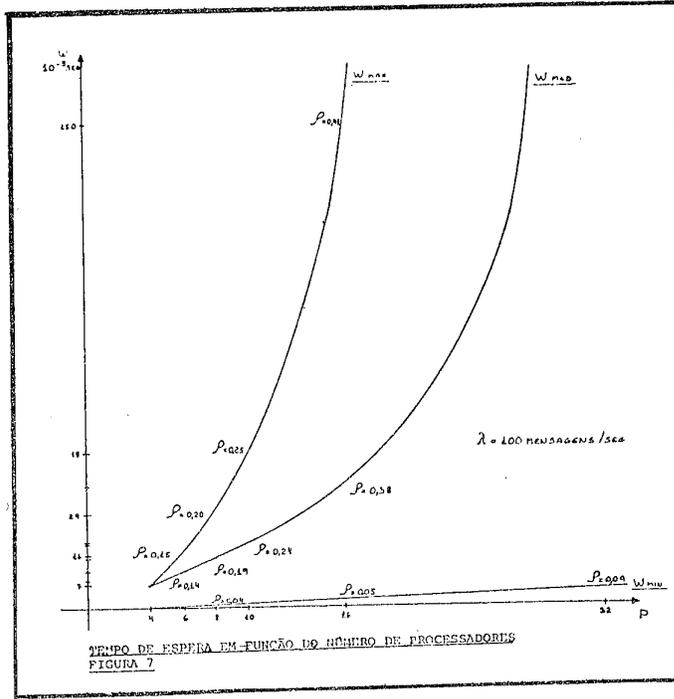
Visando permitir a observação da evolução do tempo de espera também em função da carga na rede, colocamos em alguns pontos da curva do tempo de espera uma estimativa da carga.

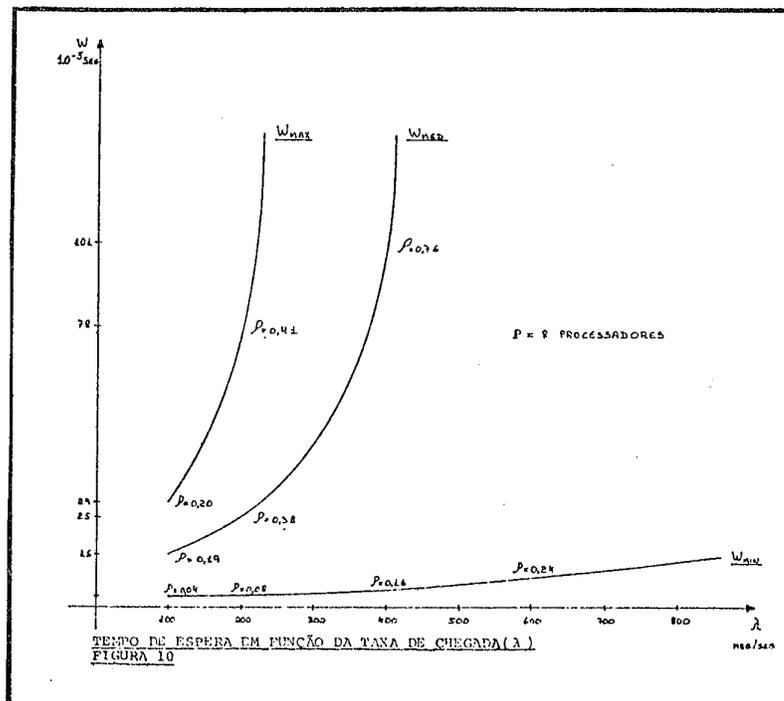
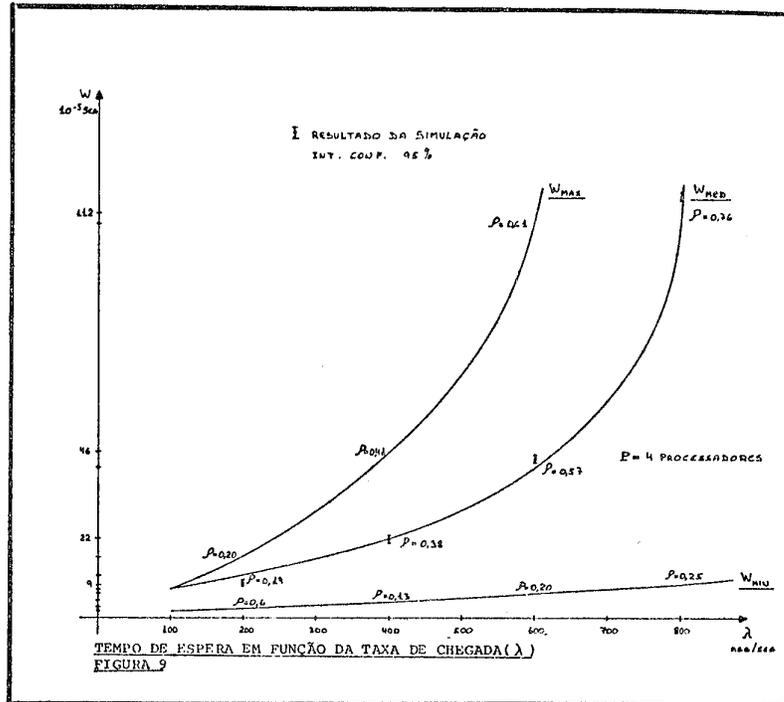
4.1 Limite Inferior e Superior para o Tempo de Espera

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.

Para efeito de estimativa da carga no sistema, temos para:

$$W_{MAX} = \lambda * P * \frac{(\frac{1}{u} + v)}{c}$$





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

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 a ele dedicada.

Como era de se esperar, a análise comparativa das figuras 7 e 8 nos mostra que com o aumento da carga (λ aumentando 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.

4.2 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:

$$\rho = \lambda * P * \frac{1}{\mu C}$$

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 mensagens/seg.

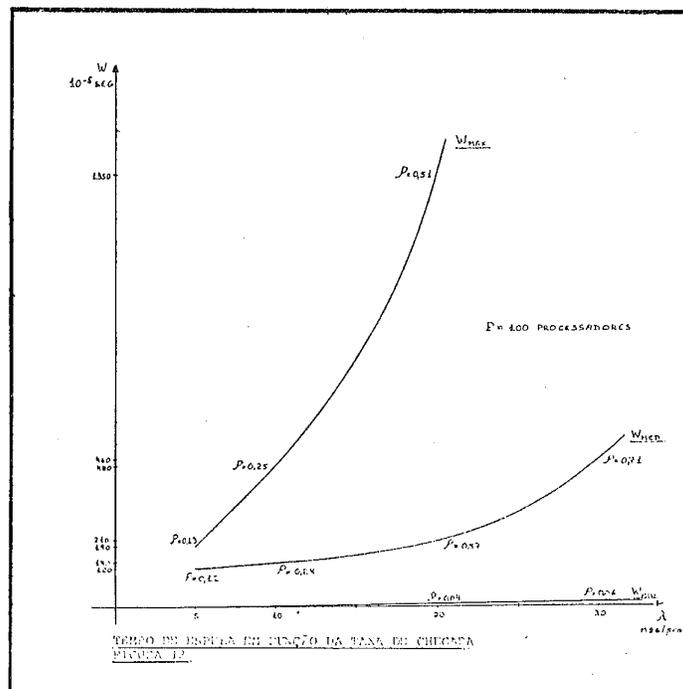
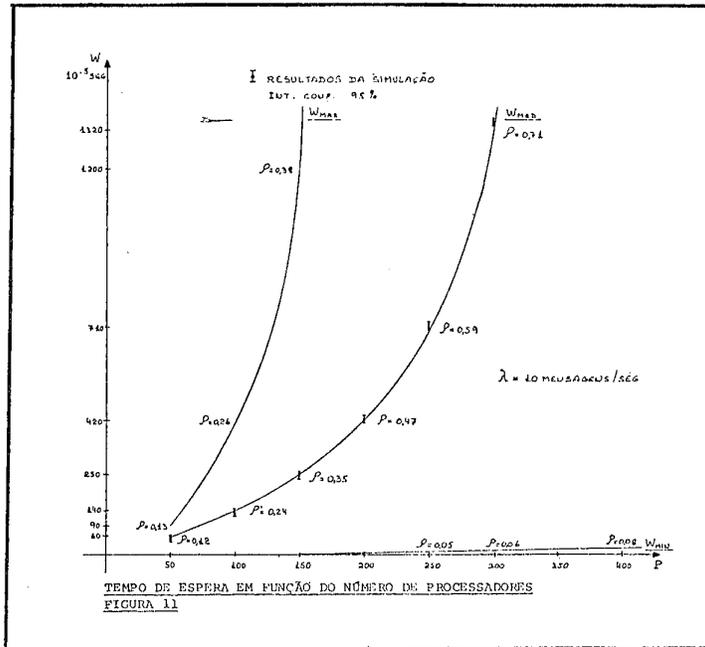
Dois pontos devem ser observados na comparação destas duas figuras:

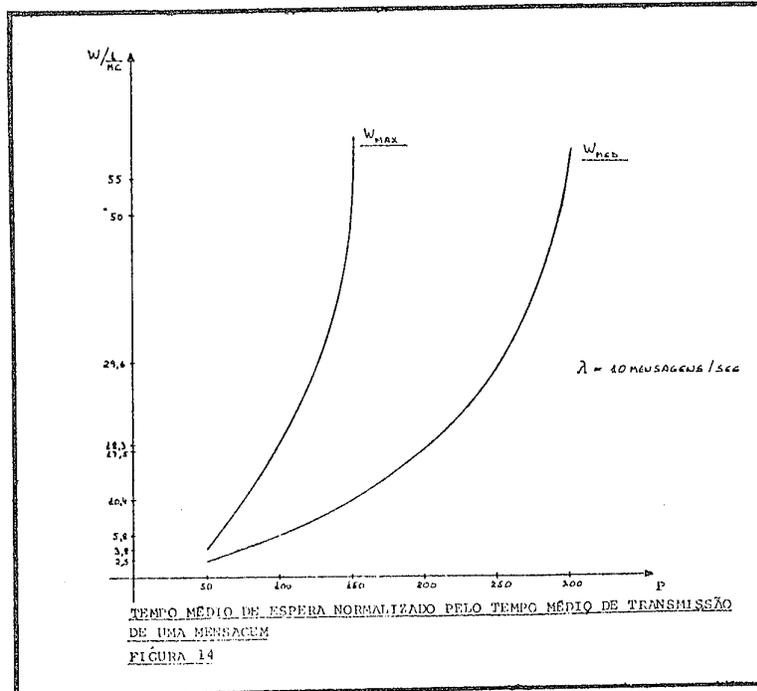
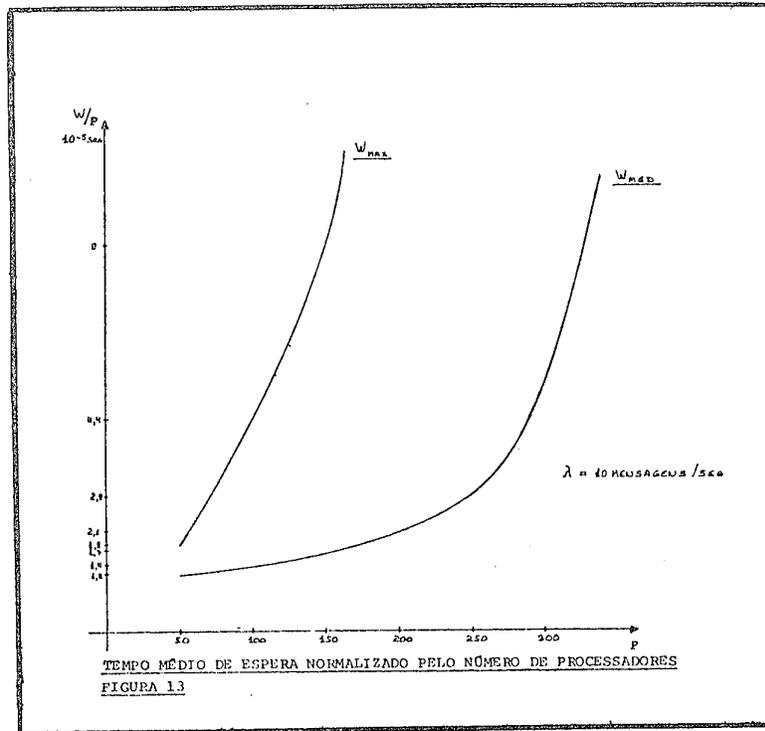
- i) a aproximação do tempo médio de espera é bastante boa, ficando em grande parte dos casos em torno de dez a quinze por cento dos valores obtidos na simulação;
- ii) para uma mesma carga do sistema, o tempo médio de espera aumenta com o número de processadores, o que é explicado pelo fato do tempo 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 controle. 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 Teletraffic. 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] Mockapetris,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 Computer 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. "Microcomputers 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 Swiching for Local Computers Networks". Communications of ACM, nº7, 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, nº 3, Mar. 1979.
- [31] Little, J.D.C. "A Proof of the Queueing Formula $L = \lambda W$ ". Operations Research, 9, pp 383-387, 1961.

ANEXO 1

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

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

Cálculo da média e segundo momento do tempo de ocupação:

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

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

logo,

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

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

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

logo,

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

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

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

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

$$C^{*(1)}(S) = e^{-sr} [B^*(S)]^{P-1} [PB^{*(1)}(S) - rB^*(S)]$$

logo,

$$\bar{c} = p\bar{b} + r$$

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

$$\begin{aligned} c^{*(2)}(s) = & e^{-sr} [B^*(s)]^{P-1} [PB^{*(2)}(s) - rB^{*(1)}(s)] + \\ & e^{-sr(P-1)} [B^*(s)]^{P-2} B^{*(1)}(s) * \\ & [PB^{*(1)}(s) - rB^*(s)] - \\ & r e^{-sr} [B^*(s)]^{P-1} [PB^{*(1)}(s) - rB^*(s)] \end{aligned}$$

logo,

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