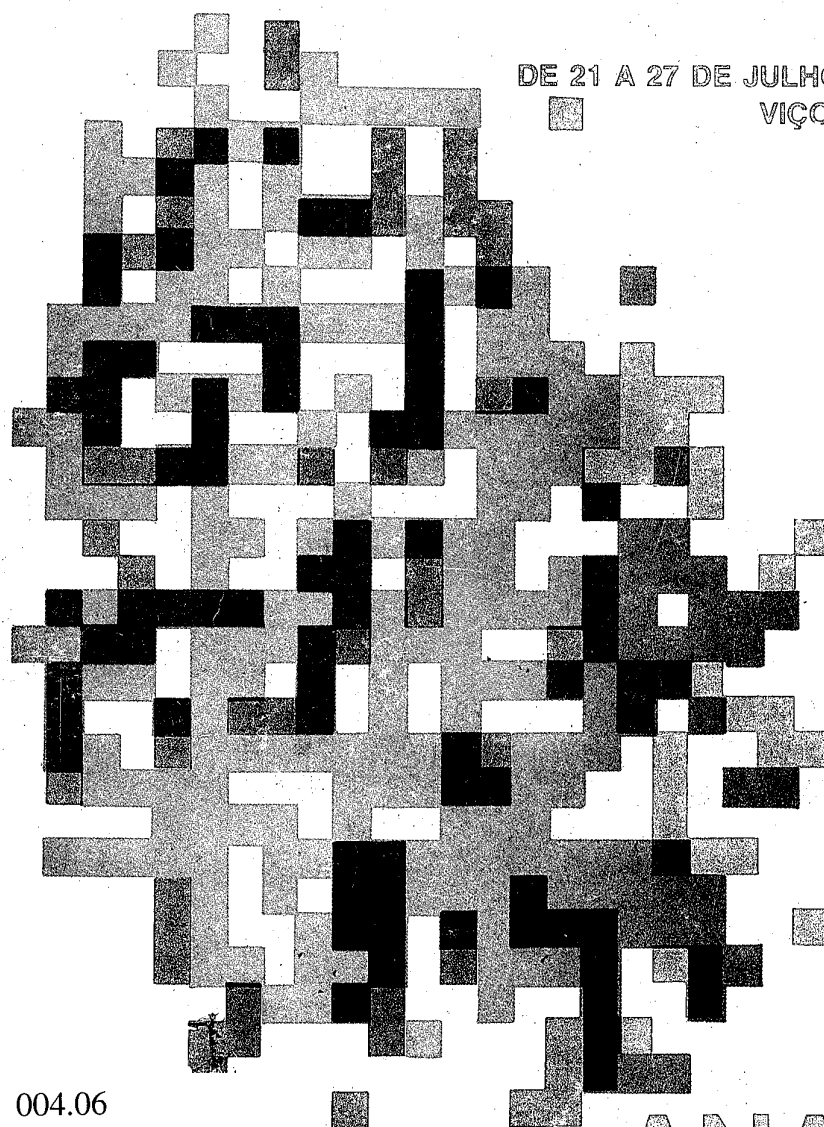


# IV CONGRESSO

DA SOCIEDADE BRASILEIRA DE COMPUTAÇÃO

DE 21 A 27 DE JULHO DE 1984  
VIÇOSA — MG



004.06  
S471  
1984  
V.1

ANAIIS  
VOL. I

COMISSÃO DO XI SEMISH

Coordenador: Roberto da Silva Bigonha, UFMG

Antônio Luz Furtado, PUC/RJ

Arndt Von Staa, PUC/RJ

José Antão Beltrão Moura, UFPb

Newton Alberto de Castilho Lages, UFMG

Ricardo Reis, UFRGS

Sueli Mendes dos Santos, UFRJ

Valdemar W. Setzer, USP

## AVALIANDO O DESEMPENHO DE REDES INTERLIGADAS

Leonardo Lellis P. Leite\* e Daniel A. Menascé\*\*

## SUMÁRIO

A partir de resultados já obtidos pelos autores sobre a avaliação de desempenho de redes com passagem de permissão em barra comum, observou-se a conveniência de investigar-se o desempenho de um conjunto de redes interligadas. Este artigo apresenta resultados sobre o retardo médio fim-a-fim entre duas estações ligadas através de uma interrede. O artigo conclui com a apresentação de resultados numéricos para diversas topologias.

## ABSTRACT

Previous results, obtained by the authors, indicated the convenience of investigating the performance of interconnected local networks. This paper presents results for the average end-to-end delay between two stations connected to an internetwork. Numerical results are discussed for several topologies.

\* Engenheiro de Sistemas (PUC/RJ), Mestre em Informática (PUC/RJ) e Doutorando (PUC/RJ); bancos de dados, desenvolvimento de sistemas e avaliação de desempenho; chefe de Administração de Dados da Light S.A.; Professor Auxiliar do Depto. de Informática da PUC/RJ.

\*\* Engenheiro de Sistemas (PUC/RJ), Mestre em Informática (PUC/RJ) e Ph.D. (UCLA); redes de computadores, bancos de dados e avaliação de desempenho; Professor Associado do Depto. de Informática da PUC/RJ, Rua Marques de São Vicente, 225 - CEP 22453 - Rio de Janeiro, RJ

O trabalho de um dos autores foi parcialmente financiado pela EMBRATEL S.A. (Contrato nº C.DCD-002/82)

## 1 - INTRODUÇÃO

Em 1982, o Grupo de Redes de Computadores da Pontifícia Universidade Católica do Rio de Janeiro (PUC/RJ), iniciou o projeto e implementação da Rede Local REDPUC. Um dos objetivos do projeto foi a obtenção de uma arquitetura para a rede que fosse adequada ao controle de processos em tempo real.

Assim sendo, confiabilidade e alta disponibilidade foram considerados como sendo importantes requisitos. Outro aspecto importante era a obtenção de um protocolo de acesso para o qual fosse possível estabelecer um limite superior para o tempo de acesso, definido como sendo o intervalo entre a disponibilidade da mensagem para transmissão e o início de transmissão propriamente dita. Por esta razão, protocolos que operam por contenção foram logo excluídos.

A decisão foi projetar um protocolo próprio usando uma arquitetura em barra comum (BUS). O protocolo resultante possui pontos em comum com uma das padronizações propostas no projeto IEEE 802 [IEEE82]. Uma descrição detalhada do protocolo e da arquitetura de hardware utilizada pela REDPUC pode ser encontrada em [SOARES83]. Um prototipo da rede esta operacional desde outubro de 1983.

Os primeiros trabalhos de modelagem da REDPUC visaram a definição formal do protocolo [IERUSALIMSKY83] e a avaliação de desempenho de uma rede isolada [LELLIS83].

Este artigo estende a avaliação de desempenho para o caso de um conjunto de redes interligadas. A seção dois apresenta uma descrição geral do protocolo e os resultados da avaliação de desempenho para o caso de uma rede isolada. A seção tres apresenta o modelo analítico utilizado na avaliação de desempenho para o caso de redes interligadas e a seção quatro, discute os resultados numéricos obtidos.

## 2 - O PROTOCOLO DE ACESSO

### 2.1 - DESCRIÇÃO GERAL DO PROTOCOLO

A REDPUC é uma rede local que utiliza uma barra comum. Cada estação é conectada à rede via uma Unidade de Interface a Barra. Esta interface implementa o Protocolo de Nível Físico (Nível 1) e o Protocolo de Acesso a Barra (Nível 2).

O protocolo de nível físico utiliza a codificação Manchester, transmissão e recepção half-duplex.

O Protocolo de Acesso será descrito nesta seção ao nível de detalhe necessário à compreensão da modelagem analítica apresentada a seguir. Uma descrição mais detalhada pode ser encontrada em [SOARES83].

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 em barra global.

O objetivo básico do protocolo é estabelecer uma disciplina de acesso a barra, 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 acesso a barra 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 a través da barra. Uma estação ao receber a permissão de acesso transmite suas mensagens, a tē um número mximo de mensagens prē-estabelecido (serviço no exaustivo) e aps a transmisso passa a permisso de acesso para a prxima esto na tabela de controle de ciclo, que estabelece a ordem em que as estaes iro receber a autorizao de acesso; caso a prxima esto tenha mensagens a transmitir, ela as transmite e passa o controle para a prxima, caso contrrio, simplesmente passa o controle para a prxima.

A ordem de acesso estabelecida pela tabela de controle de ciclo, no precisa ser igual  ordem fsica de ligao das estaes  barra; desta forma, este protocolo estabelece, ao nvel lgico, um ciclo de acesso.

Em cada ciclo lgico podemos ter nenhuma, uma ou mais estaes utilizando a barra, dependendo da taxa de gerao de mensagens em cada esto.

Caso alguma esto no passe a permisso de acesso adiante por um certo nmero de ciclos consecutivos, por ter falhado, ela  retirada do ciclo por todas as outras estaes, j que todas percebem a ausncia de transmisso de qualquer esto aps o esgotamento de u ma temporizao. Nos ciclos seguintes, a esto em falha no mais receber a permisso de acesso. Quando uma esto se recupera da falha ou simplesmente deseja ser reinserida no ciclo, ela transmite um pedido de insero em um intervalo com esta finalidade, chamado de intervalo de conteno (IC), que ocorre ao fim de cada ciclo. Se apenas uma esto utiliza o intervalo de conteno, o seu pedido ser "ouvido" por todas as outras, que a inseriro no ciclo novamente. Caso mais de uma esto transmita no IC, haver uma colso que ser resolvida inserindo-se no final do ciclo todas as estaes fisicamente ligadas. Este procedimento simples, recoloca no ciclo as estaes que desejam entrar, alm de outras que so automaticamente retiradas nos ciclos subsequentes.

## 2.2 RESULTADOS ANALTICOS PARA REDE ISOLADA

Nesta seo esr apresentado o principal resultado analtico obtido para a rede isolada, que  o tempo mdio de retardo para transmisso de um pacote. Detalhes sobre a obteno deste resultado podem ser encontrados em [LELLIS83].

Os parametros de entrada so os seguintes:

- C : capacidade da barra (bps)
- P : nmero de estaes
- $\lambda$  : taxa de chegada de mensagens por esto (msg/s).

- $1/\mu$  : tamanho médio das mensagens não vazias (em bits)  
 $v$  : tamanho médio da mensagem vazia  
 $r$  : duração do intervalo de contenção

Aproximação para o Retardo Médio

$$D = \frac{\bar{c}_1^2}{2\bar{c}_1} + \frac{\lambda \bar{c}_2^2}{2(1 - \lambda \bar{c}_2)} + \frac{1}{\mu C} + \frac{v}{C} \quad (1)$$

Onde:

$\bar{c}_1$ ,  $\bar{c}_2$ ,  $\bar{c}_1^2$  e  $\bar{c}_2^2$  são os primeiros e segundos momentos dos tempos de duração condicional de ciclo, respectivamente, dados em [LELLIS83].

A figura 1 apresenta as curvas do retardo médio para transmissão de um pacote em função do número de processadores na rede, para alguns valores de carga por processador.

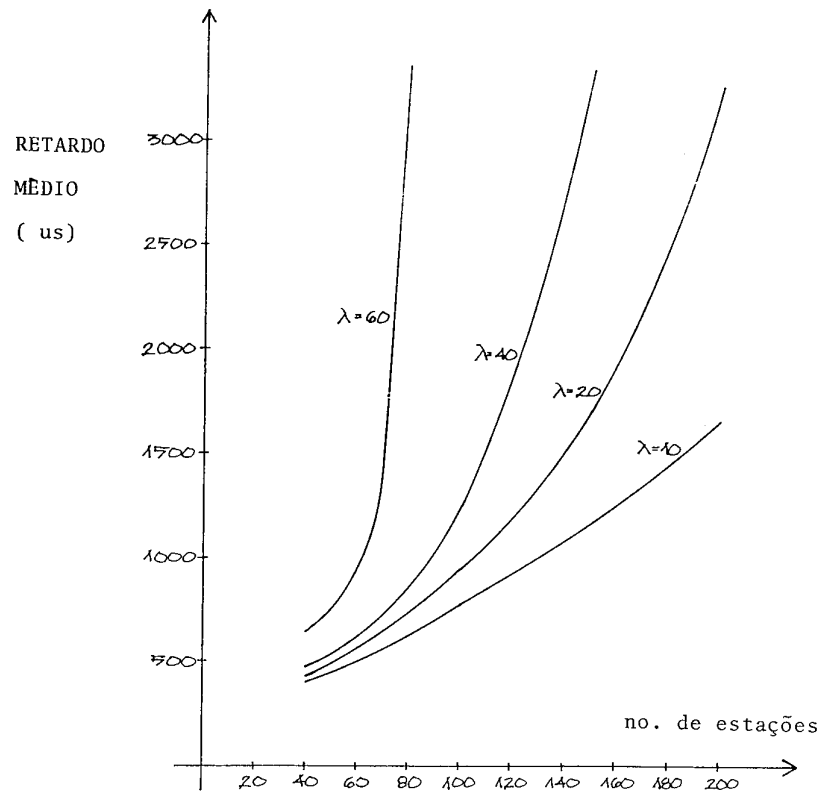


Figura 1 - Retardo médio em função do número de processadores

### 3 - INTERLIGAÇÃO DE REDES LOCAIS

A análise dos requisitos analíticos obtidos para uma rede isolada apresentados na figura 1, indica que, para uma determinada carga por estação, o tempo de retardo de um pacote aumenta não linearmente com o número de estações na rede. Este aumento pode ser explicado pelo fato do tempo de espera ser muito influenciado pela variancia do tempo de duração do ciclo e, esta aumenta quando aumenta o número de processadores na rede.

Por outro lado, nas aplicações típicas de redes locais, como automação de escritórios, existem grupamentos naturais entre as estações; isto é, subconjuntos de estações que trocam mais mensagens entre si do que com as demais (por exemplo, as estações de serviço de um mesmo departamento de uma Empresa).

As constatações sobre a evolução do tempo de espera mencionados, associadas à evidência dos grupamentos naturais entre estações nas aplicações típicas de redes locais, nos motivou a pensar em uma nova aplicação, ou um novo enfoque, para a interligação de redes locais, ou seja, o particionamento de uma rede local, que atenda a muitas estações, em um grupo de redes locais interligadas, visando a melhorar o desempenho do sistema.

Intuitivamente, podemos esperar que, se o referido particionamento tiver como base os grupamentos naturais, o número de mensagens trocadas entre as estações de uma mesma rede, será bem maior que o número de mensagens trocadas entre estações de redes diferentes. Como o tempo médio de espera de mensagens internas a cada rede será menor que no caso da rede única ligando todas as estações (devido ao fato do número de estações em cada rede ser bem menor que o número total de estações), o tempo médio global de espera deve ser menor no caso das redes interligadas do que no caso da rede única.

Uma motivação a mais para se considerar o particionamento de uma rede local do tipo difusão ("broadcast") em um conjunto de redes interligadas reside no fato que, no caso das redes interligadas, podem ocorrer diversas transmissões simultaneas.

O conjunto de redes é interligado por um tipo especial de estação que implementa o protocolo inter-redes (os "gateways").

Neste item faremos uma verificação dessas ideias, utilizando como base, a REDPUC. Para tal, inicialmente, é feita uma parametrização do problema e a seguir, é desenvolvido um modelo analítico que permite obter a expressão do tempo de transferência global de mensagens em função do tempo médio de transferência em cada rede.

A seguir, são apresentados alguns modelos para a topologia de interligação e os resultados são comparados com os obtidos anteriormente, para o caso da rede não particionada.

Sejam  $C_i$ ,  $P_i$ ,  $\lambda_i$ , como no caso da rede isolada, a capacidade da barra, número de estações e taxa de chegada por estação, na rede  $i$ , respectivamente.

Considere ainda os seguintes parametros de entrada:

- $P$  : número de estações no conjunto de redes interligadas.  
 $R$  : número de redes interligadas.  
 $P_{s,t}$  : probabilidade que um pacote que chegue na estação 's' tenha como destino a estação 't' ( $p_{s,s} \triangleq 0$  para todo 's').  
 $\alpha_s$  : probabilidade que um pacote externo chegue a estação 's'.  
 $G$  : número de "gateways" que interligam o conjunto de redes.  
 $R_i = \{s_{i_1}, \dots, s_{i_m}\}$  : o conjunto de estações da rede i (não incluindo os gateways da rede i)  
 $\mathcal{G}_i = \{G_m, \dots, G_n\}$  : o conjunto de gateways da rede i.

Seja  $\pi_{ij}$  o caminho seguido por um pacote que parte da rede i e tem a rede j como destino final. Seja  $\mathcal{R}(\pi_{ij})$  o conjunto de redes que pertencem ao caminho  $\pi_{ij}$ :

$$\mathcal{R}(\pi_{ij}) = \{R_i, \dots, R_j\}$$

Seja  $\mathcal{G}(\pi_{ij})$  o conjunto de gateways no caminho  $\pi_{ij}$ :

$$\mathcal{G}(\pi_{ij}) = \{G_k, \dots, G_e\}$$

As medidas de desempenho de interesse são as seguintes:

- $D_{ij}$  : retardo médio para enviar um pacote da rede i para a rede j  
 $D_{G_k}$  : retardo médio para processamento de um pacote no gateway  $G_k$   
 $D$  : retardo médio fim-a-fim de um pacote.

$D_{ij}$  será obtido para qualquer uma das redes usando a expressão (1) com os parametros apropriados para a rede i.

Assim, o retardo médio  $D_{ij}$ , para enviar um pacote da rede i para a rede j é dado por:

$$D_{ij} = \sum_{G_k \in \mathcal{G}(\pi_{ij})} D_{G_k} + \sum_{e \in \mathcal{R}(\pi_{ij})} D_{ee} \quad (2)$$

e o retardo fim-a-fim,  $D$ , é dado por:

$$D = \sum_{i=1}^R \left( \sum_{s \in R_i} \alpha_s \right) \sum_{j=1}^R D_{ij} t_{ij} \quad (3)$$

onde  $t_{ij}$  é definido como a probabilidade que um pacote que chegue na rede i vá para a rede j. Esta probabilidade pode ser obtida como uma função de  $p_{s,t}$  e  $\alpha_s$ :

$$t_{ij} = \frac{1}{\left( \sum_{s \in R_i} \alpha_s \right)} \sum_{s \in R_i} \alpha_s p_r[\text{um pacote que chegue em } s \text{ vá para } R_j] \quad (4)$$



O que implica que:

$$t_{ij} = \frac{1}{\sum_{\delta \in R_i} \alpha_\delta} \sum_{\delta \in R_i} \alpha_\delta \left( \sum_{t \in R_j} p_{\delta,t} \right) \quad (5)$$

Agora é necessário obter o tempo médio de processamento de um pacote em um gateway. Seja,

$I$  : número de instruções para processar um pacote no "gateway" (em milhões de instruções)

$\mu_G$  : taxa de processamento no "gateway" ( em MIPS).

Assim, sendo, cada pacote leva  $I/\mu_G$  segundos para ser processado no "gateway". Para estimar o tempo médio de espera de um pacote em um "gateway", será utilizado o modelo M/D/1 [KLEI75].

A taxa média de chegada de pacotes no "gateway"  $G_k$ , é dada pela soma das taxas de chegada em cada rede ponderada pela probabilidade que um pacote originado nesta rede, passe pelo "gateway" no seu caminho para a rede de destino. Logo,

$$\lambda_{G_k} = \sum_{i=1}^R \lambda_i |R_i| \sum_{j=1}^R t_{ij} \varepsilon_{ij} (G_k) \quad (6)$$

onde

$$\varepsilon_{ij}(G_{k_{ij}}) = \begin{cases} 1 & \text{se } G_k \in \mathcal{G}(\pi_{ij}) \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (7)$$

Finalmente,  $D_{G_k}$ , é dado por:

$$D_{G_k} = \frac{\lambda_{G_k} (I/\mu_G)^2}{2(1 - \lambda_{G_k} I/\mu_G)} + \frac{I}{\mu_G} \quad (8)$$

Um ajuste final no valor de  $\lambda_i$  deve ser feito para cada rede  $R_i$ , para que se possa utilizar o modelo para rede isolada, através da expressão (1). Este modelo assume que a taxa de chegada de mensagens é a mesma para todas as estações de uma rede. No caso das redes interligadas, a seguinte aproximação será feita: a carga gerada por todos os "gateways" de uma rede será somada à carga gerada pelas estações usuárias e dividida pelo número total de estações (incluindo os "gateways") na rede, para obtenção do valor de  $\lambda_i$  ajustado.

Assim, para aplicar o modelo para rede isolada, deve-se considerar que o número de estações na rede,  $P_i$ , é igual ao número de estações usuárias mais o número de gateways,

$$P_i = |R_i| + |\mathcal{G}_i| \quad (9)$$

A taxa de chegada média em cada estação da rede  $P_i$ , será dada por:

$$\frac{\sum_{(j,\ell): R_i \in \mathcal{R}(\pi_{j,\ell})} \lambda_j |R_j| t_{j\ell}}{P_i} \quad (10)$$

As expressões derivadas até este ponto, permitem a obtenção do retardo médio fim-a-fim de um pacote para um conjunto de redes interligadas, independente da topologia de interligação e da distribuição de estações nas redes.

Vamos agora considerar alguns exemplos particulares.

Seja o tráfego externo uniformemente distribuído através do conjunto de estações e seja a estação de destino de um pacote selecionada, com igual probabilidade, no conjunto de estações. Seja o número de estações em cada rede o mesmo e igual a  $N$ .

Assim,

$$\alpha_{\delta} = \frac{1}{P} \quad \text{para } \delta = 1, \dots, P \quad (11)$$

$$P_{\delta, t} = \frac{1}{P-1} \quad \text{para } \delta, t = 1, \dots, P \quad (12)$$

Logo,

$$t_{ij} = \begin{cases} \frac{R N^2}{P(P-1)} & \text{para } i \neq j \\ \frac{RN(N-1)}{P(P-1)} & \text{para } i = j \end{cases} \quad (13)$$

Agora, consideremos três possíveis topologias para a interligação das redes: linear, anel e estrela.

#### Topologia 1: Particionamento Linear

Considere o caso apresentado na figura 2, onde o conjunto de estações é dividido em um conjunto de redes linearmente interligadas:

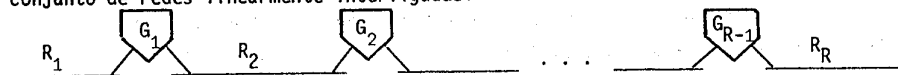


Figura 2 - Particionamento Linear

O retardo,  $D_{ij}$ , pode ser obtido com a expressão (2) considerando:

$$\mathcal{R}(\pi_{ij}) = \{R_{\min(i,j)}, \dots, R_{\max(i,j)}\} \quad (14)$$

e

$$\mathcal{G}(\pi_{ij}) = \{G_{\min(i,j)}, \dots, G_{\max(i,j)-1}\} \quad (15)$$

Os valores de  $\epsilon_{ij}(G_k)$  a serem utilizados na expressão (7) são dados por,

$$\epsilon_{ij}(G_k) = \begin{cases} 1 & \text{se } \min(i,j) \leq k < \max(i,j) \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (16)$$

Finalmente, o valor de  $\lambda_{G_k}$  pode ser expresso facilmente, se observarmos que o "gateway"  $G_k$  recebe todo o trafego que se origina em uma das  $k$  redes a sua esquerda e vai para uma das  $(R-k)$  redes a sua direita e vice-versa.

Assim, se  $\lambda_i = \lambda$  para todas as redes,

$$\lambda_{G_k} = \frac{2 \lambda N^3 k (R-k) R}{P(P-1)} \quad (17)$$

Topologia 2 : Anel

O conjunto de redes é interligado em forma de anel, como apresentado na figura 3.

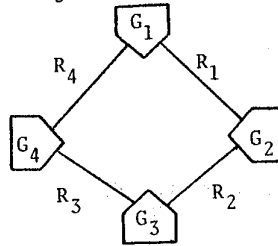


Figura 3 - Topologia em Anel

O roteamento neste caso será feito seguindo o caminho com o menor número de "gateways". Se as duas direções de uma origem para um destino, contiverem o mesmo número de "gateways", um dos dois caminhos possíveis será escolhido com igual probabilidade.

Assim, para  $\lambda_i = \lambda$  para todas as redes e  $t_{ij}$  dado pela expressão (13) a taxa de chegada média de pacotes em cada "gateway" é dada por:

$$\lambda_{G_k} = \frac{\lambda N^3 R}{P(P-1)} ( \lfloor \frac{R}{2} \rfloor + R \text{ mod } 2 ) \quad (18)$$

O número de "gateways" atravessados por um pacote que vá da rede  $i$  para a rede  $j$  é igual ao  $\min\{|j-1|, R - |j-i|\}$  e o número de redes atravessadas pelo mesmo pacote é igual a  $1 + \min\{|j-1|, R - |j-i|\}$ .

Assim,

$$D_{ij} = \min\{|j-i|, R - |j-i|\} D_{G_k} + (1 + \min\{|j-i|, R - |j-i|\}) D_{ii} \quad (19)$$

$D_{G_k}$  é obtido com a expressão (8) utilizando o valor de  $\lambda_{G_k}$  dado pela formula (18).

### Topologia 3 : Estrela

Como indicado na figura 4, na topologia em estrela, só existe uma gateway através do qual todas as redes são interligadas.

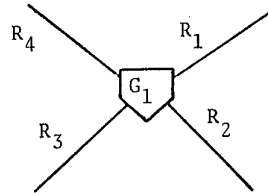


Figura 4 - Topologia em Estrela

$D_{ij}$  será dado por:

$$D_{ij} = \begin{cases} D_{ii} + D_{G_1} + D_{jj} & \text{para } i \neq j \\ D_{ii} & \text{para } i = j \end{cases} \quad (20)$$

$D_{G_1}$  será obtido com a expressão (8), utilizando  $\lambda_{G_k}$  dado por,

$$\lambda_{G_k} = \frac{\lambda N^3 R^2 (R-1)}{P(P-1)} \quad (21)$$

### 4 - RESULTADOS NUMÉRICOS

A título de ilustração dos resultados obtidos na seção anterior, alguns resultados numéricos serão apresentados a seguir. Os exemplos consideram três tipos de topologia: particionamento linear, anel e estrela. Para cada topologia, diversos valores para o número de redes serão considerado.

Para cada caso, dois tipos de probabilidade de comunicação entre estações será utilizado. No primeiro, que será referenciado como caso uniforme,  $p_{s,t} = 1/(P-1)$ . No segundo, referenciado como caso não uniforme  $p_{s,t}$  será dado por

$$p_{s,t} = \frac{(P - |s-t|)^3}{\sum_{t \neq s} (P - |s-t|)^3} \quad (22)$$

Esta expressão implica em que as estações próximas entre si tem maior probabilidade de trocar pacotes do que as distantes.

Considere o problema de interligar 320 estações em uma rede local. Uma possibilidade é

construir uma única rede local, à qual todas as estações serão ligadas. Um enfoque alternativo é ter-se um conjunto de redes locais interligadas. Que solução dará um menor retardo médio fim-a-fim ?.

O modelo desenvolvido na seção anterior permite que está e outras questões sejam respondidas.

Para os resultados apresentados será considerado que  $C = 10$  Mbps para a solução da rede única e  $C_i = 10$  Mbps para cada rede  $i$ , na solução de redes interligadas. A taxa de chegada de mensagens em cada estação, em todos os casos considerados é de 10 pacotes /s. Será assumido que cada pacote requer 200 instruções para ser processado em um "gateway". Para efeito de comparação, o retardo médio fim-a-fim para a solução com uma rede única é de  $3570 \mu s$  (obtido com a expressão (1)).

As curvas da figura 5 consideram a topologia em anel para interligação de 320 estações em diversas redes locais interligadas. A taxa de processamento considerada para os "gateways" é de 1 MIPS. O número de redes varia de 2 até 32 redes. Uma das curvas considera o caso de tráfego uniforme e a outra considera o caso de tráfego não uniforme. Como era de se esperar o caso de tráfego não uniforme dá o menor retardo médio fim-a-fim. Um aspecto interessante nestas curvas é que o retardo médio possui um mínimo. Isto pode ser explicado, observando-se que no início, quando o número de redes inicia a crescer, o número de estações por rede decresce, o que faz com que o retardo médio em cada rede diminua, fazendo o retardo médio fim-a-fim diminuir também. Por outra lado, o número de gateways também aumenta com o aumento do número de redes e depois de um certo ponto, o tempo gasto nos gateways a serem atravessados, compensa o decréscimo no retardo médio em cada rede, e a partir deste ponto, o retardo médio fim-a-fim começa a aumentar novamente. Comparando com a solução em rede única, as redes interligadas oferecem um retardo médio bem menor. O retardo médio neste caso é em torno de  $1240 \mu s$  para o caso não uniforme com seis redes, enquanto que para o mesmo número de estações, com a mesma carga, a solução com rede única oferece um retardo médio de  $3570 \mu s$ .

A figura 6 mostra três curvas retardo versus número de redes, uma para cada topologia, para o caso de tráfego não uniforme e uma taxa de processamento no "gateway" de 0,8 MIPS. O leitor deve ser cuidadoso e não interpretar estas curvas como uma comparação direta entre as topologias. Embora possa parecer que a topologia em anel é sempre melhor que o particionamento linear, deve ser lembrado que o particionamento linear tem dois pontos não operantes (os pontos extremos) com um "gateway" a menos (uma estação a menos na rede). Quando a percentagem de tráfego interno é alta, o retardo interno a cada rede tende a diminuir o retardo médio fim-a-fim. Em certos casos, dependendo da taxa de chegada de mensagens e da taxa de processamento nos gateways, o particionamento linear pode apresentar melhor desempenho que a topologia em anel. Quando o número de redes aumenta, este comportamento tende a reverter.

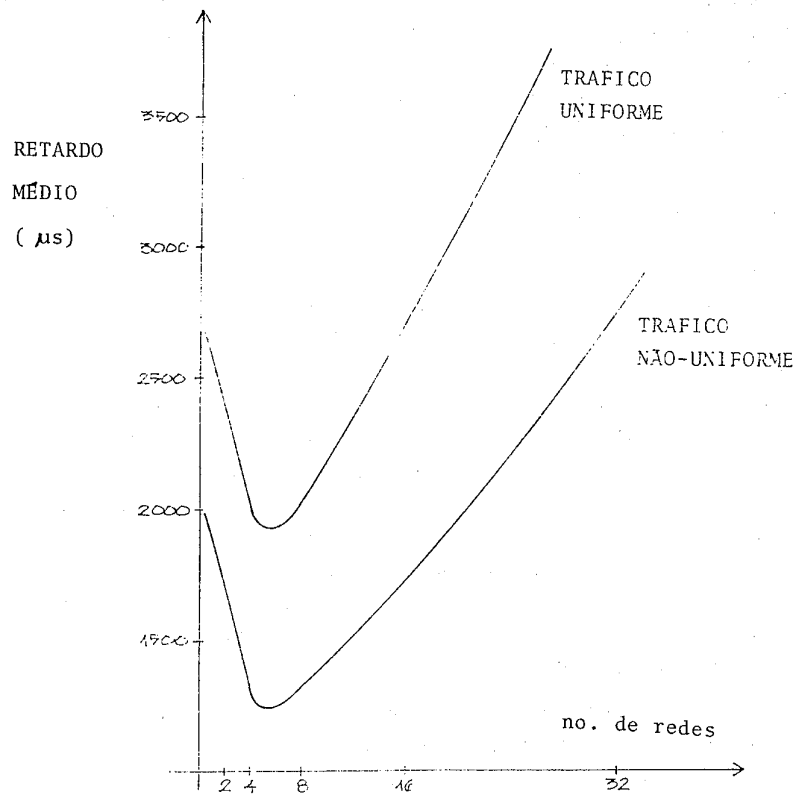


FIGURA 5 - Retardo médio versus números de redes

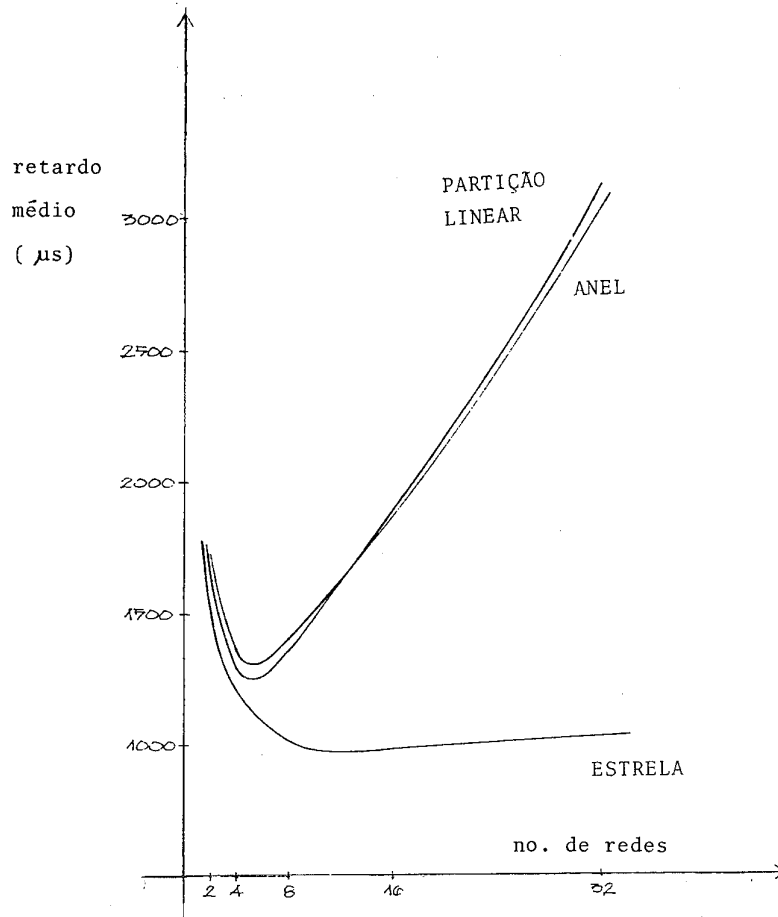


FIGURA 6 - Retardo médio versus número de redes

Um outro aspecto não considerado neste artigo, mas que deve ser levado em conta quando comparamos topologias diferentes para interligação, é a alocação das estações nas redes. Considere o seguinte problema: dada uma topologia, o número de estações e a matriz  $[p_s, t]$ , encontrar a alocação das estações ao conjunto de redes interligadas que minimize o retardo fim-a-fim. Este é um interessante problema de otimização, que é objeto de pesquisa em andamento pelos autores.

Finalmente, a figura 7 apresenta três curvas de retardo médio versus taxa de processamento nos "gateways". Esta figura considera 8 redes com 40 estações.

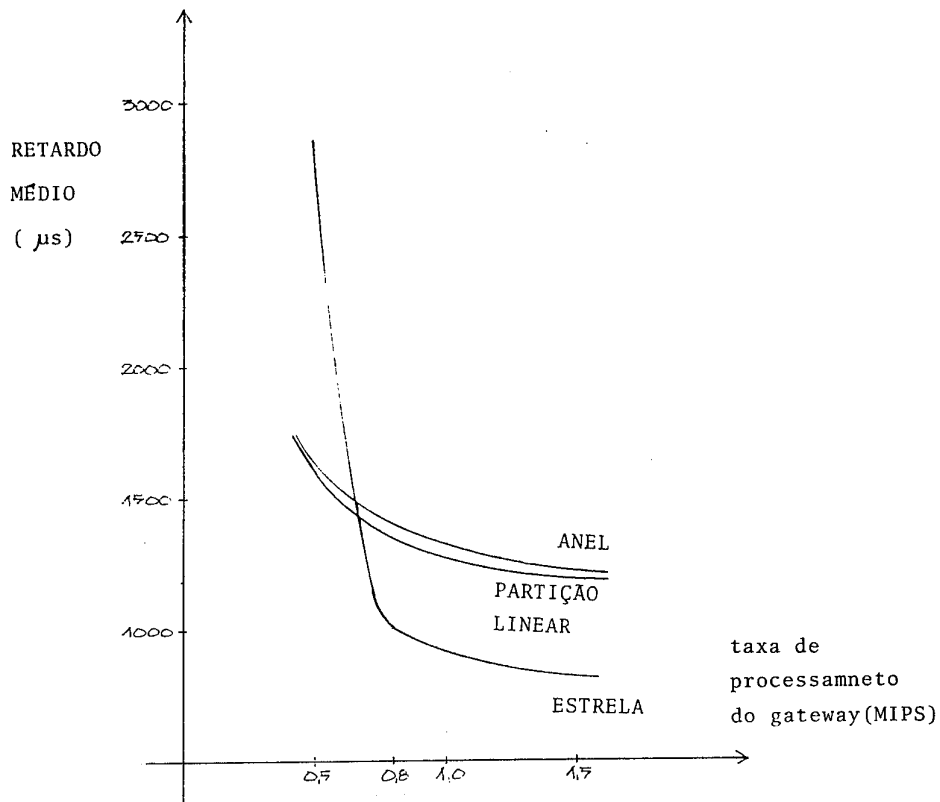


FIGURA 7 - Retardo médio versus taxa de processamento do gateway.



O percentual de tráfego interno às redes neste caso é de 28%. Como esperado, a taxa de processamento nos "gateways" tem um efeito dramático no desempenho da topologia em estrela, como pode ser observado.

#### 5 - CONCLUSÕES

O problema de interligação de diversas redes locais é tratado e os resultados para o retardo médio fim-a-fim são obtidos. Exemplos numéricos mostram que, em certos casos, o conjunto de redes interligadas pode apresentar um desempenho melhor que o apresentado pela solução de uma rede única ligando todas as estações.

#### REFERÊNCIAS

- [IEEE 82] IEEE, "Token-Passing Bus Access Method and Physical Layer Specifications" , IEEE Project 802, Local Area Network Standards, Draft D, IEEE p. 802 4/82/40, December 1982.
- [IERUSALIMSKY 83] IERUSALIMSKY, R, SOARES,L.F.G., " Experiência na Modelagem por Rede de Petri do Protocolo de Acesso da Rede Local - REDPUC", Anais do 3º Congresso da SBC, Campinas, SP., Julho de 1983.
- [KLEI 75] KLEINROCK,L. "Queueing Systems: Theory" vol. I, John Wiley, New York, 1975.
- [LELLIS 83] LELLIS,L., MENASCÉ,D. "Modelagem Aproximada de Redes Locais em Barra Comum", Anais do 3º Congresso da SBC, Campinas, SP., Julho de 1983.
- [SOARES 83] SOARES,L.F.G., "Projeto e Desenvolvimento de Protocolos para Redes Locais de Computadores", Tese de Doutorado, Departamento de Informática, Pontifícia Universidade Católica do Rio de Janeiro, Dezembro de 1983.