

# RNCC (RESERVA-E-NOTIFICAÇÃO EM CICLOS CONJUGADOS) - UM MECANISMO DE ACESSO PARA REDES LOCAIS DE ALTA VELOCIDADE

PAULO CESAR NUNES DA SILVA (\*)  
PAULO HENRIQUE DE AGUIAR RODRIGUES (\*\*)

- (\*)- Gerente da Assessoria de Gerência de Projetos-DT/TELERJ  
M.C./Instituto Militar de Engenharia -IME  
(\*\*)- Analista Consultor e Professor Adjunto da UFRJ

Um mecanismo de acesso controlado RNCC é proposto, aplicável a uma topologia de Redes Locais em duas barras unidirecionais, caracterizado pela dependência do interesse por tráfego na sua performance. Em seguida é descrito o protocolo de uso do método e apresentados resultados de desempenho. Estes resultados são comparados com os das redes Fasnet e Tokenless, mostrando a maior eficiência do mecanismo proposto.

## 1. INTRODUÇÃO

A característica do uso, em Redes Locais, de um meio comum para o transporte de informações exige a adoção de algum mecanismo que discipline o acesso a este meio. Diversos destes mecanismos foram e têm sido propostos e se qualificam em função de permitirem melhor utilização do meio, pelo grau de simplicidade da implementação e confiabilidade de operação.

Dentre as propostas de protocolos que visam disciplinar o acesso em Redes que operem com mais altas velocidades, algumas conhecidas são: a Expressnet<sup>1</sup>, que implementa um mecanismo de passagem implícita de "token" totalmente descentralizado; a Fasnet<sup>2</sup>, que sugere um mecanismo síncrono de passagem implícita de "token" com transmissões orientadas sob uma topologia de dois barramentos unidirecionais; a U-Net<sup>3</sup>, que faz uso de um artifício de reversão de ciclo num esquema de controle parcialmente centralizado; a Buzz-Net<sup>4,5</sup>, que implementa um esquema de acesso

híbrido, controlado/aleatório e a Tokenless<sup>6,7</sup>, que implementa um mecanismo na mesma linha de reversão de ciclo da U-Net, sob uma topologia de dois barramentos unidirecionais, tendo o seu controle totalmente distribuído.

Analisando estas propostas de protocolos de acesso para redes de mais altas velocidades, sob os enfoques básicos de meio de transmissão, topologia e método de controle do acesso, observa-se que:

- de uma forma geral são utilizados meios unidirecionais de transmissão, por razões tais como; aplicação de fibra ótica, facilidade de adaptação à sistemas com passagem implícita de "token", etc.,

- as propostas utilizam duas linhas ou barramentos inversamente orientados, ou alguma forma de dobra num único barramento, como é o caso da Expressnet<sup>1</sup>.

A primeira hipótese tem a seu favor três expressivas vantagens:

- i) a de permitir que se possa fazer um melhor uso da banda de transmissão do meio físico instalado desde que, como propõe a Fasnet<sup>2</sup>, as estações conheçam suas posições relativas na rede;

- ii) a de permitir que os sinais viajem menos para cobrir toda a extensão da rede;

- iii) a de dividir em duas linhas independentes o número de conexões físicas necessárias para ligar as estações à rede. Esta medida reduz as perdas de inserção que, no caso específico de fibras óticas, constituem uma das mais sérias limitações ao transporte de sinais,

- a composição das técnicas de acesso aleatório e controlado requer um pesado "overhead" para o reconhecimento da solicitação e efetiva mudança do método. Na Buzz-Net<sup>4,5</sup>, por exemplo, isto equivale, sob regime de tráfego intenso, à cerca de seis vezes o tempo de propagação ponta-a-ponta na rede. Além disso, existe a possibilidade desta rede operar sob ciclos controlados, mesmo em regime de baixa carga; o que se verifica com uma certa probabilidade que é a mesma com que ocorrem colisões.

Nas propostas de protocolos livres de conflito, por sua vez, seus desempenhos são afetados apenas pelo tempo gasto para o reconhecimento do fim dos ciclos. Como este "overhead" está

amarrado ao tempo de propagação no meio físico, existem limitações de performance tanto para mais elevadas taxas de transmissão, quanto para maiores comprimentos de rede. Neste sentido, as duas últimas versões (TLP-2 e TLP-3) da Tokenless<sup>6,7</sup> trazem uma conceituação otimizada. Nestas, o desempenho fica atrelado, não mais ao comprimento total da rede e sim, à distância entre as estações extremas que efetivamente transmitam no ciclo.

Dentro desta linha de orientações, o método de Reserva-e-Notificação em Ciclos Conjugados -RNCC- se propõe a atender maiores taxas de transmissão e distâncias, num ambiente de redes locais com tráfego misto. A rede que o suporta é assíncrona, com controle distribuído, operando na topologia de duas barras unidirecionais (figura 1). O acesso é livre de conflito sob disciplina cíclica de serviço, com passagem implícita de "token". Os pacotes são transmitidos de forma orientada sendo necessário, portanto, que uma estação ao transmitir tenha o conhecimento de por qual linha atingir a destinatária.

## 2. O MECANISMO RNCC

O mecanismo essencialmente procura reduzir a dependência que os métodos cíclicos têm, na sua avaliação do fim de cada ciclo de transmissões, do tempo de propagação na rede ( $\tau$ ).

O fim de ciclo é propriamente um valor relativo que define, a cada estação, o momento em que é possível iniciar o próximo acesso ao meio, sem causar interferências ao trem de atividades anterior.

Como se pode observar na topologia da figura 1, a estação 2, por exemplo, não é capaz de detectar a atividade de 3, 4, 5, ..., M na barra A. Assim, para que aquela estação consiga precisar a duração do trem de atividades de um ciclo na barra A, um caminho é o de as estações que transmitem à sua frente neste barramento informarem este fato em B (de forma a serem ouvidas por 2). Isto, no entanto, cria uma forte dependência de um barramento no comportamento do outro, conjugando suas atividades, principalmente pelo fato do RNCC pressupor um ambiente de rede não sincronizado em "slots".

O trem de atividades de um ciclo em cada um dos

barramentos é ordenado, de forma que o acesso das estações é feito sequencialmente. Uma dada estação poderá ter, portanto, o direito de acesso na barra em que deseja transmitir o seu pacote, antes ou depois da oportunidade de acessar a outra barra por onde deve informar sua transmissão. Dado a isto, o mecanismo RNCC prevê que, além das transmissões de seus pacotes num dado ciclo de atividades, as estações devam realizar um dos dois procedimentos:

reserva- informação do número de pacotes que ira transmitir (emitindo tantos sinais de reserva numa barra, quantos sejam os pacotes que ainda irá transmitir naquele ciclo na barra oposta),

notificação- informação do número de pacotes que já transmitiu ou esta transmitindo no ciclo (feita também no barramento oposto ao de transmissão).

Conhecendo a atividade nos dois barramentos, as estações estarão capacitadas para precisar a duração do ciclo em cada um deles.

Suponha-se (exemplo da figura 1) a atividade na rede onde apenas as cinco primeiras estações transmitam um só pacote cada; de forma que 1, 2 e 4 transmitam no barramento A e 3 e 5 transmitam em B. Considere-se que os ciclos iniciem em  $t_0$  nas duas barras. Neste instante 1 e 5, que são as primeiras a terem o direito de acesso em A e B, respectivamente, realizam a transmissão de seus pacotes, P1 e P5. A seguir 2 transmite seu pacote em A enquanto em B a estação 4, que deseja transmitir na barra A, efetua sua reserva R4. Quando é chegado o instante de acesso da estação 3 na linha A esta, que já iniciou a transmissão de seu pacote em B, procede uma notificação N3 deste fato e assim por diante...

Considere-se a estação 2, por exemplo. No instante  $t_{2B}$  em que conclui sua última atividade nos ciclos das duas barras, aquela estação estará habilitada a calcular o término relativo da atividade em A, uma vez que a existência das notificações N3 e N5 e do pacote P4, que ocorrem à sua frente na barra, são do seu conhecimento através das atividades P3, P5 e R4 em B. Chamando-se de  $TR_{2A}$  este término relativo para a estação 2 - instante a partir do qual um acesso da estação 2 à barra A não mais interfere no trem de atividades anterior -, tem-se  $TR_{2A} = t_{2A} + N3 + P4 + N5 + \Omega$  ( $\Omega \triangleq$  o

tempo necessário para que a estação calcule  $TR_{2A}$ ). Da mesma forma é possível a estação 2 calcular o término relativo do ciclo em B por,  $TR_{2B} = t_{2B} + N1 + \Omega$  ( $t_{2A}$  e  $t_{2B}$  são os instantes em que a estação 2 conclui seus acessos em A e B, respectivamente).

Observe-se, contudo, que os termos relativos, calculados pelas estações para as duas barras, são pontos sobre as retas TR mostradas no fim das atividades do ciclo na figura 1. No caso da estação 5, por exemplo,  $TR_{5B}$  só poderá ser aferido a partir de  $t_{5A}$ , instante posterior à sua ocorrência (para a estação 5,  $TR_{5A} = t_{5A} + \Omega$ ). Então, para que o início do novo ciclo nos barramentos seja praticável à todas as estações da rede, o RNCC considera-o como sendo o instante mais tarde entre  $TR_{1A}$  e  $TR_{1B}$ , calculados em qualquer estação  $i$ .

Como se pode observar, o "overhead" entre ciclos é, portanto, função do comprimento dos trens de atividades ou interesse por tráfego nos barramentos A e B, face a conjugação ou interdependência da atividade nestes barramentos.

Desde que as informações de reserva/notificação podem ser feitas bem curtas e o tempo ( $\Omega$ ) de cálculo do término do ciclo é também da ordem de poucos bits, o desempenho do RNCC fica dependente, basicamente, daquele descasamento na duração dos trens de atividades nas duas barras. Esta dependência, não sendo função direta da distância entre as estações extremas pode, através de um arranjo adequado, permitir reduzir a sujeição do desempenho ao tempo de propagação  $\tau$ .

### 3. O CONCEITO DE REDE LÓGICA

A Tokenless<sup>6,7</sup> introduziu um ganho expressivo na conceituação das disciplinas cíclicas, com a proposição de que o comprimento do ciclo ficasse resumido às estações extremas que dele efetivamente participassem. Este conceito (o de uma Rede Lógica ou Ativa) é, sem dúvida, extremamente interessante do ponto de vista do tráfego de dados numa rede. Note-se, por exemplo, o quão cômodo e eficiente pode ser a troca de mensagens entre duas únicas máquinas ativas e próximas, se estas puderem considerar a rede como linha dedicada à sua comunicação e de comprimento físico igual à distância que as separa.

Neste sentido, o método de acesso RNCC implementa

naturalmente o conceito de Rede Lógica, permitindo resultados superiores àqueles conseguidos pela Tokenless.

Suponha-se  $n$  ciclos sucessivos de atividade numa topologia de duas barras unidirecionais sob o mecanismo RNCC, conforme mostrado na figura 2. Nesta, é feita uma representação geométrica, em blocos, dos trens de atividades nas barras. Estes blocos representam, no tempo, as durações desde o instante em que uma estação detecta o início de atividade de um ciclo numa barra, até o instante calculado, pela mesma estação, para término da atividade nesta barra. Esta representação em blocos não retrata fielmente o fenômeno físico de transporte de informações nos barramentos, como é o caso da figura 1. No entanto, esta forma simplificada de apresentar a atividade de um ciclo, facilitará bastante o entendimento do comportamento da rede RNCC.

Considere-se um número muito grande de ciclos RNCC ( $n \gg$ ). Desde que se possa considerar, em estado estacionário, que o interesse médio de tráfego seja o mesmo para os dois barramentos, pode-se escrever que:

$$\overline{CA} = \overline{CB} = \frac{\overline{T}}{2} + \frac{\overline{\Phi}}{2} ,$$

onde  $\overline{CA}$  e  $\overline{CB}$  são os comprimentos médios dos ciclos independentes em A e B,  $\overline{T} \triangleq \overline{TA} + \overline{TB}$  é a soma dos comprimentos médios dos trens de atividades e  $\overline{\Phi} \triangleq \overline{\Phi}_A + \overline{\Phi}_B$  é a soma dos "overheads" médios entre trens de atividades das duas barras.

O valor de  $\overline{\Phi}$  não é tão simples de ser obtido dado ao fato do "overhead", num determinado ciclo, depender do interesse por tráfego das estações participantes e do comportamento do ciclo anterior. Contudo, é possível definir-se os seus limites com base na atividade da rede.

Observe-se a representação dos ciclos de atividades da figura 2, onde as estações extremas transmissoras são a e b. Note-se que o vértice mais à esquerda de um bloco em A, ou está alinhado com o vértice mais à direita do bloco do ciclo anterior em B, ou está a frente deste no tempo. Da mesma forma, o vértice mais à esquerda de um bloco em B alinha-se com o vértice mais à direita do bloco anterior em A, ou está a frente deste. Da própria construção dos ciclos de atividades RNCC, no mínimo uma

das duas situações de alinhamento deve ocorrer. Esta condição própria do método impõe um valor mínimo para a soma dos "overheads" dado pela diagonal, paralela ao eixo dos tempos, do paralelogramo equilátero MNPQ. Esta diagonal, no entanto, representa duas vezes o tempo de propagação entre as estações extremas  $\underline{a}$  e  $\underline{b}$  ( $2\tau_{ab}$ ). Por outro lado, observe-se que na representação do quarto ciclo, o "overhead"  $\bar{\phi}_A$  é dado por  $TB - TA + 2\tau_{ab}$ . Esta condição extrema é possível, quando há a inversão do interesse por tráfego nas linhas em ciclos consecutivos. No pior caso, quando ocorre a inversão e o trem de atividades de uma linha é muito pequeno comparado ao da outra, o "overhead" é aproximadamente  $T + 2\tau_{ab}$  ( $T = TA + TB$ ). Assim, definindo  $\bar{\tau}'$  como sendo o tempo médio de propagação entre estações extremas transmitindo nos ciclos, tem-se:

$$2\bar{\tau}' < \bar{\phi} < \bar{T} + 2\bar{\tau}' ,$$

limitando os ciclos em:

$$\bar{T} + \bar{\tau}' > \bar{CA} = \bar{CB} > \frac{\bar{T}}{2} + \bar{\tau}' .$$

Portanto, em estado estacionário, o método RNCC implementa ciclos médios inferiores ao resultado obtido pela Tokenless<sup>6,7</sup> ( $\bar{T} + \bar{\tau}'$ ) aproximando-se, dependendo do interesse por tráfego, da atividade de duas daquelas redes operando, cada uma, com metade do carregamento da rede RNCC.

#### 4. O PROTOCOLO RNCC

O protocolo consiste em quatro procedimentos básicos:

- i- o de permitir que as estações reconheçam suas posições relativas ao comprimento lógico da rede,
- ii- o de permitir que as estações reconheçam seus instantes de transmissão nas duas linhas, dentro de cada ciclo,
- iii- o de permitir que estações ligadas, não participantes do ciclo, retornem a transmitir síncronas com as participantes e,
- iv- o de permitir que uma estação desligada, iniciando na rede, possa inserir-se à rede lógica.

No desenvolvimento de todo o protocolo serão utilizados alguns termos próprios tais como:

estação ativa- toda estação ligada, transmitindo ou não no ciclo,  
estação inativa- toda estação desligada,  
estação participante- toda estação ativa que transmite no ciclo,  
estação não participante- toda estação ativa que não transmite no ciclo,  
rede lógica- subconjunto da rede física formado pelas estações participantes do ciclo,  
comprimento lógico- distância entre as estações extremas participantes,  
S- condição de uma estação que não detecta atividade numa dada barra - estação Surda para aquela barra. Caso seja participante, será também extrema ou iniciadora do ciclo na barra considerada,  
Q- condição de uma estação que Quve (sente atividade) numa dada barra no ciclo,  
linha de Tx- barramento por onde uma estação participante atinge a destinatária do seu pacote,  
linha de RN- barramento oposto ao de Tx, por onde a estação participante faz sua reserva/notificação.

A partir das definições, uma estação RNCC pode então ser classificada segundo sua atividade e posição relativa à rede lógica, da forma apresentada na tabela abaixo:

INATIVAS		
ATIVAS	Condição nas linhas A/B	Posição em relação à Rede Lógica
PARTICIPANTES e NÃO PARTICIPANTES	SS	-
	SO	esquerda
	OS	direita
	OO	central

Dentro de um ciclo conjugado cada estação participante executa a transmissão de seus pacotes na linha de Tx e, na linha de RN, o procedimento de Reserva-ou-Notificação.

Um ciclo conjugado ou ciclo RNCC combina atividades das barras A e B. Mais precisamente este é um conceito relativo no tempo, que funciona para que as estações reconheçam que ainda estão sob a atividade de ciclos de mesmo nome nas duas barras. Para cada estação  $i$ , os ciclos conjugados têm início e término definidos por dois instantes  $TR_1$  consecutivos calculados na

estação.

A informação de reserva ou notificação é feita colocando-se tantos sinais de pequena duração na linha de RN, quantos sejam os pacotes a transmitir ou já transmitidos no ciclo. Desde que o protocolo faz uso do mecanismo de tentar-e-deferir, como será visto em seguida, estes sinais são feitos com duração mínima igual ao tempo que os circuitos da estação gastam para detectar a presença de sinal na barra. Este valor mínimo evita que as reservas ou notificações sejam destruídas pelas tentativas de acesso de estações posteriores na barra.

Os pacotes são feitos com comprimento constante T (dados + informações de controle e sincronismo) acrescidos de um preâmbulo necessário para a operação do mecanismo de tentar-e-deferir.

Seja, então, o comportamento de cada um dos três grupos básicos de estações:

1) Participantes - estas estações devem compor duas condições para que possam determinar o seu acesso às linhas de Tx ou de RN:

i- o conhecimento da sua posição relativa (S ou Q) em cada barra, no ciclo lógico e

ii- o cálculo do término relativo do ciclo e para tal devem aferir:

- o número de reservas ou notificações em cada barra, o que define a quantidade de pacotes à sua frente no ciclo, na barra oposta à da aferição;

- o número de pacotes em cada barra, o que define a quantidade de reservas ou notificações à sua frente no ciclo, na barra oposta à da aferição.

Este cálculo gera dois instantes  $TR_{iA}$  e  $TR_{iB}$ , para uma qualquer estação i, sobre as retas  $TR_A$  e  $TR_B$  mostradas na figura 3. Destes a estação toma o mais tarde, na forma definida pelo método RNCC, como o término relativo do ciclo conjugado.

Os acessos aos barramentos devem ser feitos deferindo para transmissões anteriores. Como o comportamento é idêntico para A e B considere-se, por exemplo, o barramento A.

Observe-se as curvas de termos relativos da figura 3. Na primeira delas a estação 2; que é Q para a barra A, calcula

$TR_{2A} > TR_{2B}$ , de forma que entende o fim do ciclo conjugado como sendo  $TR_2 = TR_{2A}$ . Uma tentativa de acesso da estação 2, relativa ao próximo ciclo, neste instante  $TR_2$ , ocorreria antes de ser dada a mesma oportunidade à estação iniciadora 1. Dependendo do tempo de propagação entre estas duas estações, comparado ao tempo necessário para a transmissão de um pacote, este fato poderia quebrar o sequenciamento e composição dos ciclos. Note-se que este problema só é evitado quando, em uma das estações iniciadoras, o TR calculado na barra onde ela é  $\leq$  tem valor maior ou igual ao calculado para a barra oposta ( $TR_{1A} \geq TR_{1B}$  para a barra A, no exemplo da figura 3). Este fato assegura o alinhamento dos TRs calculados pelas estações, conforme mostrado na 2ª e 3ª curvas daquela figura exemplo.

Considere-se a condição de alinhamento do exemplo proposto. Os TRs calculados são ordenados no tempo, na mesma sequência em que as estações devem realizar suas transmissões na barra A. Observe-se que se uma estação  $i$  qualquer pudesse iniciar o acesso em A no instante mais tarde dentre o  $TR_{1A}$  calculado e  $TR_{1B}$  acrescido de duas vezes o tempo de propagação  $\tau_{1i}$  até a estação iniciadora 1, o sequenciamento das transmissões estaria assegurado. Contudo, a menos da iniciadora ( $\tau_{11}=0$ ), as demais estações não conhecem  $\tau_{1i}$ . Sendo assim, o protocolo RNCC introduz as variáveis  $\tau_{1A}$  e  $\tau_{1B}$ , para as estações  $i$ , que buscam aferir o tempo de propagação até a estação iniciadora de cada barra. Estas variáveis de busca são inicializadas em  $2\tau$  e atualizadas a cada ciclo conjugado.

Seja  $ITP_{1A}(j)$  o instante em que o início da atividade da estação iniciadora 1, no ciclo  $j$ , chega ao "tap de recepção da estação  $i$ ". Considerando um tempo  $\Delta$  para que a estação detecte este sinal,  $\tau_{1A}$  deve ser atualizado naquele ciclo por  $\tau_{1A}(j) = \min [\tau_{1A}(j-1), ITP_{1A}(j) - \Delta - TR_{1B}(j)]$ . Note-se que a diferença entre o instante detectado  $ITP_{1A}(j)$  e o calculado  $TR_{1B}(j)$ , é sempre maior ou igual à duas vezes o tempo de propagação até a estação iniciadora 1, ajustando-se em  $2\tau_{1i}$  no primeiro  $TR_{1A}$  calculado fora da condição de alinhamento. A atualização para B é feita de forma similar.

Assim, o acesso de uma estação  $i$  participante à barra A no ciclo  $j$  deve ser feito da seguinte forma:

$\underline{S}$  - transmite em  $TR_1(j)$ , iniciando as atividades do ciclo em A,  
 $\underline{Q}$  - aguarda pelo instante mais tarde entre  $TR_1(j)$  e  $TR_{1B}(j) + \tau_{iA}(j-1)$  para transmitir. Caso detecte um início de atividade em A, passa a tentar o acesso deferindo para as transmissões de estações anteriores na barra.

2) Não Participantes - estas estações, da mesma forma que as participantes, devem realizar a aferição de TR, o reconhecimento de suas posições nas barras ( $\underline{S}$  ou  $\underline{Q}$ ) e a atualização das variáveis de busca  $\tau_A$  e  $\tau_B$ . No entanto, em razão do ciclo de atividades processar-se no comprimento lógico da rede, o acesso destas estações pode gerar conflitos ou quebra de sequenciamento no ciclo. Assim, desde que tenham pacotes para transmitir, devem proceder da seguinte forma:

*estações externas à rede lógica* (OS, SO ou SS) - solicitam a Reinicialização da Rede Lógica, que é um procedimento que redefine as posições relativas das estações com pacote na rede, fazendo-as todas participantes. Este procedimento (descrito mais adiante) também reinicializa as variáveis de busca das estações ativas,

*estações internas à rede lógica* (OO)- retomam naturalmente a condição de participante sem nenhum procedimento extra, uma vez que o seu retorno ao ciclo não altera o comprimento lógico da rede.

3) Inativas - estas estações, para iniciarem sua atividade na rede, devem aferir TR e as condições  $\underline{Q}$  e  $\underline{S}$  nas barras. A partir deste ponto, já ativas não participantes, procedem como indicado anteriormente. A descrição detalhada do procedimento de inserção de uma estação inativa será feita a seguir.

Uma estação ativa reconhece a sua mudança de condição na barra A, por exemplo, da seguinte forma:

$\underline{S}$  para  $\underline{Q}$  - quando detectar atividade em A, o que só poderá ocorrer mediante alguma solicitação de Reinicialização da Rede Lógica,

$\underline{Q}$  para  $\underline{S}$  - quando, realizando um acesso à barra A, não deferir para transmissões anteriores.

Para sintetizar todo o procedimento, desde que o comportamento nas duas barras é similar, a figura 4 apresenta o

diagrama de estados que rege o acesso das estações ativas RNCC ao barramento A, onde:

$Q \triangleq$  a fila de pacotes à transmitir de uma estação,

$p \triangleq$  número de pacotes que uma estação tem direito de transmitir no ciclo (prioridade da estação).

Uma estação não participante é dita VAZIA. Se chega um pacote ( $Q \neq 0$ ) e a estação está na condição  $\underline{S}$ , ela, então, solicita o aumento do comprimento lógico da rede mediante o processo de Reinicialização da Rede Lógica. No caso da estação ser  $\underline{Q}$ , ela imediatamente passa a condição de participante ganhando o direito de transmitir no ciclo.

Desde que participante, se a estação for  $\underline{S}$ , ela então passa ao estado de ESPERA S. Neste, a estação aguarda por TR para fazer o seu acesso em A. Se a estação for  $\underline{Q}$ , passa para o estado ESPERA O1 e aguarda pelo instante mais tarde dentre TR e  $TR_B + \tau_A$  para o acesso. Neste estado, caso a estação detecte um início de atividade em A,  $ITP_A$ , ela muda para o estado ESPERA O2 e passa a aguardar por um fim de atividade  $FTP_A$  para tentar o acesso, deferindo para transmissões anteriores.

No estado ACESSO, uma estação só detecta a presença de atividade na barra,  $ITP_A$ , se for  $\underline{Q}$ . No caso de uma estação  $\underline{S}$ , a presença de  $ITP_A$  significa uma quebra no sequenciamento do trem de atividades, o que será tratado adiante. Neste estado, a estação tenta o acesso e após o sucesso de sua transmissão, se a fila de pacotes estiver vazia ( $Q=0$ ), retorna à condição de não participante.

#### Reinicialização da Rede Lógica

Em razão da sua característica de operação em ambiente lógico, a rede RNCC não permite que estações externas a este ambiente passem a participar do ciclo sem um procedimento extra. Isto porque uma estação na condição  $\underline{S}$  não consegue inserir-se ao ciclo sem o risco de colisões. Assim, desde que tenha pacotes para transmitir e seja não participante externa (SO ou OS), a estação deve solicitar a Reinicialização da Rede Lógica. Este procedimento resume-se, basicamente, numa pesquisa das novas estações extremas que delimitarão o comprimento lógico dos

próximos ciclos, até que uma outra reinicialização ocorra.

Para proceder à pesquisa, a rede RNCC faz uso de um sinal especial fora-de-faixa, que funciona como um bloqueio do ciclo corrente, de forma que:

- a estação que solicita a reinicialização deve emitir o sinal de bloqueio, em ambas as barras, a partir do instante TR e deferindo para transmissões anteriores, por um intervalo de duas vezes o tempo de propagação em toda a rede física ( $2\tau$ ). Observe-se que uma estação  $\underline{S}$  não participante, só consegue aferir o TR da barra onde não sente atividade;

$$TR = \begin{cases} TR_A, & \text{se a estação está à direita da rede lógica} \\ TR_B, & \text{se a estação está à esquerda da rede lógica,} \end{cases}$$

- toda estação ativa, com pacotes, que detecte a presença do sinal de bloqueio em qualquer das barras; passa a transmiti-lo imediatamente, assim como a requisitante da reinicialização, por um período de  $2\tau$  deferindo para transmissões anteriores. Caso esteja realizando um acesso ao meio, deve abortar sua transmissão.

Na Reinicialização da Rede Lógica, uma estação reconhece sua condição nas barras detectando atividade, na forma já definida anteriormente.

Feito este reconhecimento, as estações ativas reinicializam suas variáveis de busca em  $2\tau$ .

Após o bloqueio, as estações  $\underline{S}$  ativas participantes iniciam o ciclo conjugado transmitindo seus pacotes ou sinais de reserva/notificação, na barra onde são iniciadoras. As estações na condição  $\underline{Q}$ , por sua vez, aguardam por FTP para iniciarem seus acessos nas barras correspondentes (vide figura 5).

Para exemplificar o procedimento, suponha-se que numa determinada rede RNCC as estações de números 3 e 4 estejam transmitindo em A, num dado ciclo (vide figura 6). Suponha-se ainda que as estações 2 e 5 sejam ativas não participantes e que próximo ao instante  $t_0$  comecem a receber pacotes para serem transmitidos em A e B, respectivamente.

Na figura 6, pode-se observar que o processo consome, em cada barra, um tempo menor ou igual a  $2\tau +$  tempo de propagação entre a nova estação iniciadora da barra e a antiga ( $\tau_{23}$  para a

barra A e  $\tau_{54}$  para B) sendo, portanto, menor ou igual a  $3\tau$ .

### Inserção de Estações Inativas

Como já foi observado, uma estação desligada deve assumir a condição de ativa não participante, antes de efetivamente tomar parte no ciclo de transmissões. Sendo assim, há dois procedimentos básicos para que esta possa inserir-se ao ambiente lógico da RNCC:

- reconhecimento da condição  $\underline{S}$  ou  $\underline{Q}$  e aferição de TR, a partir da verificação da atividade nas barras A e B,
- reinicialização da rede lógica.

Posicionada em relação ao comprimento ativo útil da rede, a estação inativa passa a condição de ativa não participante. Assim, se tem pacotes para transmitir e é central, inicializa suas variáveis de busca em  $2\tau$  e passa imediatamente a participar do ciclo. Caso seja uma estação extrema deve proceder, como descrito anteriormente, a reinicialização da rede lógica.

Como o primeiro procedimento está amarrado à atividade nas barras da rede, deve existir um tempo limite  $T_0$  a partir do qual, se não foi possível o reconhecimento da sua posição relativa, a estação reconheça a condição de rede inativa e passe imediatamente para o segundo procedimento.

Suponha-se, numa rede com M estações, a condição em que cada uma delas só tenha direito de transmitir um pacote por ciclo. Na pior condição uma estação na extremidade da rede física, sendo ligada imediatamente após a passagem do trem de atividades da barra onde é  $\underline{Q}$ , pode ter de aguardar aproximadamente o tempo T de transmissão do pacote de cada uma das demais M-1 estações da rede, acrescido dos tempos  $\Delta$  necessários para que cada estação detecte atividade na barra, do tempo  $\Omega$  para a computação de TR e do tempo  $\tau + \Delta$  necessário para que o início do novo trem chegue a ela e seja detectado, resultando em  $T_0 \cong (M-1) \cdot (T + \Delta) + \Delta + \Omega + \tau$ . Para um número muito elevado de estações ( $M \gg 1$ ), este tempo pode vir a ser incômodo para a inicialização da rede.

Uma proposição para evitar este incômodo, é definir um tempo  $T_0$  a partir do qual a estação assuma que a rede está inativa e proceda a reinicialização da rede lógica.

Uma outra proposição é a de fazer uso de uma linha de controle "LC", conforme apresentado na referência (8).

### Recuperação de Falhas

As falhas na operação de uma rede RNCC são basicamente vinculadas à

- aferição de TR,
- atualização das variáveis de busca e
- geração de espúrios.

Suponha-se uma pane em uma estação  $\underline{S}$ , por exemplo  $\underline{SO}$ . Se a falha ocorre antes da estação efetivamente realizar qualquer atividade dentro do ciclo, a estação ativa participante  $i$ , seguinte na barra A, assume a condição de  $\underline{SO}$ , conforme previsto no protocolo RNCC, iniciando o ciclo em  $\max[TR_i, TR_{iB} + \tau_{iA}]$ . No entanto, a estação  $\underline{SO}$  pode recuperar-se da falha iniciando sua transmissão, o que permitiria a possibilidade de conflito dado a existência de duas  $\underline{SO}$ .

Considere-se que a pane seja em uma estação do tipo  $\underline{OO}$ . Se esta ocorrer antes de qualquer atividade da estação no ciclo, não existirá nenhuma afetação na operação da rede. Caso a falha ocorra após a estação ter iniciado a atividade em uma das barras, A por exemplo, a estação  $\underline{SO}$  não tomará conhecimento desta atividade, computando um instante TR inferior ao devido. Assim, poderá ocorrer de atividades do próximo ciclo serem reconhecidas como do ciclo corrente por algumas estações. Se este for o caso, uma outra estação poderá reconhecer-se como  $\underline{SO}$ , recaindo no problema de existência de duas iniciadoras para a mesma barra. Supondo que a estação  $\underline{OO}$  saia da condição de falha, o seu próximo acesso poderá ser feito com TR e variáveis de busca não atualizados. Ter variáveis de busca desatualizadas, é também uma condição comum às estações  $\underline{OO}$  que iniciam sua atividade na rede. Este fato pode permitir que a estação acesse o meio (barra A, no exemplo) sem deferir para transmissões anteriores e passe a considerar-se  $\underline{SO}$ , recaindo no problema anterior.

Para eliminar o problema de conflitos e quebra do sequenciamento do trem de atividades devido ao surgimento de mais uma estação iniciadora no meio, toda estação  $\underline{S}$  que detecte atividade na barra onde é  $\underline{S}$ urda deve proceder a reinicialização da

rede lógica.

Considere-se o fato de uma estação gerar algum tipo de sinal espúrio constante em uma das barras. As estações a sua frente na barra ficarão bloqueadas sem conseguirem efetuar o cálculo de TR. As demais estações, contudo, continuarão operando. Assim, é possível definir-se, com relativa facilidade, a estação geradora do problema.

Um outro fato relevante numa rede RNCC, é a sua própria característica de operar sobre bases de tempo. Os instantes de acesso das estações em um ciclo, diferem da ordem de tempos de propagação na rede. Para taxas elevadas de transmissão, uma pequena variação nas bases de tempo das estações pode ser o suficiente para permitir transmissões desordenadas. Este fato levaria a RNCC a operar quase que sob regime de reinicialização da rede lógica reduzindo, substancialmente, o seu desempenho. Assim, para redes que operem com taxas mais elevadas, deve-se utilizar uma variável de correção, por barramento, dos instantes de acesso. Estas variáveis devem ser crescentes com a ordenação das estações na barra, de forma a assegurar o ciclo em que uma estação iniciadora deixa de ser participante. Por exemplo, podem ser tomados valores proporcionais a  $\tau_A$  e  $\tau_B$ . Neste caso, existirá apenas um ciclo de risco, quando de uma reinicialização da rede lógica, onde  $\tau_A$  e  $\tau_B$  assumem o valor  $2\tau$ .

## 5. DESEMPENHO

O desempenho da rede RNCC  $w$  desenvolvido na referência {8}, para estações transmitindo um só pacote por ciclo. Os resultados são comparados com os das redes Fasnet e Tokenless, segundo as condições de regime intenso de tráfego abaixo, onde:

$N \triangleq$  número de estações participantes,

$N_A \triangleq$  número de pacotes transmitidos em A,

$N_B \triangleq$  número de pacotes transmitidos em B,

$\tau \triangleq$  tempo de propagação em toda a extensão da rede física,

$\tau' \triangleq$  tempo de propagação ponta-a-ponta no comprimento lógico da rede,

$T \triangleq$  tempo de transmissão de um pacote,

$TA \triangleq$  comprimento do trem de atividades na barra A,

$T_B \triangleq$  comprimento do trem de atividades na barra B,  
 $\Phi_A \triangleq$  intervalo entre os trens de atividades na barra A,  
 $\Phi_B \triangleq$  intervalo entre os trens de atividades na barra B,  
 $\Omega \triangleq$  tempo necessário para uma estação i computar  $TR_i$ ,  
 $\Delta \triangleq$  duração da informação de reserva ou notificação  $\equiv$  tempo necessário para que os circuitos de uma estação detectem a presença de sinal no barramento,  
 $D_N \triangleq$  retardo do ciclo ou tempo de inserção. Medida do intervalo de tempo desde que um pacote é submetido para transmissão (quando assume a primeira posição na fila de espera da estação), até o instante em que efetivamente é transmitido com sucesso,  
 $S_N \triangleq$  "throughput" ou ocupação útil do meio. É considerada útil toda a informação de um pacote, excluído apenas o tempo  $\Delta$  associado a este para a operação do mecanismo de tentar-e-deferir. Esta aceitação é simplesmente para efeito de comparação dos resultados<sup>8</sup> RNCC com os das redes Fasnet e Tokenless.

#### "Throughput" e Retardo do Ciclo

Sob as três possíveis condições de tráfego nas barras,  $N_A = N_B = \frac{N}{2}$ ,  $|TA-TB| < 2\tau'$  e  $|TA-TB| \geq 2\tau'$ , o "throughput" da rede RNCC, supondo A como linha de maior tráfego, fica limitado entre:

$$\frac{1}{1 + \frac{(2N-1)}{N_A} \cdot \delta + \frac{\omega}{N_A}} \geq S_{N_A} \geq \frac{1}{1 + 4\delta + \frac{\omega - \delta + a'}{\frac{N}{2}}}$$

onde  $\delta \triangleq \frac{\Delta}{T}$ ,  $\omega \triangleq \frac{\Omega}{T}$  e  $a' \triangleq \frac{\tau'}{T}$ .

As equações de "throughput" para a Fasnet e Tokenless para N estações transmitindo sob regime de tráfego intenso, são:

$$\text{Fasnet} \rightarrow S_{N_A} = \frac{1}{1 + ac + \frac{|2 \cdot a| + 1}{N_A}}, \text{ onde } ac \cong 3 \cdot \delta \text{ e } a' \triangleq \frac{\tau'}{T},$$

$$\text{Tokenless(TLP-3)} \rightarrow S_{N_A} = S_{N_B} = \frac{1}{1 + 3\delta + \frac{a' + \delta}{N}}$$

Os resultados de retardo do ciclo, para um exemplo de rede de 3km, com pacotes de 1000 bits,  $\Omega \cong 4$  bits,  $\Delta \cong 2$  bits,  $N=50$  e rede lógica considerada igual a física, são apresentados nas tabelas a seguir:

taxa	retardo do ciclo					
	$N_A = N$			$N_A = N_B = N/2$		
	TLP3	Fasnet	RNCC	TLP3	Fasnet	RNCC
10 Mbits	50.40	52.30	50.20	50.40	27.15	25.30
50 Mbits	50.80	53.30	50.20	50.80	28.15	25.70
100 Mbits	51.30	54.30	50.20	51.30	29.15	26.20
200 Mbits	52.30	56.30	50.20	52.30	31.15	27.20
500 Mbits	55.30	62.30	50.20	55.30	37.15	30.20

Retardo do Ciclo para  $a'=a$  (normalizado em rel. a T)

taxa	$N_A$	$N_B$	retardo do ciclo (normalizado em rel. a T)		
			TLP3	Fasnet	RNCC
10 Mbits	26	24	50.40	28.16	26.20
50 Mbits	26	24	50.80	29.16	26.20
100 Mbits	26	24	51.30	30.16	26.20
200 Mbits	27	23	52.30	32.16	27.20
500 Mbits	30	20	55.30	42.18	30.20

Retardo do Ciclo para  $N_A - N_B = 2.a'$  e  $a'=a$

## 6. CONCLUSÕES

O mecanismo de acesso RNCC apresenta algumas vantagens em relação aos exemplos citados de Redes Locais propostas para o suporte de mais elevadas taxas de transmissão: assim como a Fasnet, faz um melhor uso da banda passante disponível na sua estrutura topológica de dois barramentos unidirecionais. Contudo, ao contrário daquela, o mecanismo RNCC implementa uma rede assíncrona e de controle descentralizado; assim como a Tokenless, implementa o conceito de rede lógica, operando no comprimento de rede definido pelas estações extremas efetivamente participantes do ciclo de transmissões; apresenta a característica incomum de dependência da performance com o interesse por tráfego nos barramentos. Com isto, o desempenho do método RNCC varia desde o equivalente à operação de duas redes Tokenless até o limite quando todo o interesse por tráfego é dado a um só barramento. Neste último caso, contudo, o desempenho da rede passa a independe

tempo de propagação entre as estações extremas.

Os valores de retardo do ciclo apresentados nos quadros comparativos são levantados de um exemplo que considera a rede lógica igual à física. Este fato não leva em conta o maior ganho relativo das propostas TLP-3 e RNCC, que é ver a rede sob a ótica das estações extremas participantes. Deve-se também notar, que o ganho que a Fasnet apresenta sobre a TLP-3, devido ao melhor uso que faz da banda passante, é reduzido a medida que cresce o descasamento de pacotes nas duas barras. O mecanismo RNCC atenua este efeito e, no caso extremo quando todo o interesse é num só sentido, o retardo do ciclo RNCC é dependente apenas do volume de tráfego.

## 7. REFERÊNCIAS

1. F.Borgonovo, L.Fratta, F.A.Tobagi, The Express Net: A Local Area Communication Network Integrating Voice and Data, Progetto Finalizzato Informatica, Consiglio Nazionale delle Ricerche - Progetto P<sub>1</sub> Cnet, Marzo 1982
2. J.O.Limb, C.Flores, Description of Fasnet- A Unidirectional Local-Area Communications Network, The Bell System Technical Journal, Vol.61, No.7, September 1982, pp. 1413-1440
3. M.Gerla, C.Yeh, P.H.A.Rodrigues, A Token Protocol for High Speed Fiber Optics Local Networks, in Proceedings Optical Fiber Communication Conference, New Orleans, Louisiana, February 1983
4. M.Gerla, P.H.A.Rodrigues, C.Yeh, BUZZ-NET: a hybrid random access/virtual token local network, in Proc. GLOBECOM '83, December 1983, pp. 43.5.1-43.5.5
5. M.Gerla, G.S.Wang, P.H.A.Rodrigues, Buzz-Net: A Hybrid Token/Random Access LAN, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. SAC-5, No. 6, July 1987, pp. 977-988
6. P.H.A.Rodrigues, L.Fratta, M.Gerla, Token-Less Protocols for Fiber Optics Local Area Networks, in Proc. ICC '84, Amsterdam, May 1984
7. P.H.A.Rodrigues, L.Fratta, M.Gerla, Tokenless Protocols for Fiber Optic Local Area Networks, IEEE Journal on selected Areas in Communications, Vol. SAC-3, No. 6, November 1985, pp. 928-940
8. P.C.Nunes, Avaliação de Desempenho no Acesso a Canal de Difusão em Redes Locais de Alta Velocidade, Tese de Mestrado em Eng<sup>a</sup> de Sistemas, IME, Rio de Janeiro, 1989

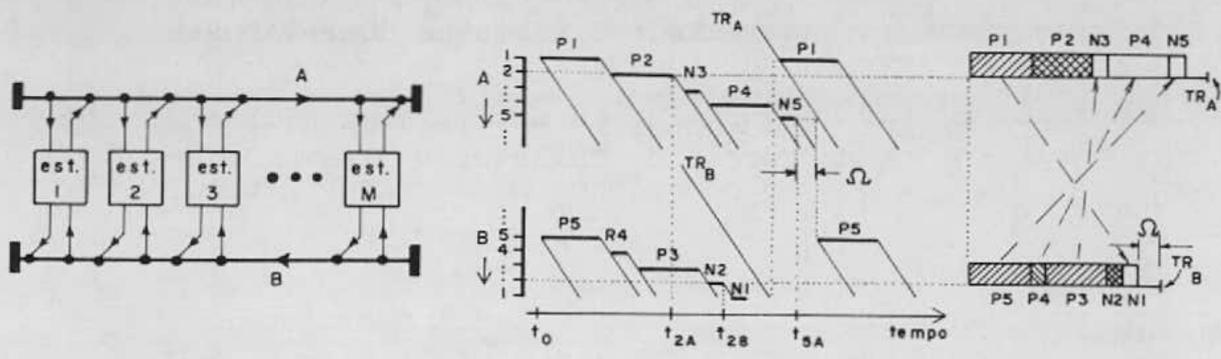


Fig. 1 - Topologia em duplo barramento óptico e mecanismo de fim de ciclo RNCC.

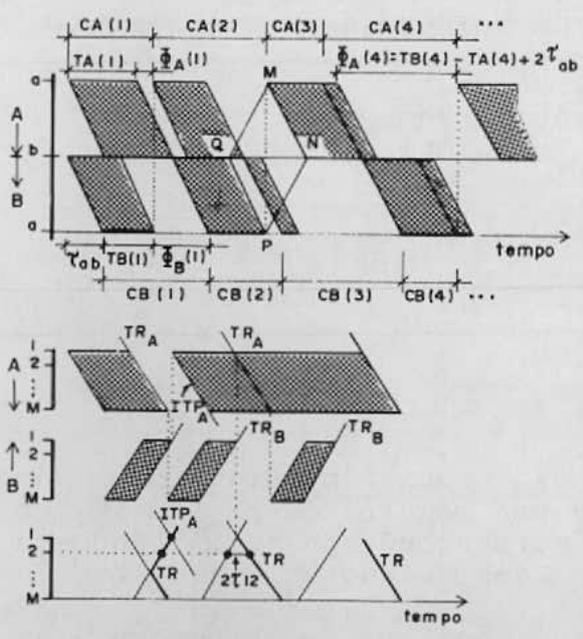


Fig. 2 - Representação geométrica simplificada da atividade RNCC

Fig. 3 - Curvas de términos relativos dos ciclos

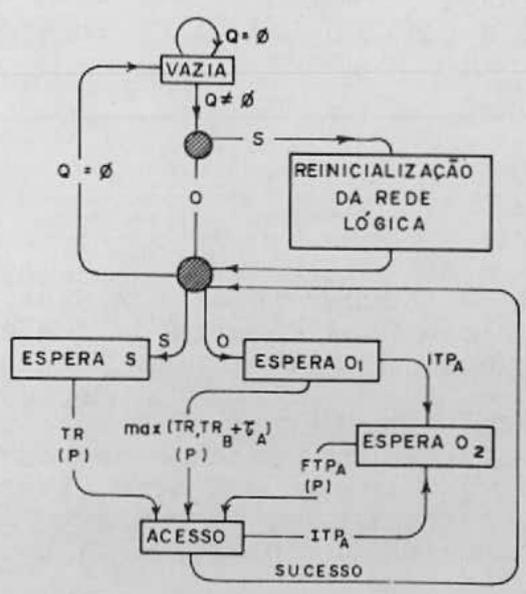


Fig. 4 - Diagrama de estados RNCC

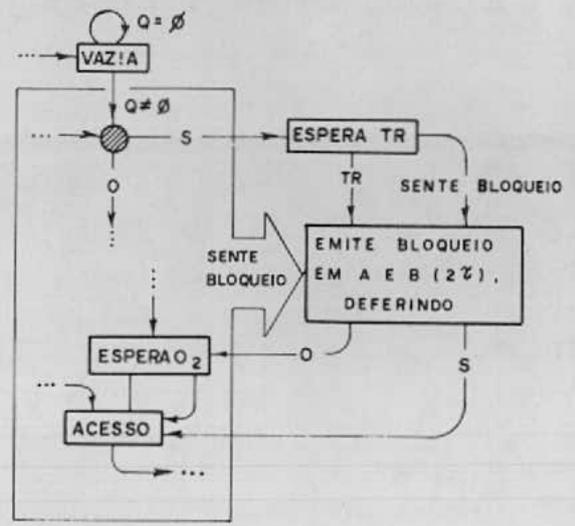


Fig. 5 - Reinicialização da rede lógica

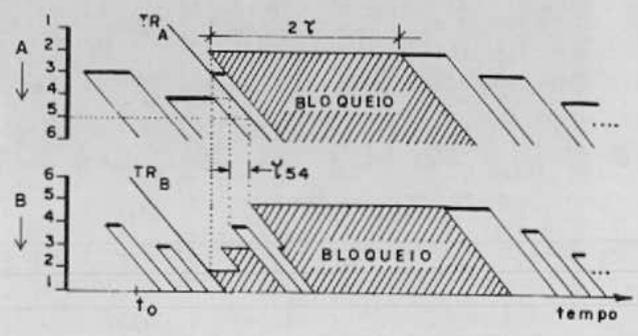


Fig. 6 - Exemplo de reinicialização da rede lógica