

PROTOCOLOS DE ACESSO AO MEIO

Os protocolos de acesso ao meio, regras para acesso ao meio físico, são funções da camada de enlace do modelo OSI. Na maioria das vezes foram desenvolvidos para uma topologia particular de rede, embora possam ser usados em qualquer topologia.

A avaliação de protocolos de controle de acesso considera atributos específicos como:

- *capacidade*: vazão máxima, em porcentagem da banda passante disponível, que o método de acesso pode tirar do meio. Variáveis que podem afetar a capacidade são: taxa de transmissão, comprimento da rede, número de nós, tamanho do quadro, tamanho do cabeçalho, retardo em cada estação.
- *justiça ou equidade* (fairness): desejável na maioria das redes. Permite que as estações venham a ter acesso aos recursos compartilhados. Justiça não implica em inexistência de prioridade. Cada estação deve ser tratada com igualdade dentro de sua classe de prioridade.
- *prioridade*: desejável principalmente nas aplicações de tempo real.
- *estabilidade em sobrecarga*: característica desejável com carregamento pesado da rede. Protocolos com acesso separado por nó são estáveis e não apresentam variações no retardo. Aqueles baseados em contenção são dependentes da implementação, às vezes necessitando tratamento de conflitos para os tornarem estáveis.
- *retardo de transferência*: soma dos retardos de acesso e transmissão. Embora, no geral, se apresente como variável aleatória, em alguns protocolos tem valor máximo limitado.

Os métodos de acesso podem ser divididos em duas classes: a dos métodos baseados em contenção e a daqueles com acesso ordenado sem contenção.

1- MÉTODOS DE ACESSO BASEADO EM CONTENÇÃO

Neste caso não existe uma ordem de acesso e nada impede que dois nós provoquem colisão, acarretando perda de mensagem. A estratégia de controle depende de como a estação detecta colisão e retransmite a mensagem.

1.1 - ALOHA

Desenvolvido para a rede Aloha, interligando o Centro de Computação da Universidade do Havai a terminais espalhados pelas ilhas. Não é uma rede local, mas inspirou a maioria dos protocolos de contenção.

A rede Aloha tem dois canais de rádio, um transmitindo do computador para um terminal e outro dos terminais para computador, onde pode ocorrer conflitos.

Cada terminal só pode ouvir o canal do computador. Quando quer transmitir, simplesmente transmite, independentemente da ocupação do canal.

A detecção de colisão é feita pelo disparo de um temporizador aleatório durante a transmissão. Caso um quadro de reconhecimento de transmissão não chegue do computador, o quadro original é retransmitido. A aleatoriedade do temporizador é para reduzir probabilidade de novas colisões.

Um aperfeiçoamento consiste em fazer com que quadros colidam por inteiro, minimizando o tempo total de colisão. Nesta técnica, denominada *slotted-aloha*, o computador divide o tempo em

intervalos (*slots*) iguais. Cada terminal apenas pode começar a transmitir no início de um slot. Esta restrição impõe um certo retardo no início das transmissões de quadros.

O método Aloha de detecção de colisão limita a capacidade de utilização da rede a 18% enquanto o Slotted-Aloha a 37%.

A figura 5.1 representa estas duas técnicas.

Fig. 5.1 - Técnicas Aloha e Slotted-Aloha de controle de acesso

Nestas técnicas não existe prioridade de acesso, embora isto possa ser conseguido com o controle do tempo do temporizador. Também não garantem um limite para o máximo de retardo.

A grande vantagem destas técnicas é sua simplicidade. Elas são adequadas em aplicações com tráfego pequeno e onde prioridade e tempo de resposta limitado não são importantes.

1.2 - CSMA

O método Acesso Múltiplo com Sensoreamento de Portadora - CSMA (*Carrier-Sense Multiple Access*) busca ao máximo evitar a colisão de quadros e, caso ocorram, que colidam por inteiro. Em algumas variantes, ao detectar a colisão aborta a transmissão.

Quando uma estação quer transmitir, ela primeiro ouve o meio para saber se existe transmissão. Se não existir transmissão, então tem permissão de transmitir, caso contrário espera um tempo. A colisão só ocorre quando há simultaneidade no sensoramento do meio.

Várias estratégias são usadas para aumentar a eficiência do método, como: np-CSMA, p-CSMA e CSMA-CD.

1.2.a - np-CSMA e p-CSMA

Nestas estratégias, as estações, após transmitirem, esperam o reconhecimento da mensagem por um tempo referente ao retardo de propagação de ida-e-volta e o fato de que a estação que deve enviar o reconhecimento também disputa o direito de acesso ao meio. A não chegada de um reconhecimento implica em uma colisão. A distinção entre os dois métodos é o algoritmo que especifica a ação de cada uma ao encontrar o meio ocupado.

Na np-CSMA (non-persistent Carrier-Sense Multiple Access), quando a máquina percebe o meio ocupado com uma transmissão, fica esperando por um intervalo de tempo aleatório, antes de tentar novamente a transmissão.

A figura 5.2 representa a estratégia de controle não persistente.

Fig. 5.2 - Método de acesso np-CSMA

Na p-CSMA (*p-persistent Carrier-Sense Multiple Access*) a estação continua a escutar o meio até que este fique livre. Então transmite com uma probabilidade p ou espera por um intervalo fixo de tempo e então transmite, com probabilidade p , ou continua a esperar por outro intervalo, com probabilidade $(1 - p)$, seguindo assim até transmitir ou até que uma outra estação ganhe o acesso ao canal. Um caso especial é o 1-persistente, quando a máquina escuta o meio até ficar livre e então certamente transmite.

A figura 5.3 representa a estratégia CSMA persistente.

Fig. 5.3 - Método de acesso CSMA persistente

O algoritmo não persistente é eficiente para evitar colisões, pois estações esperando pelo meio, provavelmente vão esperar por intervalos de tempo diferentes. No entanto, pode haver um tempo perdido por o canal ficar livre. No algoritmo 1-persistente esta perda de tempo é eliminada, mas pode haver colisão se mais de uma estação está no aguardo. O algoritmo p-persistente apresenta um ponto intermediário destes casos.

Estas estratégias permitem, em tráfego baixo, uma capacidade em torno de 85%.

Como no Aloha, não existe prioridade de acesso, que, no entanto, pode ser controlada pelo temporizador.

Em tráfego pesado, ambas as técnicas exibem instabilidade, ao apresentarem grande taxa de colisão e grande retardo.

1.2.b - CSMA/CD

No método CSMA/CD (*Carrier-Sense Multiple Acces with Collision Detection*) a detecção de colisão é feita durante a transmissão. O nó escuta a rede durante toda a transmissão e a aborta assim que ocorra colisão, então espera por um tempo para tentar a retransmissão.

Um fator limitante do método é a necessidade que o quadro tenha um tamanho mínimo para que uma colisão possa ser detectada por todas as estações. Se t_p é o tempo de propagação, C a taxa de transmissão e M o tamanho mínimo do quadro tem-se:

$$M \geq 2 C t_p \text{ para redes em banda básica e,}$$

$$M \geq 4 C t_p \text{ para redes em banda larga.}$$

Detectada a colisão, duas técnicas de retransmissão podem ser utilizadas:

- *espera aleatória exponencial truncada (truncated exponential back off)*: ao detectar a colisão, a estação espera por um tempo aleatório de 0 a um limite superior. A cada nova colisão o limite é dobrado, de forma a controlar o canal e mantê-lo estável mesmo com tráfego alto. A duplicação é detida em um certo ponto.
- *retransmissão ordenada (orderly back off)*: após a detecção da colisão, as estações só podem começar a transmitir em intervalos de tempo a eles determinado previamente. Terminada a transmissão das mensagens colididas, a estação com o menor intervalo tem direito de transmitir sem colisão. Se não o fizer passa seu direito à segunda, e sucessivamente até que ocorra uma transmissão, quando o algoritmo CSMA/CD se reinicia.

Nestes esquemas o retardo limitado também não pode ser garantido.

O CSMA/CD com espera aleatória exponencial truncada tornou-se padrão internacional (ISO 8802-3/IEEE 802.3), sendo atualmente o mais popular, com larga escala de produção em chipset para comunicação.

1.2.c - CSMA/CA

O algoritmo CSMA/CA (*Carrier-Sense Multiple Access with Collision Avoidance*) considera que a cada transmissão, com ou sem colisão, a rede entra em modo onde as estações só podem começar a transmitir em intervalos de tempo a elas determinados. Ao acabar uma transmissão, a estação com o primeiro intervalo de tempo tem direito de transmitir sem colisão. Caso não o faça, o direito passa para a estação com o segundo intervalo de tempo, e assim sucessivamente até que ocorra uma transmissão, quando o processo se re-inicia. Se nenhuma estação transmite, a rede entra em CSMA comum, podendo ocorrer colisões. Uma transmissão ou colisão que ocorra retorna ao algoritmo.

Alguns aperfeiçoamentos podem ser considerados:

- conforme ANSI, se nenhuma estação transmitir nos intervalos estabelecidos, ao invés de ir para CSMA a estação com mais alta prioridade transmite um quadro sem informação, reiniciando o processo.
- acrescenta justiça ao algoritmo, obrigando que uma estação, após transmitir, só possa tentar nova transmissão depois que todas as outras tenham tido esta oportunidade.
- permite diálogo entre estações. Depois de cada transmissão, a estação destino tem o direito de transmitir no primeiro intervalo de alocação. Caso ela não responda, segue-se o algoritmo normal. Corre-se, com isto, o risco que duas estações monopolizem o meio.

1.2.d - M-CSMA

O algoritmo M-CSMA (*Multichannel Carrier-Sense Multiple Access*) utiliza de múltiplos canais em paralelo. Permite alta capacidade de transmissão agregada, embora a taxa de transmissão individual de cada canal tenha baixos valores.

Os múltiplos canais podem ser implementados com mais de um fio ou fibra, e mesmo com técnicas de multiplexação como TDM (*Time Division Multiplexing*), FDM (*Frequency Division Multiplexing*) e WDM (*Wavelength Division Multiplexing*).

Tem-se duas alternativas para a seleção do canal de transmissão. O canal pode ser selecionado aleatoriamente, e depois inspecionado para verificação de ocupação, ou seleciona-se um canal que esteja livre no momento.

O ganho de desempenho com o paralelismo é grande, uma vez que a probabilidade de que duas estações transmitam ao mesmo tempo no mesmo canal é baixa, diminuindo com o aumento do número de canais.

1.3 ReC-RING

No algoritmo ReC-Ring (*Resolvable Contention Ring*) uma estação só começa a transmissão quando percebe o canal desocupado. O quadro transmitido desloca-se em uma só direção, percorre todo o anel sendo retirado pela estação origem. Quando uma estação verifica que o anel transporta um ou mais quadros, aguarda o final para poder transmitir.

As estações conhecem sua posição relativa no anel. Uma colisão ocorre quando uma estação estiver transmitindo e chegar um quadro de estação anterior a ele no anel. Ao detectar a colisão, o nó suspende a transmissão, compara seu índice com o da outra estação transmissora. Caso seu índice seja maior, espera o fim do trem de quadros, caso contrário descarta o quadro recebido e retransmite o seu.

2 - ACESSO ORDENADO SEM CONTENÇÃO

Os métodos de acesso ordenado ao meio de comunicação evitam o problema de colisão, além de terem a característica de oferecer um retardo de transferência limitado. Cada método é mais adequado a uma topologia, mas podem ser utilizados em outras.

2.1 - POLLING

Geralmente usado em topologia de barramento comum. As estações só transmitem quando interrogadas pelo nó central, o controlador da rede. Caso não tenha quadros a transmitir envia um quadro de status, avisando estar em operação.

Outra forma de polling é eficiente para barramentos muito grandes e com baixa frequência de transmissão. O nó controlador consulta a estação mais distante se tem quadros a transmitir. A estação pode responder enviando o quadro, sendo que o controlador reassume o controle após o término da transmissão, consultando a estação seguinte. Caso a estação não precise transmitir, o controlador consulta a estação seguinte.

Diversas variantes ao algoritmo de polling podem aumentar sua eficiência: criação de barramentos de controle, para eliminar os quadros de controle da rede; multiplexar em frequência as informações de controle com as de dados; estações fazerem requisições de transmissão ao invés de serem consultadas (para poucas estações com este propósito); estações com pouco tráfego serem consultadas com maior espaçamento, etc.

Nesta técnica as prioridades podem ser estabelecidas e o retardo de transferência é limitado. No entanto, apresenta todos os inconvenientes da centralização, principalmente a questão de confiabilidade.

Polling é adequado quando as estações têm comportamento muito bem conhecido, a ponto de serem usados no estabelecimento da metodologia de passagem do controle.

2.2 - SLOT

Desenvolvido para topologia em anel, recebe nome de Anel de Pierce (Pierce 1972) ou Anel Segmentado.

O método divide o espaço de comunicação em pequenos segmentos (*slots*) dentro dos quais as mensagens podem ser armazenadas. Cada slot contém um bit indicando se está cheio ou vazio, como representado pela figura 5.4. Ao querer transmitir, a estação espera por um slot vazio e o preenche com sua mensagem.

O número de slots que circulam no anel é invariante. A soma dos retardos nos repetidores mais o tempo de propagação no anel forma a *latência do anel*. Podem existir tantos bits circulando no anel quanto a latência do anel permitir. A latência sempre pode ser ampliada pela adição de um buffer de retardo em cada estação. Na inicialização dos slots, um dispositivo gera, inicializa como vazios e inicializa bits de controle

Toda estação sabe o número de slots no anel. Assim a estação pode esperar sua mensagem retornar, e retirá-la ao esvaziar o mesmo slot que havia preenchido. Outra alternativa seria a própria estação destino esvaziar o slot, o que aumentaria a eficiência da utilização do anel mas reduziria a confiabilidade e aumentaria a latência do anel. Neste caso, para garantir justiça, a estação que esvaziou o slot não o poderia preencher, podendo aumentar a ineficiência do anel.

O dimensionamento de slots requer um compromisso de equilíbrio. Gasta-se tempo para dividir os quadros variáveis nos tamanhos fixos dos slots, o que sugeriria a construção de slots grandes, aumentando-se a latência através de buffers de retardo. No entanto, com slots grandes, a eficiência pode diminuir por ter-se que esperar muito tempo para um slot passar. Também, com slots grandes, alguns seriam apenas parcialmente preenchidos, causando ineficiência.

Neste sentido, uma condição de equilíbrio tem levado a slots geralmente pequenos, como exemplo o anel de Cambridge com 38 bits sendo apenas 16 bits de dados.

Outra questão importante corresponde à necessidade da centralização de alguns controles. Se por algum ruído o bit de preenchimento é trocado, um slot vazio pode ficar circulando indefinidamente como se estivesse cheio. Se por algum motivo uma estação falhar em esvaziar o slot, este acabará também ficando indefinidamente na rede. Devido a isto alguma estação deve ser estabelecida como monitora para corrigir tais problemas.

2.2.a - Fasnet

A rede Fasnet é uma variante do método de slots, usando duas barras de transmissão unidirecionais. As estações utilizam as duas barras para receber e para transmitir, como mostra a figura 5.5.

Fig. 5.5 - Topologia da Fasnet

Uma estação usa a barra A para transmitir dados para uma estação com índice maior que o seu, e usa a barra B quando o índice do destino for menor que o seu. A estação de menor índice inicia os slots no sentido crescente, enquanto a estação de maior índice os inicia no outro sentido.

Como exemplo da sequência de controle de uma das barras tem-se: a primeira estação em um sentido gera um trem de slots. As estações buscam realizar suas transmissões. Caso os dados não caibam em um só slot, podem usar slots consecutivos até sua cota de transmissão. Depois que todas as estações tenham esgotado sua cota de transmissão em um sentido, a última estação recebe um slot vazio. Isto a faz enviar, à primeira estação, um slot reconhecendo o fim dos dados (slot com end-bit igual a 1). Ao receber este slot, a primeira estação gera novo trem de slots.

2.2.b - ATM Ring

O método ATMR (*Asynchronous Transfer Mode Ring*), é usado em redes de duplo anel, com transmissão simultânea e em sentido inverso nos dois anéis, que são acessados por slots. O nó destino libera o slot recebido, podendo utilizá-lo. O ATMR foi implementado em um chip, operando em taxa de 622Mbps.

Os usuários são ligados ao anel através de unidades de controle de acesso. Quando um usuário quer transmitir, faz uma solicitação onde define a banda passante de que necessita. Com base neste pedido, é estabelecida uma janela de acesso de certo tamanho. A soma do tamanho das janelas de acesso dos usuários em uma unidade de acesso define o tamanho da janela de acesso da unidade.

Quando todas as unidades do anel param de transmitir é necessário restaurar o valor das janelas de transmissão. Para detectar a inatividade usa-se o *identificador de atividade* (*Access Control Field - ACF*), colocado em um dos campos do cabeçalho das células.

Uma unidade que ainda não esgotou sua transmissão escreve seu identificador no ACF de todas as células que passam, enquanto as inativas não alteram o campo ACF. Quando a unidade recebe uma célula com o seu identificador, reconhece que as outras estão inativas, termina sua transmissão e inicia o ciclo de restauração das janelas (reset).

Restabelece-se a transmissão restaurando-se o valor das janelas de transmissão das unidades.

2.3 - INSERÇÃO DE RETARDO

A figura 5.6 esquematiza o método de inserção de retardo.

Fig. 5.6 - Anel com inserção de retardo

Quando um quadro deve ser transmitido, é posto no registro de transmissão. A chave é passada da posição 1 para 2 ao final do quadro que esteja sendo recebido ou quando não houver transmissão. Terminada a inserção do quadro, passa-se para a posição 3, dando vazão aos dados recebidos, agora com retardo de um quadro. A chave só é passada para posição 1 quando um quadro seu retorna completo, sendo então retirado do anel.

Como outras redes em anel, algumas funções de controle devem ser centralizadas, devido a problemas como quadros que ficam indefinidamente no anel por ter endereço de origem adulterado ou por estação que saiu do anel.

Embora o retardo de transmissão seja variável, o retardo de transferência é limitado, sendo adequado a aplicações com esta exigência.

2.3 - PASSAGEM DE PERMISSÃO

Esquema de controle onde um padrão especial (*token*) é passado sequencialmente como permissão de transmissão de uma estação a outra. Somente a interface com a permissão pode transmitir em um dado instante.

Embora se adapte muito bem a anel e barramento este esquema de controle pode ser usado em outras topologias.

2.3.a - Passagem de Permissão em Barramento (*Token Bus*)

Em redes com topologia em barra, assim que acaba a transmissão de uma estação esta passa a permissão para a próxima a transmitir. A permissão é um padrão variável, identificando a próxima estação. A permissão é passada até que se feche um ciclo, quando recomeça, simulando um anel virtual.

A ordem física não guarda relação com a ordem lógica do anel virtual, sendo que estações não pertencentes ao anel virtual, embora não possam transmitir, recebem quadros.

As principais funções são:

- adição e retirada de estações do anel virtual - estações devem poder ser inseridas e retiradas do anel virtual, evitando passagem desnecessária de token.
- gerenciamento de falhas - correção de perda de token (ruídos, falhas de transmissão ou recepção, passagem para estação que deixou o anel), estações com endereços duplicados.
- Inicialização do anel virtual - na partida da rede ou na recuperação de token perdido.

Por apresentar um retardo de transferência limitado, este método é desejável para uso em aplicações de controle de processos e outras aplicações de tempo real. Este método foi tornado padrão internacional (ISO 8802-4/IEEE 802/4), sendo adotado na arquitetura MAP para ambientes industriais.

Uma desvantagem do método é o overhead quando o tráfego é baixo.

Uma variante do método de passagem de permissão em barramento é a rede **Expressnet**.

Cada estação se liga duas vezes ao mesmo barramento com transmissão unidirecional (transmissão e recepção) de forma que a ordenação das estações na transmissão se repita na recepção, como mostra a figura 5.7. A sequência do token é simulado pela ordem física das estações.

Fig. 5.7 - Topologia da Expressnet

Quando uma estação deseja transmitir, ela escuta a barra com um sensor colocado anteriormente a seu ponto de conexão. Acontecendo da barra estar livre, transmite. Quando uma estação termina a transmissão, todas as estações posteriores a ela na barra de transmissão, e que tiverem quadros a transmitir, começam a transmitir. Quando da ocorrência de colisão, todas as estações interrompem sua transmissão, exceto a primeira (posição superior) esperando por nova oportunidade. Ao terminar a transmissão uma estação não mais escuta a barra, aguardando por um novo ciclo.

Um ciclo é formado por um trem de quadros separados entre si por intervalos de tempo menores ou iguais ao tempo de propagação do sinal entre as estações mais distantes na barra (t_p). O fim de trem ocorre quando a estação detecta ociosidade na barra por um tempo maior que t_p , situação que a estação mais próxima do início da barra detecta primeiramente.

Notar que neste método não há passagem explícita da permissão de transmissão, pois o nó ativo mais próximo do início da barra inicia o trem de quadros e passa implicitamente a permissão relativamente à posição de cada estação na barra.

Este método resolve o problema da colisão, mas não evita a perda de alguns bits no início. >2.3.b - Passagem de Permissão em Anel (*Token Ring*)

Técnica de controle mais antiga (1969) para anel, baseia-se em um pequeno quadro contendo a permissão (padrão fixo) circulando pelo anel, denominado *permissão livre*.

Uma estação aguarda a permissão e quando a recebe altera o padrão para *permissão ocupada*, passando a transmitir seus quadros. Ao receber seus quadros a estação os retira do anel e insere nova permissão livre.

O tipo de inserção da permissão livre no anel pode ser: *single packet*, *single token* e *multiple token*.

No modo *single packet*, o transmissor só insere a permissão livre no anel depois de receber de volta a permissão ocupada e retirar seu quadro do anel, havendo apenas um quadro e uma permissão circulando no anel. A figura 5.8 representa este modo de inserção.

No modo *single token* a permissão livre é inserida no anel pela estação transmissora assim que recebe de volta a permissão ocupada, adiantando o tempo de recepção e retirada de seu quadro. Neste caso, embora mais de um quadro possa estar circulando no anel, existe uma única permissão circulando. Este método é representado pela figura 5.9.

No modo *multiple token* o transmissor insere uma permissão livre no anel imediatamente após terminar de transmitir o último bit de seu quadro. Neste caso pode haver vários quadros e várias permissões simultaneamente no anel, mas apenas uma permissão livre. A figura 5.10 representa este método.

a) estação recebe permissão livre b) estação muda permissão p/ ocupada

c) estação transmite mensagem d) estação retira sua mensagem do anel

e) estação insere permissão livre no anel

Fig. 5.8 - Método de acesso Token Ring single packet

d) estação recebe sua mensagem e) estação libera permissão e
de volta retira sua mensagem

Fig. 5.9 - Token Ring single token (a - c iguais a single packet)

c) estação 1 transmite d) estação 1 insere permissão
sua mensagem livre no anel

e) estação 2 recebe f) estação 2 transmite sua mensagem
permissão livre e insere permissão livre no anel

Fig. 5.10 - Token Ring multiple token ($a - b$ iguais a single packet)

A eficiência de cada método depende da relação (a) entre a latência do anel e o tempo de transmissão de um quadro. Para $a \leq 1$ single token e multiple token são equivalentes mas superiores a single packet. Quando a latência aumenta ($a > 1$), multiple token é mais eficiente que single token, que, por sua vez, supera o single packet.

Quando a estação origem retira o quadro, pode-se fazer com que a estação destino comande certos bits do quadro, indicando o resultado da transmissão, como por exemplo: quadro recebido, quadro não copiado por falta de espaço, quadro com erro, etc.

Da mesma forma que em outros protocolos de anel, este método precisa de estação(ões) monitora(s) para a correção de erros como quadro circulando indefinidamente ou perda do token.

Este método é similar ao token bus, mas não apresenta overhead na passagem do token para tráfego baixo e nenhum preâmbulo é necessário para sincronismo após a iniciação do anel, fazendo com que sua eficiência de uso do meio seja maior, principalmente com tráfego baixo.

A ISO padronizou este método (ISO 8802-5) seguindo a padronização proposta pelo IEEE 802/5, tendo como modo básico o single token, podendo usar o multiple token quando a taxa de transmissão adotada for de 16 Mbps.

Um método alternativo é o *FAST RING*, onde a permissão circula no anel, mas as estações que possuem quadros a transmitir podem fazê-lo sempre que sentirem o anel livre. Quando uma estação está transmitindo e recebe a permissão livre, continua transmitindo seu quadro e passa a permissão assim que acabar. Se ela recebe outro quadro enquanto transmite, encerra sua transmissão e deixa passar adiante o quadro que recebeu. Caso a estação que tem a permissão estiver transmitindo e receber quadros, remove-os do anel e continua sua transmissão.

Este método foi elaborado como forma de aumentar a eficiência da utilização do meio físico, sendo principalmente adequada para redes de alta velocidade onde o tempo de transmissão é curto, podendo tornar o tempo de espera pela permissão proporcionalmente muito grande.

2.4 - PROTOCOLOS COM RESERVA

Protocolos baseados em reserva foram desenvolvidos para redes de satélites, caso em que existe grande atraso de propagação quando comparado com redes locais ou metropolitanas, o que quase inviabiliza protocolos baseados em contenção e em passagem explícita de permissão.

Muitos dos protocolos desenvolvidos para redes de satélites foram adaptados para redes metropolitanas quando estas tiveram suas velocidades aumentadas e seus enlaces cada vez mais distantes.

2.4.1 - IFFO - Interleaved Frame Flush-Out

O método IFFO (1980) baseia-se em ciclos de tempo formados slot de status, slots reservados e slots alocados por contenção, conforme mostra a figura 5.11.

Fig. 5.11 - Acesso a canais de satélite baseado em reservas

O slot de status é sub-dividido em mini-slots, um para cada estação da rede, sendo usado para efetuar as reservas.

Quando uma estação recebe um quadro a ser transmitido, durante a parte de reservas do ciclo $n-1$, o transmissor efetua uma reserva durante o ciclo n para poder transmitir o quadro no ciclo $n+1$. O mesmo ocorre para os quadros que chegam durante o último slot dentre os alocados por contenção.

Quando um slot chega durante o intervalo dos slots alocados por contenção (exceto o último) ele pode ser transmitido imediatamente, em um desses slots. Se houver colisão, os quadros colididos são transmitidos nos slots reservados do próximo ciclo.

Neste método, os quadros são descarregados (flushed-out) no máximo dois ciclos após sua chegada para transmissão.

2.4.2 - CRMA - Cyclic-Reservation Multiple Access

O método CRMA (1990) supõe interconexão das estações por uma topologia de barra dobrada (*folded bus*), como mostra a figura 5.12. Uma barra A é para transmissão e outra (B) para recepção.

Figura 5.12 - Topologia em barra dobrada

Neste método slots livres são gerados pelos *headend*, com um bit no cabeçalho do slot indicando o estado de livre, ou ocupado. O headend define o tamanho do ciclo, de tamanho variável, já que dependente do volume de reservas feito em cada ciclo. Cada ciclo é iniciado por um comando *start cycle*, sendo terminado ao ser enviado novo start cycle. Desta forma, vários ciclos podem co-existir na barra.

O mecanismo do método baseia-se nos comandos *reservation*, periodicamente emitidos pelo headend para coletar requisições. Cada comando tem um campo que identifica o número do ciclo e outro com o totalizador de reservas. Ao retornar ao headend, as reservas são colocadas em uma fila global de reservas.

Uma estação, ao identificar o ciclo para o qual fez reservas, transmite o número de slots reservados.

Caso a fila global ficar vazia, o headend gera slots vazios que podem ser usados mesmo que as estações não tenham reservas.

O método também prevê mecanismos de cancelamento de reservas para limitar o número de reservas que um mesmo nó pode efetuar.

Um aperfeiçoamento é o método *CRMA-II* (1994), destinado a LANs e MANs operando na faixa de Gbps, originalmente projetado para duplo-anel mas que também pode ser usado em barra.

Os dados são transmitidos em slots compatíveis com padrão ATM. Cada slot pode estar livre ou ocupado por uma célula.

A estação destino pode ocupar o slot onde chega a mensagem, otimizando a utilização do meio.

Há dois tipos de acesso a slots: acesso por reserva e acesso imediato. O acesso imediato é feito nos slots que não foram marcados como reservados (slots grátis), provenientes de slots esvaziados pela estação destino.

O mecanismo de reserva garante a justiça no acesso. O processo de reserva é iniciado pelo *escalonador* que envia um comando de reserva. Cada estação coloca no campo de carga (*payload*) o número de slots já transmitidos (T) e o número de solicitações de reserva com base no número de slots aguardando transmissão. Com base nestes valores o escalonador executa um algoritmo de justiça que concede reserva de slots a cada estação.

Por questões de confiabilidade e reconfiguração, a função de escalonador é replicada em todas as estações da rede. No caso de anel único, um só escalonador é ativado por vez, e no caso de anel duplo tem-se um para cada anel. Na topologia em barra, o escalonador é incorporado ao headend.

2.4.3 - DQDB - Distributed Queue Dual Bus

O método *DQDB* considera uma rede composta de duas barras unidirecionais, interconectando ponto a ponto várias estações. As barras suportam comunicação em direções opostas, oferecendo um caminho full-duplex entre quaisquer duas estações, como mostra a figura 5.13.

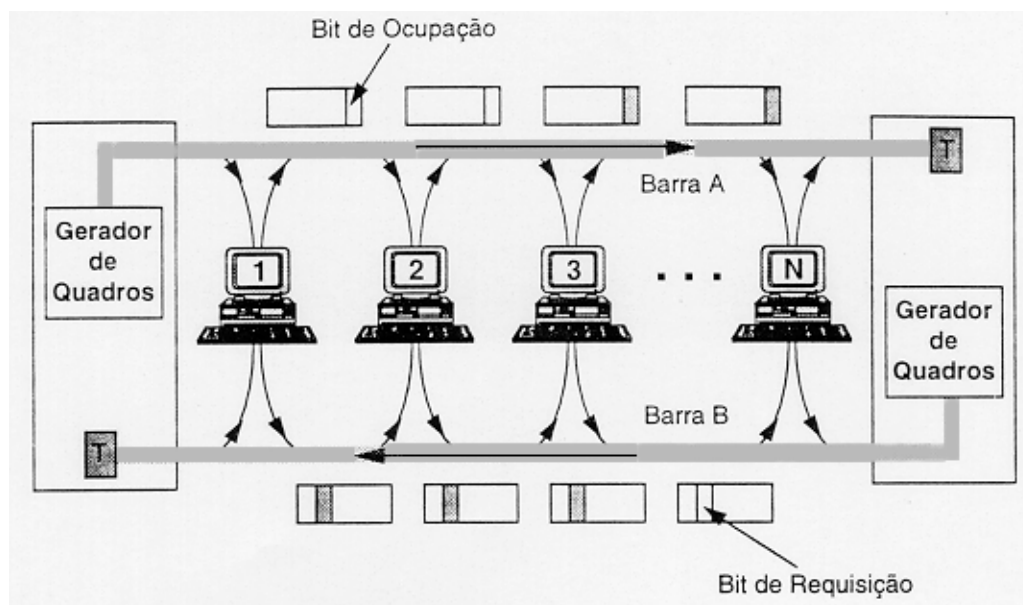


Fig. 5.13 - Sub-rede DQDB

Dois métodos de controle são definidos para as barras DQDB, a Fila Arbitrada (Queued Arbitrated - QA) e Pré-Arbitrada (Pre-Arbitrated - PA).

A barra DQDB é segmentada em slots de tamanhos fixos, com tempo de duração de transmissão de 53 octetos, identificados como slots PA ou QA.

Em cada barra, a primeira estação na direção do fluxo é a responsável pela geração dos slots a uma taxa constante. Cada transmissão deve ser feita dentro de um slot, que contém as células DQDB, unidades de transmissão de dados.

Os slots PA são usados para transferência de dados que necessitam de banda passante garantida e retardo constante. O acesso é determinado pelo gerador de slots, único capaz de escrever nos *Identificador de Canal Virtual* (VCI - Virtual Circuit Identifier). O gerador de slots identifica a unidade de acesso a quem o slot se destina, escrevendo seu endereço no VCI. Estes slots são criados periodicamente e quando a unidade de acesso o encontra, usa-o.

Os slots QA somente são gerados quando não houverem slots PA para serem gerados. O acesso a slots QA é controlado pelo protocolo de fila distribuída, tanto na barra A (barra de transmissão) como na barra B (barra reversa), conforme esquematizado na figura 5.14.

Cada slot tem um Campo de Controle de Acesso - ACF (Access Control Field) que contém um bit de ocupação (busy bit) e um campo de requisição. O bit de ocupação indica se o slot está ocupado, e os bits de requisição que um segmento QA foi colocado na fila de espera para transmissão na outra barra.

Quando uma unidade tem segmento QA a transmitir, emite uma requisição na barra reversa, usando o primeiro slot livre. Esta requisição avisa as unidades anteriores (sentido da barra de transmissão) de sua necessidade.

Pelo protocolo, cada unidade só pode enfileirar um segmento QA a cada nível de prioridade. Também mantém um contador de requisições com os pedidos das unidades à sua frente, contando as requisições na barra reversa. Uma unidade que não tenha nada a transmitir deixa um slot passar vazio na barra de transmissão, então decrementa o contador de requisições (RQ) já que outra unidade já poderá usar o slot vazio.

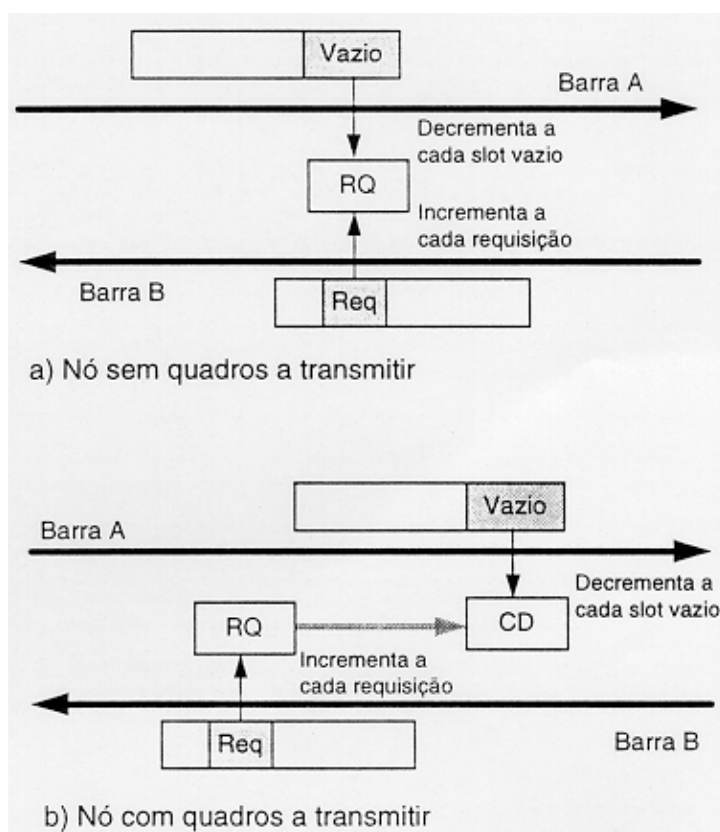


Fig. 5.14 - Algoritmo de controle de acesso QA

Quando uma unidade de acesso quer transmitir um segmento QA, além de enviar sua requisição na barra reversa, transfere o valor de RQ para outro contador (CD), que conterá o número de estações à sua frente que deverão transmitir primeiro, formando a fila distribuída. A cada segmento que passa

vazio este contador é decrementado. Quando este contador atingir o valor zero, a unidade pode transmitir.. Cada nova requisição na barra reversa volta a incrementar o contador RQ.

Nada impede que haja transmissão antes do envio da requisição, se houver slots vazios, ou seja, o envio de um segmento QA e da requisição são operações independentes.

<http://www.dee.feb.unesp.br/redes/96/96cap1.html>

<http://www.dee.feb.unesp.br/redes/96/96cap2.html>

<http://www.dee.feb.unesp.br/redes/96/96cap3.html>

<http://www.dee.feb.unesp.br/redes/96/96cap4.html>

<http://www.dee.feb.unesp.br/redes/96/96cap5.html>

<http://www.dee.feb.unesp.br/redes/96/96cap6.html>

<http://www.dee.feb.unesp.br/redes/96/96cap7.html>

<http://www.dee.feb.unesp.br/redes/96/96cap8.html>

<http://www.dee.feb.unesp.br/redes/96/96cap9.html>

<http://www.dee.feb.unesp.br/redes/96/96cap10.html>

<http://www.dee.feb.unesp.br/redes/96/96cap11.html>