SNA
&
FRAME RELAY

Universidade Católica do Salvador
Prof: Marco Antônio
Matéria: Teleprocessamento e Redes
Aluno: Danilo Ferraz Sales

Índice

1- SNA

1.1 - Introdução

A rápida dissolução da computação baseada em **mainframe** é a grande disseminação das redes locais, aliada a tendência aos sistemas abertos, levaram a IBM propor duas abordagens técnicas para a integração de sua tradicional arquitetura proprietária (SNA) com outras redes locais. São elas a DLS (Comutação de Enlace de Dados) e a APPN (Rede Ponto-a-Ponto Avançada).

1.2 - Evolução SNA

A SNA do início dos anos 70 registra algumas limitações inatas do primeiro protocolo de comunicação da IBM, o Bisync. O paradigma da SNA desta epoca consiste de um **mainframe** ligado via um canal IBM - um **bus** de Entrada/Saida paralela especializado - a um Processador **Front-End** (FEP). O FEP proporcionava inteligência fora da fronteira do **mainframe** e tinha como designação gerenciar os detalhes das redes, tais como suportar os enlaces, mover os dados dos buffers para os canais, e distribuir informação para os periféricos menos inteligentes, tais como controladores de grupos de terminais. Um controlador de grupo é um periférico semi-inteligente (tipo 3274) que suporta vários terminais burros (tipo 3270) através de enlace serial. O protocolo da camada de enlace que roda sobre um enlace serial é chamada Controle de Enlace de Dados Serial (SDLC). Um software de comunicação chamado VTAM (Método de Acesso Virtual de Telecomunicações), que roda no mainframe, proporciona as aplicações obter serviços de rede, tornando transparente detalhes como velociadade da linha, tamanho de buffers, etc. Um programa chamado NCP (Programa de Controle de Rede), que roda no FEP, controla as informações específicas da rede, relativas ao controle dos níveis mais baixos.

Nos anos 80, o paradigma de SNA difere do modelo dos anos 70 em duas áreas chaves. Primeiro, os Processadores Front-End (FEPs) começaram a suportar redes locais token-ring. Com as atualizações apropriadas no VTAM do mainframe e no NCP dos FEPs, a SNA agregou a rede token-ring ao seu conjunto. Segundo, os FEPs passaram a rotear o tradicional tráfego da SNA entre domínios. Contudo, devido a inabilidade para rotear tráfego de redes locais multiprotocolos, os FEPs eram limitados em seu escopo. Conscientes desta limitação, os projetistas de rede tinham de reverter a orientação dos FEPs e das token-rings, fazendo das token-rings e suas pontes associadas o ponto de conexão entre domínios. Esta topologia de pontes é o primeiro exemplo da consolidação do tráfego entre SNA e redes locais.

1.3 Rede SNA com Pontes

Em um projeto de rede de grande área (WAN) com pontes (bridges), o tráfego circula restrititivamente em cada estrutura, otimizando significativamente o numero de conexões. Esta solução, contudo, tem limitações. A mais seria é a subutilização dos enlaces. Grande parte do tráfego entre redes SNA e LANs é superfluo. Todos os protocolos de redes locais geram algum tráfego de **broadcast** para localizar estações conectadas. Pontes não filtram estes **frames**, causando fluxo desnecessário nos enlaces entre WANs. Este defeito das bridges é estratégico para o sucesso do roteamento remoto.
Em uma topologia com pontes, o protocolo SDLC conecta periféricos utilizando a largura de banda da WAN. Para manter a conexão com FEPs, Controladores de Grupo transmitem mensagens e esperam aviso de recebimento (**ack**) imediato. Estas mensagens não só consomem largura de banda, como também incrementam a sobrecarga de uma rede congestionada, em que respostas demoram para chegar até que a sessão encerre por **time out**.

Além disso, pontes sob forte sobrecarga descartam frames, criando outro conjunto de problemas. Enquanto alguns protocolos de redes locais, como TCP/IP e OSI, são robustos o suficiente para recuperar eventuais frames perdidos, tráfego do tipo 3270 não o possui. Tal descontinuidade leva a queda da conexão, devendo a mesma ser restabelecida desde seu início, um processo oneroso que adiciona ainda mais tráfego a uma rede já sobrecarregada.

Redes já consolidadas podem sofrer as limitações impostas pelas restrições das redes token-ring. Em primeiro lugar, somente protocolos de redes locais implementam **roteamento de origem**; a Novell, por exemplo, possui uma grande base instalada do Netware sem a implementação de roteamento de origem. Em segundo, devido à própria limitação da rede token- ring ao máximo de sete **pulinhos** (hops), a expansão da rede não pode ultrapassar este limite. (**Dois anéis ligados por uma ponte compreendem dois hops na rede. O limite de sete hops significa que não mais de seis pontes podem separar quaisquer duas estações.**) Para muitas redes locais, o limite de sete hops não é uma limitação severa. Contudo, para redes de mainframes, que tem expansão frequente, sete hops é uma restrição séria.

Por outro lado, outra abordagem para interconectar SNA com LANs são as redes com **tunneling** (canalização). Nestas redes, frames SDLC são encapsulados em um pacote de Protocolo Internet (IP), circulando como qualquer outro tráfego IP, caracterizando o chamado **tunneling**. Com efeito, o problema da falta de filtragem de broadcasts permanece, além de manter vivas as mensagens cruzando a WAN. Além disso, o **tunneling** falha no processo de conversão do controle de enlace. Um periférico SDLC remoto (tipo Controle de Grupo) não pode se comunicar com FEPs intermediados por rede token-ring, porque no tunneling não pode ser convertido o tráfego SDLC para LLC (Controle de Enlace Lógico, presente na LAN token-ring). A ponte/roteador remoto desencapsula o frame SDLC de dentro do frame IP e o envia para um enlace SDLC ligado a um FEP qualquer. Portanto, com esta abordagem, Controle de Grupo (Cluster Control) ligado a SDLC não pode comunicar-se com FEPs ligados intermediariamente a rede token-ring. Apesar de certa consolidação do **tunneling**, ele falha em muitas questões relevantes ao tráfego SNA e NetBIOS. A IBM percebeu as limitações das pontes em relação a solução **tunneling** e buscou uma abordagem chamada Comutação de Enlace de Dados (DLS). Em março de 1993, a IBM lançou na Internet um RFC (Request for Comments, descrevendo o DLS no **RFC 1434**.

1.4 DLS

Integração SNA/LAN

Enquanto a consolidação de uma rede leva os tipos de tráfego a compartilhar a mesma infraestrutura, a integração casa os mundos SNA e LAN. A Comutação de Enlace de Dados (DLS) integra - para algumas extensões - o tráfego entre SNA e LAN. Além disso, o DLS resolve alguns problemas da SNA e prove a IBM com uma estratégia racional de migração em direção a APPN.

No contexto das modernas interconexões de rede, a primeira limitação da SNA e a ausência de descoberta de rotas e sistemas-fim dinamicamente, um método que permite a uma estação descobrir quais os recursos disponíveis na rede sem necessitar do auxílio de um administrador de sistema para configurá-la **off-line**. Nas redes atuais, configuração e gerenciamento estático estão ultrapassados. Primeiro, existem técnicas para descoberta dinâmica de rotas e sistemas-fim. Por exemplo, entre estes mecanismos, TCP/IP suporta a capacidade chamada Protocolo de Resolução de Enderecos (ARP). Segundo, o tamanho, a importância e a complexidade das redes têm crescido de uma maneira tal que a configuração manual tende a incrementar a possibilidade de erros. DLS proporciona meios para a descoberta de rotas e cria o conceito de anel virtual para contornar a limitação dos sete hops da rede token-ring.

DLS pode ser dividido em duas áreas distintas de um perímetro. Em uma área, ficam as pontes/roteadores que suportam DLS, em outra, alguma combinação de LANs, FEPs e os tradicionais periféricos SNA, tais como Controladores de Grupo. Tais periféricos não tomam conhecimento da rede DLS, nem da topologia de interconexão da rede.
Todas as pontes/roteadores DLS estabelecem uma conexão comutada com pontes/roteadores parceiros, necessitando somente protocolo IP ou roteadores multiprotocolos, dispensando a necessidade de suportar DLS. Assim, DLS pode ser adicionada a uma interconexão de rede existente, proporcionando uma estratégia clara para administradores de rede adicionarem tráfego SNA a estas redes.
As pontes/roteadores finalizam o controle de enlace (isto é, SDLC para periféricos SNA tradicionais, e Controle Lógico de Enlace (LLC) para periféricos conecatados a LANs) em um perímetro do DLS, acarretando por isso várias benefícios. Primeiro, sob pesada carga da rede, a ponte/roteador pode regular as transmissões de dados de origem local até que o congestionamento diminua. Segundo, a terminação do controle de enlace previne **tagarelice** local, tais como **polls** e mensagens NetBIOS de **sinal-de-vida**, que só congestionam a rede, ocupando a largura de banda. Outro benefício é a eliminação dos problemas de time-out.

Trafego do tipo 3270 opera em curtíssimos intervalos de time-out. Respondendo a **polls** locais, o roteador elimina o tempo de viagem de propagação na rede para FEPs remotos. A especificação pública do DLS pela IBM, o **RFC 1434**, pede por uma conexão de transporte confiável, usualmente uma interface de socket TCP/IP, para carregar o tráfego através da interconexão de rede. A diferença em relação ao tunneling em IP pode parecer sutil. Contudo, as implicações são significativas. Devido a conexão estar na camada de transporte (diferente do tunneling em IP, que implementa a abordagem **transmite e reza**), uma conexão de transporte confiável pode garantir o envio de dados para a ponte DLS parceira. Se um roteador intermediário descartar um frame, o parceiro DLS ira detectar e corrigir esta condição. Como ja foi dito, protocolos de LAN são robustos o suficiente para recuperar pacotes eventualmente descartados. Tráfego SNA, contudo não o é. DLS utiliza o conceito de anel virtual para ocultar a topologia de interconexão da rede, e suas possíveis mudanças, dos periféricos de roteamento de origem. Em uma rede intermediada com redes token ring, o nodo de origem difunde por broadcast um frame exploratório para descobrir uma rota. Como este frame passa através de cada ponte, a ponte adiciona seu identificador ao frame para permitir ao nodo destino saber de onde veio o frame. O nodo destino retorna a origem todas as copias do frame exploratório que recebeu. Um nodo destino poderia receber multiplas copias caso multiplos caminhos tenham sido percorridos na rede. O nodo de origem examina todos os frames exploratórios retornados e escolhe uma rota baseada em algum critério. Normalmente, o nodo de origem escolhe o primeiro frame explorador retornado. O termo rota de origem provem da escolha da rota pelo nodo de origem.

De fora do perímetro de uma rede DLS, os periféricos de uma rede token ring distinguem todos os periféricos do outro lado do perímetro como estando em um anel virtual. DLS possui a habilidade para suportar o conceito de anel virtual devido à existência de terminações do controle de enlace (no caso, LLC) na fronteira do perímetro da rede DLS. Todos os periféricos dentro da DLS são tratados como se estivessem em um anel virtual, desconhecendo suas conexões físicas com a rede. Os nodos de origem fora do perímetro DLS desconhecem que uma DLS está em operação, ou que estão em uma interconexão de rede, ou que existem múltiplas token rings, ou mesmo que estejam em cascata.

O tráfego DLS pode ser roteado dinamicamente, como o tráfego IP tradicional, através da interconexão de rede sem derrubar a conexão de controle de enlace ou requerer uma nova descoberta de rota.

1.5 Dinâmica de Rotas

DLS possui um mecanismo próprio de descoberta de rota. Quando um periférico A transmite um frame exploratório, a ponte/roteador DLS segura o frame e difunde por broadcast uma mensagem **CANUREACH** através da rede. Todas as pontes DLS parceiras que puderem procurar o periférico destino retornam uma resposta **ICANREACH**. A ponte/roteador escolhe o caminho DLS baseado no primeiro **ICANREACH** retornado. Do ponto de vista do nodo de origem, esta rota encerra no anel virtual. O nodo de origem nada sabe sobre o DLS ou o caminho DLS específico escolhido pela ponte/roteador. Este subterfúgio permite que a topologia de interconexão da rede se altere sem afetar a rota percebida pelo nodo de origem. A ponte/roteador executa a tradução do anel virtual para o caminho DLS. Em qualquer caso, a ponte/roteador de origem seleciona a primeira resposta, devido ao DLS não possuir roteamento de classe de serviço - roteamento baseado em criterios específicos, tais como espera da propagação na rede, segurança do caminho e custo.

Alguns equipamentos de rede podem guardar em cache rotas descobertas mais recentes, evitando a necessidade de um segundo broadcast para requisições futuras, reduzindo a necessidade de eventual tráfego na WAN. Para conexões subsequentes, a ponte/roteador transmite uma busca direcionada - um **CANUREACH** para uma LAN destino - para verificar o caminho. A ponte/roteador verifica o caminho para assegurar que a LAN destino esteja ainda disponível para procura. Se a busca direcionada falhar, a ponte/roteador pode converter para uma busca por broadcast.

1.6 APPN

Enquanto DLS proporciona um meio para migrar as tradicionais redes SNA para o mundo das LANs e da interconexão de redes, APPN é uma estrutura de rede estratégica de longo prazo da IBM. Enquanto DLS utiliza a infraestrutura existente de interconexão de redes TCP/IP, APPN a substitui por uma infraestrutura de protocolo própria. Se APPN suplantará com sucesso os protocolos tradicionais de LAN no mercado, isto ainda ficará para ser visto no futuro. Contudo, indiferente à interconexão de rede, a IBM necessita de APPN para migrar a SNA para o século XXI.

APPN proporciona uma avançada estrutura de rede para aplicações atualmente rodando em SNA tradicional. Algumas capacidades da APPN incluem descoberta dinâmica de rota, serviços de diretório, roteamento de classe-de-serviço e roteamento para caminho alternativo. Comparando com DLS, APPN funde fortemente a SNA tradicional com LANs.

APPN também proporciona rede ponto-a-ponto para um mundo em que tradicionalmente tem sido **mestre-escravo**. Rede ponto-a-ponto permite que dois periféricos comuniquem-se sem passar através de um mainframe. Suportando redes ponto-a-ponto, a IBM está tacitamente reconhecendo que o mainframe não mais terá papel estratégico na rede SNA. Mesmo que esta idéia possa não ser saudável para o preco das ações da IBM, ela certamente beneficia o status da conexão de redes. Para suportar APPN em um ambiente mainframe, os administradores da rede precisam atualizar as versões mais antigas do VTAM para o release 4.1 e o NCP para o release 6.2 para suportar o conceito ponto-a-ponto. Nem todos os periféricos suportam APPN. Contudo, a IBM tem proporcionado uma razoável estratégia de migração através de uma capacidade chamada Dependent LU Server/Requester (dLS/R).

Por outro lado, APPN proporciona um meio para integrar o tráfego SNA tradicional em uma arquitetura moderna de rede, agregando capacidades que faltavam nas redes baseadas em DLS, tais como roteamento por classe-de-serviço e priorização de tráfego.

Dentro do contexto de interconexão de redes, APPN utiliza um sistema próprio de canalização para substituir a infraestrutura IP usada pelo DLS. (DLS pode rodar sobre APPN.) APPN inicialmente utiliza **Roteamento de Sessão Intermediária** (ISR), que suporta descoberta dinâmica de rota. Contudo, diferente de IP, uma vez selecionada uma rota de conexão, todo o tráfego da conexão utiliza uma rota única. Posteriormente, APPN suportará roteamento dinâmico completo com **Roteamento de Alta Performance** (HPR).

1.7 Nodos de Rede APPN

No mundo de APPN, pontes/roteadores tornam-se o que se chama **Nodos de Rede** (NN). NNs são análogos aos Sistemas Intermediários do mundo OSI. NNs têm conhecimento da topologia da rede e proporcionam serviços tais como roteamento e informação de diretório para Nodos Finais e outros NNs. NNs também são capazes de suportar roteamento por classe-de-serviço. Além disso, eles executam protocolos de intercâmbio de roteamento, requeridos manter uma rede APPN no ar. APPN suporta também um protocolo de intercâmbio de roteamento pelo estado do enlace (similar ao OSPF) para reconvergir a rede no caso de falha de um enlace ou equipamento.

NNs proporcionam duas funções chaves não usualmente descobertas em roteadores tradicionais. O primeiro é **Serviços de Diretório** - isto é, localização específica de Unidades Lógicas (LU), processos que dão acesso de aplicações para a rede. Uma aplicação, tal como uma aplicação de Banco de Dados, que necessita comunicar com um ponto na rede, pode usar o serviço de diretório para localizar o ponto. A segunda função e o Dependent LU Server/Requester. dLS/R permite que o mais velho periférico do tipo 3270 opere em uma rede APPN, através de um modo de inicialização e uso da rede. dLS/R proporciona este acesso através do encapsulamento de frames do velho LU tipo 5 em um novíssimo frame LU tipo 6.2 ponto-a-ponto. Ainda importante, dLS/R proporciona roteamento fora das fronteiras do mainframe. Sem dLS/R, um Controlador de Grupo tem de passar através do Ponto de Controle de Serviços de Sistema (SSCP) do host residente, que é um processo executando no mainframe, para comunicar-se com o outro host. Com dLS/R, a comunicação ignora o primeiro host completamente.

2 - FRAME RELAY

2.1 - Introdução

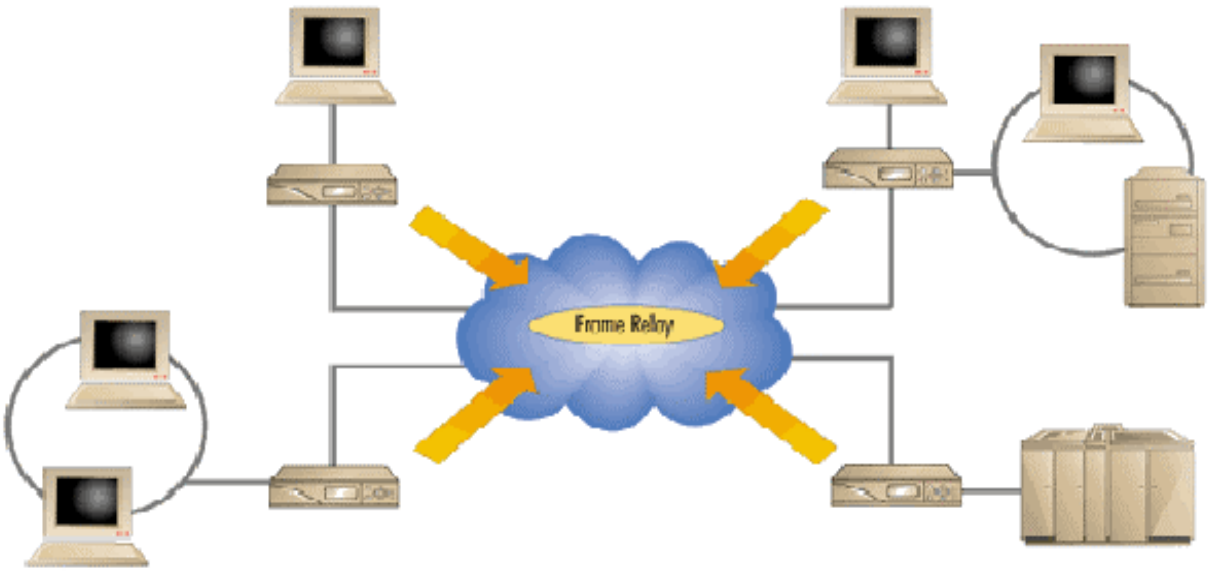
O Frame Relay envia as informações em pacotes, também conhecidos como frames, através da rede. Cada frame contém todas as informações necessárias para encaminhá-lo para o destino certo. Desse modo, cada ponto pode se comunicar com muitos destinos diferentes usando uma única linha de acesso à rede. E, ao invés de se atribuir uma largura de banda fixa, o serviço Frame Relay oferece CIR (Committed Information Rate), que é uma garantia de que os dados terão uma determinada largura de banda garantida se a transmissão exigir. Dependendo dos parâmetros, os dados podem até exceder essa largura de banda garantida.

O Frame Relay, um método de comunicação de rede relativamente novo, tem ganhado popularidade ultimamente. Assim como o X.25, o FR usa uma tecnologia de comutação de pacotes, porém, de modo mais eficiente. Como resultado, sua rede poderá ficar mais rápida, simples e mais barata de manter. O Frame Relay foi desenvolvido para resolver problemas de comunicação que outros protocolos não conseguiam: a necessidade cada vez maior por velocidades mais altas, eficiência em altas larguras de banda, particularmente para surtos de tráfego, aumento da inteligência dos dispositivos de rede para a redução do processamento dos protocolos e a necessidade de contar LANs e WANs.

Assim como no X.25, o Frame Relay é um protocolo de comutação de pacotes. Só que o Frame Relay é uma versão mais enxuta. Há diferenças significativas que fazem do Frame Relay uma rede mais rápida e mais eficiente. Uma rede Frame Relay não realiza detecção de erros, o que resulta em um processamento significativamente menor que o X.25. O Frame Relay também é independente de protocolo (ele aceita dados de diferentes protocolos). Os dados são encapsulados pelo equipamento Frame Relay, não pela rede.

Os dispositivos inteligentes conectados em uma rede Frame Relay são responsáveis pela correção de erros e pelo formato do frame. O tempo de processamento é minimizado para que a transmissão dos dados seja muito mais rápida e eficiente.

Além disso, o Frame Relay é totalmente digital, o que reduz a chance de erros e oferece taxas de transmissão excelentes. O Frame Relay opera tipicamente de 64 até 2048 Mbps.



2.2 Frame Relay e X.25

Os protocolos X.25 são baseados em redes públicas de dados e já foram amplamente testados, sendo estáveis e seguros. Por isso é interessante registrar o grande interesse despertado por uma tecnologia alternativa denominada frame relay. De proposição teórica, em 1988, o frame relay se transformou num padrão ANSI e CCITT; em constante evolução, que ameaça a supremacia do X.25.

O protocolo X.25 é um projeto conservador que numera, confirma e supervisiona todos os pacotes, chegando a pedir aos pontos de comutação da rede que retransmitam os pacotes que "morrem" pelo caminho. Esse projeto conservador protege os dados, mas também exige o comprometimento de recursos caros de computação e comunicação para cuidar de tantos detalhes. O conceito do protocolo frame relay se baseia na constatação de que os sistemas de transmissão modernos são confiáveis e têm pouco ruído, e que a redução do overhead (código extra que tem que ser armazenado para organizar o programa) de proteção propiciaria um throughput (taxa de rendimento) melhor a um custo mais baixo sem comprometer desnecessariamente os dados.

O conceito de frame relay retira parte das responsabilidades dos pontos de comutação da rede, deixando-as a cargo dos terminais em cada ponta. Se houver algum problema com um pacote, por exemplo se um bit se perder, ou se um nó estiver tão congestionado a ponto de receber mais pacotes do que consegue processar, a rede frame relay se limitará a descartar os dados, esperando que o terminal tome as providências adequadas. Em geral, será preciso retransmitir os dados que não conseguirem chegar ao destino. Os protocolos de redes locais como o SPX/IPX da Novell costumam ter suas próprias rotinas de controle de erros, que seriam redundantes com o controle de erros do X.25 e, assim, se encaixam perfeitamente com a arquitetura do frame relay. Por outro lado, esse esquema de recuperação tem a desvantagem de aumentar o tráfego na rede. Se os pacotes do frame relay forem descartados devido aos congestionamentos, a retransmissão dos dados só fará agravar o problema. Portanto, mesmo que os terminais possam recuperar os blocos descartados, continua sendo importante minimizar perdas dos pacotes.

2.3 Vantagens e Desvantagens

A desvantagem do frame relay quando comparado ao X.25 é a de que, com frame relay, não é possível fazer um controle de fluxo e de erro nodo a nodo (apesar do frame relay não ter um controle de fluxo e erro fim-a-fim, isto é facilmente obtido em um nível mais alto). Além disso, em X.25 o protocolo de controle de ligação pode ser usado a cada nodo para confiabilidade. Com o uso de frame relay este controle nodo a nodo é perdido, mas com o aumento da confiabilidade de transmissão e roteamento, esta não é uma grande desvantagem.
A vantagem de frame relay é que o processo de comunicação tornou-se mais linear. A funcionalidade do protocolo ao nível da interface usuário-rede é reduzida, assim como no processamento interno da rede. Como resultado, uma menor espera e maior vazão pode ser esperada. Estudos indicam uma melhora em vazão com uso de frame relay em relação a X.25 de pelo menos uma ordem de magnitude. A recomendação I.233 da ITU-T indica que frame relay deve ser usado em velocidade de acesso de até 2 Mbps.
O padrão ANSI T1.606 lista quatro exemplos de aplicações que seriam beneficiadas com o serviço de frame relay em um canal de alta velocidade:

- Aplicações de dados orientadas a bloco: um exemplo de aplicações orientadas a bloco seria gráficos de alta resolução. As características deste tipo de aplicações são baixas esperas e alta vazão.
- Transferência de arquivos: aplicações de transferência de arquivos devem atender a requisitos de transferência de grandes arquivos. Espera não é tão crítica para esta aplicação como, por exemplo, na aplicação anterior. Alta vazão pode ser necessária para atender grandes transferências em um tempo razoável.
- Multiplexação de baixa taxa de bits (bit rate): as aplicações multiplexadas de baixa taxa de bits exploram a capacidade de multiplexação do serviço de frame relay a fim de fornecer uma configuração econômica de acesso para um grande número de aplicações de baixa taxa de bits. O próximo item descreve um exemplo deste tipo de aplicação. Essas aplicações podem ser multiplexadas em um canal por um serviço de rede.
- Tráfego orientado a caracteres: Um exemplo de aplicação orientada a caractere é a edição de texto. As principais características desse tipo de aplicação são pequenos frames, baixa espera, e baixa vazão.

	X. 25	FRAME RELAY
Facilidades	Muitas	Poucas
Velocidade	Baixa/Média 400bps a 2Mbps	Alta 64Kbps a 2Mbps
Retardo	Alto	Baixo
Throughput	Médio	Alto
Tipo de tráfego	Dados	Dados/Voz
Transparência do protocolo	Não	Sim

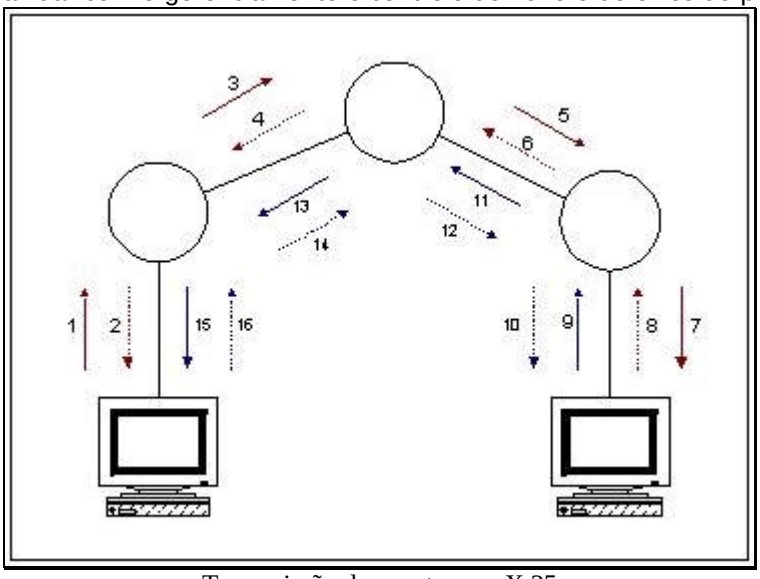
Vantagens

Flexibilidade: Permite ao cliente incorporar modificações e ampliações sem que estas impliquem em reimplantar a rede do cliente.
Eficiência: Otimiza o dimensionamento dos recursos de acordo com os recursos e com o uso que se vai fazer dos mesmos, e permite a conexão eficiente entre instalações de clientes de diversos tipos.
Transparência: Permite eliminar as funções que são realizadas por protocolos de nível superior, permitindo mínimos retardos da rede alta transparência no transporte.

Solução ponto a ponto: A rede do cliente é supervisionada continuamente e em caso de proceder algum problema, o mecanismo de resolução da mesma desencadeia antes mesmo que o cliente venha ser notificado.
Economia: É um serviço de tarifa plana (independente do volume).

2.4 Características

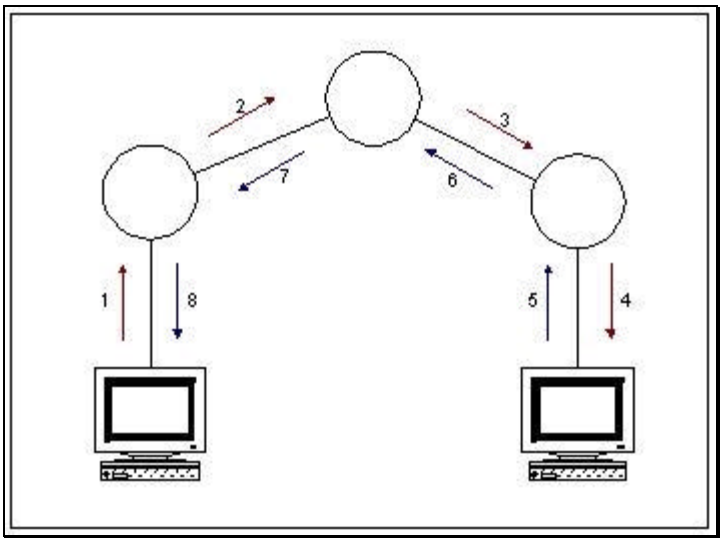
A abordagem de serviços orientados ao roteamento de pacotes usa X.25, que não somente determina a interface usuário-rede mas também influi no projeto interno da rede. A abordagem do X.25 resulta em um overhead considerável, pois a cada nodo da rede, o protocolo exige um pacote de acknowledgment para cada pacote de dados. Isto pode ser visualizado na figura abaixo. Além disso, a cada nodo intermediário faz-se necessária a manutenção de tabelas de estado para cada circuito virtual para lidar com o gerenciamento e controle de fluxo e de erros do protocolo X.25.



Transmissão de pacotes por X.25

Todo este overhead pode ser justificado quando há uma probabilidade significativa de erro em qualquer das ligações da rede. Mas esta abordagem pode não ser a mais apropriada para o atual estado da comunicação digital. As redes de hoje usam tecnologia confiável de transmissão digital por ligações de alta qualidade e confiabilidade, muitas vezes de fibra ótica. Além disso, com o uso de fibra ótica e transmissão digital, altas taxas de transmissão podem ser atingidas, e neste ambiente o protocolo X.25 não é somente desnecessário, como também degrada a utilização efetiva das taxas de transmissão disponíveis.

Frame relay é projetado para eliminar muito desse overhead que X.25 impõe nos usuários finais do sistema e na rede de troca de pacotes. A figura seguinte mostra o funcionamento de frame relay, no qual um único pacote de dados vai da origem ao destino e um acknowledgment, gerado em uma camada mais acima, é levado de volta em um frame.



Transmissão de pacotes por frame relay

2.5 Conexão

A fim de facilitar o entendimento deve-se primeiro considerar o gerenciamento de conexões de frame relay. Portanto, suponha-se que o usuário tenha estabelecido uma conexão de acesso a um ponto de fornecimento de serviço de frame relay. Análogo a redes de comutação de pacotes, o usuário está apto a trocar frames de dados com qualquer outro usuário ligado à rede. Para este propósito, a conexão de frame relay, assim como o circuito virtual de comutação de pacotes, deve ser inicialmente estabelecida entre dois usuários.

Assim como X.25, frame relay provê conexões múltiplas em uma única linha. No caso de frame relay, essas conexões são chamadas conexões de enlace e cada uma tem um identificador de conexão de enlace único (DLCI - Data Link Connection Identifier). A transferência de dados envolve os seguintes passos:

- Estabelecimento de uma conexão lógica entre dois pontos finais e atribuição de um DLCI único para a conexão.
- Troca de informações em frames. Cada frame contém um campo de DLCI para identificar a conexão.
- Liberação da conexão lógica.

O estabelecimento e liberação de uma conexão lógica é obtido através da troca de mensagens em uma conexão lógica dedicada a chamadas de controle com DLCI=0. Um frame com DLCI=0 contém uma mensagem de chamada de controle no campo de informações. No mínimo 4 tipos de mensagens são necessários: SETUP, CONNECT, RELEASE e RELEASE COMPLETE. Qualquer lado pode requisitar o estabelecimento de uma conexão lógica através do envio de uma mensagem de SETUP. O outro lado, ao receber a mensagem do SETUP, deve responder com uma mensagem de CONNECT caso a conexão seja aceita; caso contrário, a resposta deve ser uma mensagem RELEASE COMPLETE.

O lado que mandou a mensagem de SETUP pode atribuir o DLCI através da escolha de um valor não usado e incluir este valor na mensagem do SETUP; caso contrário, o valor do DLCI é atribuído pelo lado que aceitou a conexão através da mensagem de CONNECT. Qualquer lado pode requisitar a liberação da conexão lógica mandando uma mensagem de RELEASE. O outro lado, ao receber esta mensagem, deve responder com a mensagem de RELEASE COMPLETE.

2.6 Controle de Congestionamento

Os objetivos do controle de congestionamento do frame relay são os seguintes:

- Minimizar o descarte de frames;
- Manter um serviço de qualidade com alta probabilidade e mínima variância ;
- Minimizar a possibilidade de que um usuário final possa monopolizar recursos da rede às custas de outros usuários finais;
- Ser simples de implementar e acarretar em pequeno overhead em quaisquer dos usuários finais ou na rede;
- Criar o mínimo de tráfego adicional na rede;
- Distribuir igualmente recursos da rede entre os usuários finais;
- Limitar o espalhamento do congestionamento para outras redes e elementos dentro da rede;
- Operar efetivamente a despeito do fluxo de tráfego em qualquer direção entre usuários finais;
- Ter interação ou impacto mínimo em outros sistemas na rede de frame relay;
- Minimizar a variância na qualidade do serviço para conexões individuais de frame relay durante o congestionamento. Isto significa que conexões lógicas individuais não deveriam sofrer uma degradação repentina quando um congestionamento está por ocorrer ou já ocorreu.

O desafio do controle de congestionamento é particularmente grave para uma rede de frame relay por causa da limitação de ferramentas disponíveis aos gerenciadores de frame relay. O protocolo de frame relay foi linearizado de modo a maximizar vazão e eficiência; uma conseqüência disso é que o gerenciador de frames não pode controlar o fluxo de frames vindos de um usuário (ou de um gerenciador de frames adjacente) usando o protocolo de controle de fluxo por janela deslizante.

O controle de congestionamento é uma responsabilidade conjunta da rede e dos usuários finais. A rede (a coleção de todos os gerenciadores de frames) está numa melhor posição para monitorar o grau de congestionamento, enquanto que os usuários finais estão numa melhor posição para controlar o congestionamento pela limitação do fluxo de tráfego.
A tabela abaixo descreve as técnicas de controle de congestionamento definidas em vários documentos do ANSI e do ITU-T utilizadas por frame relay:

Técnica	Tipo	Função
Controle de descarte	Estratégia de descarte	Fornecer orientação à rede em relação a quais frames descartar
Notificação de congestionamento explícito prévio	Prevenção de congestionamento	Fornecer orientação a sistemas finais sobre congestionamento na rede
Notificação de congestionamento explícito futuro	Prevenção de congestionamento	Fornecer orientação a sistemas finais sobre congestionamento na rede
Notificação de congestionamento implícito	Recuperação de congestionamento	Sistemas finais deduzem que há congestionamento em função de frames perdidos

2.7 Transferência de Dados

A operação de frame relay para transferência de dados

Este formato tem as seguintes características:

- Existe somente um tipo de frame, usado para carregar dados do usuário. Não existem frames de controle.
- Não é possível enviar sinais de controle; uma conexão lógica só pode carregar dados do usuário.
- Não é possível fazer controle de fluxo nem de erros e não há número de seqüência.

O FCS (Frame Check Sequence) serve para verificar perdas de frames ou a chegada de frames não destinados àquele nodo. O campo de informação carrega dados de camadas superiores. Se o usuário decidir implementar funções de controle de enlace fim-a-fim, então um frame de enlace pode ser carregado neste campo.

O campo de endereço tem um comprimento padrão de dois octetos e pode ser estendido para três ou quatro. Ele carrega um DLCI de 10, 17 ou 24 bits. O DLCI tem a mesma função que o número de circuito virtual em X.25: permite que múltiplas conexões lógicas de frame relay sejam multiplexadas em um único canal. Assim como em X.25, o identificador da conexão tem apenas significado local; cada fim da conexão lógica atribui seu próprio DLCI de um grupo de números não usados localmente, e a rede deve mapear de um para outro. A alternativa de usar o mesmo DLCI nas duas pontas necessitaria algum tipo de gerenciamento global de valores de DLCI. O campo de endereço contém, ainda, informações sobre seu próprio tamanho, bits de controle de congestionamento e bits específicos de aplicação.

2.8 Gerenciamento da Taxa de Tráfego

Como última opção, uma rede de frame relay deve descartar frames para lidar com o congestionamento, se não houver outra solução. Como cada gerenciador de frames da rede tem memória finita disponível para enfileirar frames, é possível que haja overflow em uma fila, necessitando que o frame mais recente ou algum outro seja descartado.
O modo mais simples de lidar com congestionamento é fazer com que a rede de frame relay descarte frames arbitrariamente, a despeito da fonte de um certo frame. Neste caso, como não há recompensa à um sistema final por limitar a transmissão, a melhor estratégia para qualquer sistema é transmitir frames o mais rápido possível, o que, é claro, só agrava o problema.

De modo a fornecer uma alocação de recursos mais justa, o serviço de frame relay inclui o conceito de taxa combinada de informação (CIR - Committed Information Rate). Esta é a taxa em bits por segundo que a rede concorda em prover a uma determinada conexão. Quaisquer dados transmitidos que excedam a CIR está sujeita a ser descartada na eventualidade de um congestionamento. Apesar do uso do termo "combinada", não há garantia de que mesmo esta CIR será mantida. No caso de congestionamento extremo, a rede pode ser forçada a fornecer um serviço abaixo da CIR para uma dada conexão. No entanto, no momento de descartar frames, a rede irá escolher para descarte os frames de conexões que excederem à CIR, antes de descartar frames que estejam dentro de sua CIR.

Para conexões permanentes, a CIR para cada conexão deve ser estabelecida no momento que a conexão é feita entre usuário e rede. Para conexões comutadas, a CIR é negociada na fase do SETUP do protocolo de chamada de controle. A decisão de qual frame descartar é indicada em função do bit de elegibilidade de descarte (DE) do frame que encontra-se dentro do campo de endereço. Se o usuário está enviando dados abaixo da CIR, o gerenciador de frames não altera o bit DE; caso contrário, este bit é ligado e passado adiante. Se for encontrado congestionamento, o frame com o bit DE ligado é um candidato potencial para descarte.

2.9 Prevenção de Congestionamento

É esperado que seja usado o máximo da capacidade disponível em uma rede de frame relay mas, ainda assim, reagir de uma maneira justa e controlada a congestionamentos. Este é o propósito de técnicas explícitas de prevenção de congestionamento. Em termos gerais, para esse tipo de prevenção, a rede alerta os sistemas finais em relação a congestionamentos se formando na mesma, e os sistemas finais tomam providências para reduzir o volume de tráfego.
Quando o padrão de prevenção explícita de congestionamento estava sendo desenvolvido, duas estratégias gerais foram consideradas. Um grupo acreditava que o congestionamento sempre ocorria vagarosamente e quase sempre nos nodos egressos. Outro grupo havia visto casos nos quais o congestionamento crescia muito rapidamente nos nodos internos e necessitava de ações rápidas e decisivas, de modo a prevenir o congestionamento da rede. Estas duas abordagens estão refletidas nas técnicas explícitas de prevenção de congestionamento prévio e futuro.
Dois bits no campo de endereço de cada frame são usados para sinalização explícita: BECN e FECN. Qualquer um dos bits pode ser ligado por qualquer gerenciador de frames que detecte congestionamento. Se um gerenciador receber um frame em que um ou ambos os bits estão ligados, ele não pode desligá-los antes de passar o frame adiante. Sendo assim, os bits são sinais da rede ao usuário final. A descrição desses bits é apresentada abaixo:

- BECN (Backward Explicit Congestion Notification): Notifica ao usuário que procedimentos de prevenção de congestionamento deveriam ser iniciados para tráfego na direção oposta ao frame recebido. A notificação indica que frames transmitidos pelo usuário nesta conexão lógica podem encontrar recursos congestionados.
- FECN (Forward Explicit Congestion Notification): Notifica ao usuário que procedimentos de prevenção de congestionamento deveriam ser iniciados para tráfego na mesma direção que o frame recebido. A notificação indica que este frame, nessa conexão lógica, encontrou recursos congestionados.

Sinalização implícita ocorre quando a rede descarta um frame e este fato é detectado pelo usuário final em uma camada fim-a-fim mais alta. Quando isso ocorre, o software do usuário final pode deduzir que há congestionamento. Quando o congestionamento é detectado, o protocolo usa controle de fluxo para recuperar-se do congestionamento.

2.10 Frame Relay e suas Particularidades

1. Uma tecnologia de comutação;
2. Um serviço de comunicação de dados de alta velocidade;
3. Frame relay elimina distâncias geográficas nos fluxos de informação;

O Frame Relay proporciona uma resposta eficiente as necessidades de comunicação derivada da generalização e interconexão de LANs.
Se dirige ao ambiente corporativo, eliminando as grandes distâncias geográficas e os fluxos de informação das comunicações internas e externas das empresas. É um serviço de comutação de 64Kbit/s a 2 Mbit/s, que permite a intercomunicação eficiente entre instalações de clientes de diversos tipos.

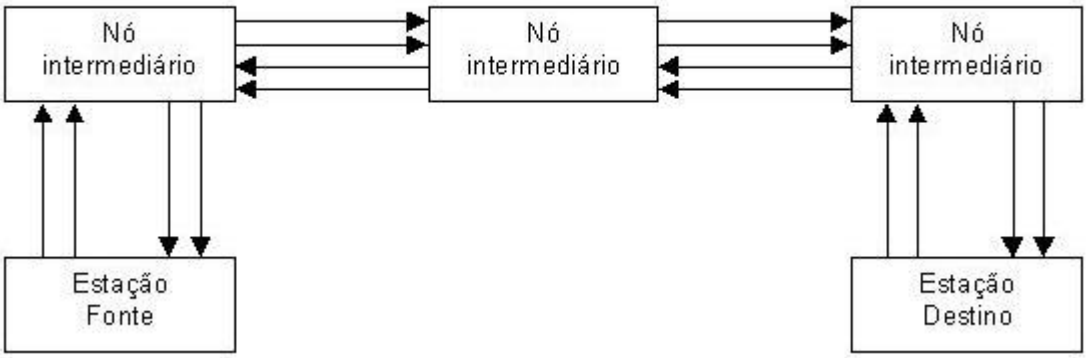
Pode transportar múltiplas aplicações e protocolos correspondentes a diversos ambientes de comunicação de clientes. Em particular, se adapta especialmente bem as necessidades de interconexão de redes LAN e as arquiteturas de comunicação predominantes. Se dirige ao ambiente corporativo, entendendo-se como tal as comunicações internas e externas de uma empresa, com conectividade tanto nacional quanto internacional, que requer alta velocidade, mínimo retardo, interconexão de ambientes, multiprotocolo, desempenho garantido, alta disponibilidade, arquitetura de rede flexível e de fácil evolução. Assim como necessidade de alta conectividade entre suas instalações.

Frame Relay é um protocolo de nível de enlace (nível 2) do modelo OSI, projetado com base no X.25 e RDSI, com uma série de modificações sobre X.25. A principal aplicação deste protocolo é a conexão de redes locais distantes, possuindo taxas de transmissão de 1.544 Mbps, com possibilidade de chegar, com possibilidades de chegar a 34 ou 45 Mbps.

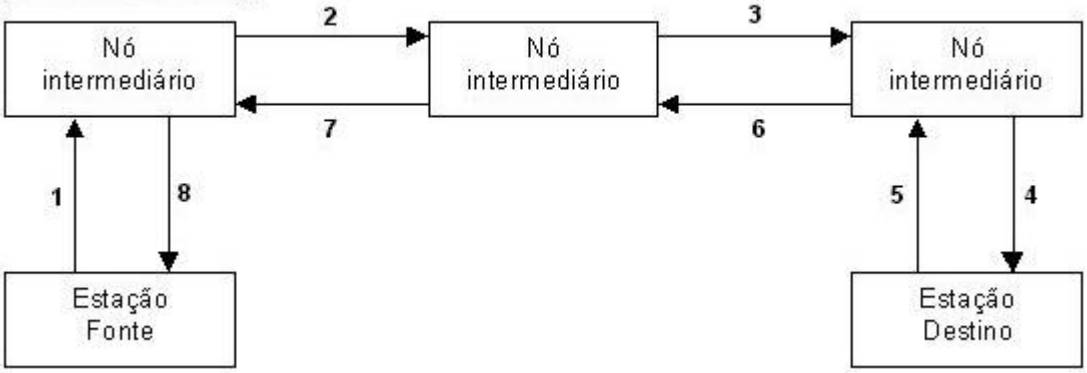
O protocolo do Frame Relay assume que todos os milhares de quilômetros de fibra óptica instalados na rede pública durante os últimos anos resultaram em uma estrutura muito mais resistente e confiável. Assim, minimiza o número de testes para descobrir os erros e também minimiza o controle de fluxo de dados através da rede. Ele confia nas estações finais para gerenciar quaisquer condições de erro que apareçam na rede.

As principais informações contidas no cabeçalho são: controle de congestionamento, prioridade para descarte de quadros de DLCI (Data Link Connection Identifier), que permite à rede fazer o roteamento do quadro através do caminho, virtual definido no call setup ou no momento da inscrição do assinante na rede. Opcionalmente, pode-se utilizar processos definidos na norma V.120, que permite a segmentação dos quadros e posterior remontagem.
Apesar das vantagens, frame relay não é adequado para algumas aplicações, como vídeo e voz. Seu ponto forte está em conexão que sejam caracterizadas por tráfego em rajadas, como transmissão de imagens e interconexão entre LANs.

a) Rede de comutação de pacotes X.25



b) Rede Frame Relay



Caminhos 1-3-5-7
- Pacote de dados enviado pela estação fonte
Caminhos 2,4,6,8
- acknowledgement
Caminhos 9-11-13-15
- Pacote de dados respondido pela estação destino
Caminhos 10,12,14,16
- acknowledgement

Caminhos 1-2-3-4:
- Pacote de dados enviado pela estação fonte
Caminhos 5-6-7-8:
- Pacote de dados respondido pela estação destino

Deve-se observar na figura anterior (item a), que o protocolo do nível de enlace do X.25 necessita um acknowledgement a cada nó pelo qual o quadro passa. Além disso, o circuito virtual deve manter tabelas de estado em cada nó intermediário, destinadas à gerência, controle de erros e controle de fluxo.

No item b, vê-se a operação do frame relay. Nesta tecnologia, o quadro é enviado da fonte para o destino, sem a preocupação com os erros. O acknowledgement é gerado somente pela máquina destino (nos níveis superiores do modelo OSI), sendo então transmitido de volta.

A tecnologia frame relay deve ser usada somente quando se tem certeza da qualidade do meio físico (linhas de comunicação) porque é bastante perigoso utilizar esta tecnologia com a má

qualidade de certos meios (linhas) , pois o controle de erros é feito somente nas estações finais, podendo provocar atrasos enormes caso haja uma quantidade muito elevada de erros.
O frame relay é mais eficiente e mais econômico que o X.25. Ele preserva as vantagens dos percursos alternativos e diversos pontos de acesso e destino do X.25, porém, exige cuidados na aquisição dos equipamentos e serviços para que não haja perda de compatibilidade.

Conclusão

Como o processamento dos pacotes no Frame Relay é rápido, ele é ideal para as redes complexas de hoje. Você ganha vários benefícios: em primeiro lugar, são as múltiplas conexões lógicas que podem ser transmitidas em uma única conexão física, reduzindo os custos de comunicação. Pela redução da quantidade de processamento necessária, você consegue maior desempenho e tempo de resposta. E como o Frame Relay usa um protocolo de rede simples, seu equipamento só vai precisar de pequenas modificações de software ou hardware. Assim, você não vai precisar investir muito dinheiro para atualizar seu sistema. Uma aplicação que tem usada com o Frame Relay é o VOFR, ou voz sobre Frame Relay.