4º Capítulo

**4.1 Introdução**

Suponha que existam dois hospedeiros H1 e H2 e que H1 esteja enviando informações a H2. A camada de rede em H1 pegará, segmentos da camada de transporte em H1, encapsulará cada segmento em um datagrama (pacote da camada de rede) e então dará início à jornada dos datagramas até seu destino, isto é, passando por possíveis roteadores que estejam no caminho, quando os datagramas chegarem ao hospedeironH2, a camada de rede extrairá os segmentos de camada de transporte e os entregará à camada de transporte em H2. O papel primordial dos roteadores é repassar os datagramas de enlaces de entrada para enlaces de saída.

*4.1.1 Repasse e Roteamento*

O papel da camada de rede é aparentemente simples , transportar pacotes de um **hospedeiro** remetente a um **hospedeiro** destinatário. Para fazê-lo, duas importantes funções da camada de rede podem ser identificadas. **Repasse,** quando um pacote chega ao enlace de entrada de um roteador, este deve conduzi-lo até o enlace de saída apropriado.**Roteamento**, a camada de rede deve determinar a rota ou caminho tomado pelos pacotes ao fluírem de um remetente a um destinatário.

*Repasse* refere-se à ação local realizada por um roteador para transferir um pacote da interface de um enlace de entrada para a de saída apropriada. *Roteamento* refere-se ao processo de âmbito geral da rede que determina os caminhos fim-a-fim que os pacotes percorrem desde a fonte até o destino.

Cada roteador tem uma **tabela de repasse.** Um roteador repassa um pacote examinando o valor de um campo no cabeçalho do pacote que está chegando e então utiliza esse valor para indexar sua tabela de repasse. O resultado da tabela de repasse indica para qual das interfaces de enlace do roteador o pacote deve ser repassado.

Estabelecimento de conexão

A camada de rede tem duas funções importantes, repasse e roteamento. Mas também há um terceira função importante, que é o **estabelecimento de conexão**. No TCP, é necessária uma apresentação de três vias antes de os dados realmente poderem fluir do remetente ao destinatário. Isso permite que o remetente e o destinatário estabeleçam a informação de estado necessária. De maneira análoga, algumas arquiteturas de camada de rede exigem que roteadores ao longo do caminho escolhido desde a fonte até o destino troquem mensagens entre si com a finalidade de estabelecer estado antes que pacotes de dados de camada de rede dentro de uma conexão fonte-destino possam começar a fluir.

*4.1.2 Modelos de serviço de rede*

O modelo de serviço de rede define as características do transporte de dados fim-a-fim entre uma borda da rede e a outra,isto é, entre sistemas finais remetente e destinatário.

Alguns serviços específicos que poderiam ser oferecidos pela camada de rede são:

Entrega garantida: Assegura que o pacote mais cedo ou mais tarde chegue a seu destino.

Entrega garantida com atraso limitado: Não somente assegura a entrega de um pacote, mas também a entrega com um atraso hospedeiro a hospedeiro limitado.

Entrega de pacotes na ordem: Garante que pacotes chegarão ao destino na ordem em que foram enviados.

Largura de banda mínima garantida: Emula o comportamento de um enlace de transmissão com uma taxa de bits especificada entre hospedeiros remetentes e destinatários.

Jitter máximo garantido: Garante que a quantidade de tempo entre a transmissão de dos pacotes sucessivos no remetente seja igual à quantidade de tempo entre o recebimento dos dois pacotes no destino.

Modelos de serviço das redes Internet

Internet: O modelo de serviço é o *melhor esforço*, não tem *nenhuma* garantia de largura de banda, *nenhuma* garantia contra perda, quanto ao ordenamento pode ser *qualquer ordem possível*, *não mantém* temporização, *não tem nenhuma* indicação de congestionamento.

ATM: O modelo de serviço é o *CRB*, garantia *de taxa constante* de largura de banda, *possui* garantia contra perda, quanto ao ordenamento há o envio *na ordem*, *mantém* temporização, *não ocorrerá* congestionamento.

ATM: O modelo de serviço é o *ABR*, garantia *mínima* de largura de banda, *nenhuma* garantia contra perda, quanto ao ordenamento há o envio *na ordem*, *não mantém* temporização, *indica* congestionamento.

Modelos de serviços do ATM:

CRB: Foi o primeiro modelo de serviço ATM a ser padronizado, refletindo o interesse imediato das empresas de telefonia por esse serviço e a adequabilidade do serviço CRB para transmitir tráfego de áudio e vídeo de taxa constante de bits. O objetivo do CRB é prover fluxo de pacotes com uma tubulação virtual cujas propriedades são iguais as de um hipotético enlace de transmissão dedicado de largura de banda fixa entre os hospedeiros remetente e destinatário.

ABR: Considerado como um serviço de melhor esforço melhorado.Pode prover realimentação ao remetente, que controla o modo como o remetente ajusta sua taxa entre a MCR e uma taxa de pico admissível.

**4.2 Redes de circuitos virtuais e de datagramas**

A camada de transporte pode oferecer às aplicações serviço não orientado para conexão ou serviço orientado para conexão. De modo semelhante, uma camada de rede também pode oferecer qualquer desses dois serviços. Esses serviços na camada de rede são semelhantes ao serviços providos pela camada de transporte. Embora eles tenham algumas semelhanças com os mesmos serviços oferecidos pela camada de transporte , há diferenças cruciais.

Na camada de rede, são serviços de hospedeiro a hospedeiro providos pela camada de rede à camada de transporte. Na camada de transporte, são serviços de processo a processo fornecidos pela camada de transporte à camada de aplicação.

Em todas as arquiteturas importantes de redes de computadores, a camada de rede fornece um serviço entre hospedeiros não orientado para conexão, ou um serviço orientado para conexão, mas não ambos. Redes de computadores que oferecem apenas um serviço orientado para conexão na camada de rede são denominadas **redes de circuitos virtuais;** as que oferecem apenas um serviço não orientado para conexão são denominadas **redes de datagramas.**

As implementações de serviço orientado para conexão na camada de transporte,implementado na borda da rede nos sistemas finais, e na camada de rede,implementado nos roteadores no núcleo da rede, são fundamentalmente diferentes.

*4.2.1 Redes de circuitos virtuais*

A Internet é uma rede de datagramas. Entretanto, muitas arquiteturas de rede alternativas (ATM, frame relay e X.25) são redes de circuitos virtuais, portanto, usam conexões na camada de rede denominadas **circuitos virtuais.**

Um circuito virtual consiste em um caminho(série de enlaces e roteadores) entre hospedeiros de origem e de destino, números de CVs (numero para cada enlace ao longo do caminho) e registros na tabela de repasse em cada roteador ao longo do caminho. Um pacote que pertence a um circuito virtual possui um numero de CV em seu cabeçalho. Como um circuito virtual pode ter número de CV diferente em cada enlace, cada roteador interveniente deve substituir o número de CV de cada pacote em transito por um novo número.

Sempre que um novo CV é estabelecido através de um roteador, um registro é adicionado à tabela de repasse. De maneira semelhante, sempre que um CV termina , são removidos os registros apropriados em cada tabela ao longo de seu caminho. Um pacote não conserva o mesmo numero de CV por que substituir o numero de enlace em enlace reduz o comprimento do campo CV no cabeçalho do pacote e também por que o estabelecimento de um CV é consideravelmente simplificado se for permitido um numero diferente de CV em cada enlace ao longo do caminho do circuito virtual.

Em uma rede de circuitos virtuais, os roteadores da rede devem manter **informação de estado de conexão** para as conexões em curso. Cada vez que uma nova conexão for estabelecida através de um roteador, um novo registro de conexão deve ser adicionado à tabela de repasse do roteador. E, sempre que uma conexão for desativada, um registro deve ser removido da tabela.

Há três fases que podem ser identificadas em um circuito virtual:

Estabelecimento de CV: A camada de transporte remetente contata a camada de rede, especifica o end. Do receptor e espera até a rede estabelecer o CV. A camada de rede determina o caminho entre remetente e destinatário,série de enlaces e roteadores que os pacotes vão passar. Ela também determina o numero de CV para cada enlace ao longo do caminho e, finalmente, adiciona um registro na tabela de repasse em cada roteador.Ela também pode reservar recursos ao longo do caminho.

Transferência de dados: Assim que o CV é estabelecido, pacotes podem começar a fluir ao longo do CV.

Encerramento do CV: Começa quando o remetente (ou o destinatário) informa à camada de rede seu desejo de desativar o CV, que então informara ao sistema final do termino de conexão e atualizará as tabelas de repasse em cada um dos roteadores de pacotes no caminho para indicar que o CV não existe mais.

A diferença entre estabelecimento de CV na camada de rede e estabelecimento de conexão na camada de transporte é que estabelecer conexão na camada de transporte envolve apenas dois sistemas finais, onde eles determinam os parâmetros de sua conexão de camada de transporte, embora eles fiquem cientes desta conexão, os roteadores dentro da rede ficam completamente alheios a ela. Por outro lado, com uma camada de rede, os roteadores ao longo do caminho entre dois sistemas finais estão envolvidos no estabelecimento de CV e cada roteador fica totalmente ciente de todos os CVs que passam por ele.

As mensagens que os sistemas finais enviam à rede para iniciar ou encerrar um CV e as passadas entre os roteadores para estabelecer CV são conhecidas como **mensagens de sinalização** e os protocolos usados para trocar essas mensagens são os **protocolos de sinalização.**

*4.2.2 Redes de datagramas*

Em uma rede de datagramas, toda vez que um sistema final quer enviar um pacote, ele marca o pacote com o end. do sistema final de destino e então o envia para dentro da rede. Isso é feito sem o estabelecimento de CV, pois em uma rede de datagramas os roteadores não mantêm nenhuma informação de estado sobre CVs.

Ao ser transmitido da fonte ao destino, um pacote passa por diversos roteadores, onde cada um deles usa o endereço de destino do pacote para repassá-lo.Cada roteador tem uma tabela de repasse que mapeia endereços de destino para interfaces de enlaces; quando um pacote chega ao roteador, este usa o end. de destino do pacote para procurar a interface de enlace de saída apropriada na tabela de repasse.

Supõe-se que um roteador possui uma quantidade de enlaces e para cada interface deles há um prefixo do endereço associado a cada uma, formando a tabela de repasse do mesmo. Com esse tipo de tabela, o roteador compara um **prefixo** do endereço de destino do pacote com os registros da tabela, se houver concordância de prefixos, o roteador transmite o pacote para o enlace associada àquele prefixo compatível. Quando há várias concordâncias de prefixos, o roteador usa a **regra da concordância do prefixo mais longo**.

Embora em redes de datagramas os roteadores não mantenham nenhuma informação de estado de conexão, ainda assim mantém informação de estado de repasse em suas tabelas de repasse. As tabelas de repasse em redes de datagramas são modificadas pelos algoritmos de roteamento, de forma lenta. E as de redes de CVs são modificadas sempre que uma nova conexão é estabelecida através do roteador ou sempre que uma conexão existente é desativada.

*4.2.3 Origens das redes de circuitos virtuais e de datagramas*

A evolução das redes de datagramas e de circuitos virtuais reflete as origens dessas redes. A idéia de um circuito virtual como principio fundamental de organização tem suas raízes no mundo da telefonia. Redes CV são mais complexas que redes de datagramas, pois elas mantêm estado de chamada.

A Internet como uma rede de datagramas surgiu da necessidade de conectar computadores, como esses sistemas finais são mais sofisticados, os arquitetos da Internet preferiram construir um modelo de serviço de camada de rede o mais simples possível.

**4.3 O que há dentro de um roteador?**

Quatro componentes podem ser identificados em um roteador:

Portas de entrada: Tem diversas funções. Realiza as funções de camada física de terminar um enlace físico de entrada de um roteador. Realiza também funções de camada de enlace necessárias para interoperar com as funções da camada de enlace do outro lado do enlace de entrada. Realiza ainda uma função de exame e repasse, de modo que o pacote repassado ao elemento de comutação do roteador surja na porta de saída apropriada. Pacotes de controle são repassados de uma porta de entrada até o processador de roteamento. Várias portas são frequentemente reunidas em uma única **placa de linha**  no interior de um roteador.

Elemento de comutação: Conecta as portas de entrada do roteador às suas portas de saída. Está integralmente contido no interior do roteador.

Portas de saída: Armazenam os pacotes que foram repassados a ela através do elemento de comutação e, então, os transmite até o enlace de saída. Assim, as portas de saída realizam o inverso da funcionalidade da camada de enlace e da camada física das portas de entrada. Quando um enlace é bidirecional, uma porta de saída para o enlace será tipicamente emparelhada com a porta de entrada para aquele enlace na mesma placa de linha.

Processador de roteamento: O processo de roteamento roda os protocolos de roteamento, mantém as informações de roteamento e tabelas de repasse e reexecuta funções de gerenciamento de rede dentro do roteador.

*4.3.1 Portas de entrada*

As funções de terminação de linha e de processamento de enlace realizadas pela porta de entrada implementam camada física e de enlace associadas a um enlace de entrada individual do roteador. O módulo examinar/repassar da porta de entrada é fundamental para a função de repasse do roteador, onde em muitos roteadores é aqui que o roteador determina a porta de saída para qual o pacote será repassado pelo elemento de comutação. A escolha desta porta é feita usando a informação contida na tabela de repasse, que embora ela seja calculada pelo processador de roteamento, um cópia fica armazenada em cada porta de entrada e atualizada, quando necessário,pelo processador de roteamento. Com essas copias da tabela de repasse, as decisões de repasse podem ser tomadas localmente, em cada porta de entrada. Esse repasse descentralizado evita a criação de um gargalo de processamento de repasse em um único ponto no interior do roteador.

Em roteadores com capacidade limitada de processamento na porta de entrada, a porta pode simplesmente repassar o pacote para o processador de roteamento centralizado, que, então, realizará o exame da tabela e transmitirá o pacote para a porta de saída apropriada.

Dada a existência de uma tabela de repasse, o exame é conceitualmente simples, basta procurar o registro mais longo compatível com o endereço de destino, mas , na prática, as coisas não são tão simples. O principal fator de complicação é o fato de os roteadores de backbone terem de operar em altas velocidades,rodando milhões de exames por segundo. É desejável que o processamento da porta de entrada tenha capacidade de operar à **velocidade da linha**, isto é, que o exame possa ser feito em tempo menor do que o necessário para receber um pacote na porta de entrada.

Assim que a porta de saída para um pacote é determinada por meio da consulta, o pacote pode ser repassado para o elemento de comutação.Contudo, um pacote pode ser temporariamente impedido de entrar no elemento de comutação, pois pode haver pacotes vindos de outras portas de entrada, assim, este pacote deve entrar na fila da porta de entrada e então ser programado para atravessar o elemento de comutação mais tarde.

*4.3.2 Elemento de comutação*

O elemento de comutação está no coração de um roteador. É por meio do elemento de comutação que os pacotes são comutados (repassados) de uma porta de entrada para um porta de saída. A comutação pode ser realizada de diversas maneiras:

Comutação por memória: Os primeiros e mais simples roteadores quase sempre eram computadores tradicionais nos quais a comutação era realizada sob o controle direto da CPU. As portas de entrada e saída funcionavam como dispositivos tradicionais de entrada/saída de um sistema operacional tradicional. Um porta de entrada na qual um pacote estivesse entrando primeiramente sinalizaria ao processador de roteamento por meio de uma interrupção. O pacote era então copiado da porta de entrada para a memória do processador que então extraía o endereço de destino do cabeçalho, consultava a porta de saída apropriada na tabela de repasse e copiava o pacote para os buffers da porta de saída.

Comutação por um barramento: Nessa abordagem. As portas de entrada transferem um pacote diretamente para a porta de saída por um barramento compartilhado sem intervenção do processador de roteamento. Embora o processador de roteamento não esteja envolvido na transferência por barramento, como o barramento é compartilhado, somente um pacote por vez pode ser transferido por meio do barramento.

Comutação por uma rede de interconexão: Um modo de vencer a limitação da largura de banda de um barramento único compartilhado é usar uma rede de interconexão mais sofisticada. Um comutador do tipo crossbar é uma rede de interconexão que consiste em *2n* barramentos, os quais conectam *n* portas de saída. Um pacote que chega a uma porta de entrada percorre o barramento horizontal ligado à porta de entrada até interceptar o barramento vertical que leva à porta de saída, se o barramento vertical estiver livre, o pacote será transferido, se não o pacote ficará bloqueado na fila da porta de entrada.

*4.3.3 Portas de saída*

O processamento de portas de saída toma pacotes que foram armazenados na memória da porta de saída e os transmite pelo enlace de saída. O processamento do protocolo de enlace e a terminação da linha são as funcionalidades de camada de enlace e física do lado remetente que interagem com a porta de entrada do outro lado do enlace de saída. As funcionalidades da fila são necessária quando o elemento de comutação entrega pacotes à porta de saída a uma taxa que excede a taxa do enlace de saída.

*4.3.4 Onde ocorre a formação de fila?*

Filas de pacotes podem se formar tanto nas portas de entrada como nas portas de saída, à medida que elas ficam maiores, o espaço de buffer do roteador será eventualmente exaurido e ocorrerá **perda de pacote**.

Suponha que as taxas da linha de entrada e as taxas da linha de saída sejam idênticas e que haja *n* portas de entrada emportas de saída. Defina a **taxa do elemento de comutação** como a taxa na qual o elemento de comutação pode movimentar pacotes de portas de entrada à portas de saída. Se essa taxa for no mínimo *n* vezes a taxa da linha de entrada, então não ocorrerá formação de fila nas portas de entrada, isso por que mesmo no pior caso em que todas as *n* linhas de entrada estiverem recebendo pacote, o comutador poderá transferir *n* pacotes da porta de entrada para a porta de saída no  tempo que levar para cada uma das *n* portas de entrada receber um *único* pacote. O que pode acontecer com as portas de saída? Supõe-se que a taxa do elemento de comutação seja no mínimo *n* vezes as taxas das linhas. No pior caso, os pacotes que chegarem a cada uma das *n* portas de entradas serão enviadas à mesma porta de saída. Nesse caso, no tempo que leva para receber(ou enviar) um único pacote, *n* pacotes chegarão a essa porta de saída. Uma vez que a porta de saída pode transmitir somente um único pacote em cada unidade de tempo, os *n* pacotes que chegarão terão de entrar na fila para transmissão pelo enlace de saída. O numero de pacotes pode ficar muito grande a ponto de exaurir o espaço de memória na porta de saída,caso em que os pacotes são descartados.

Uma conseqüência da fila na porta de saída é que **escalonador de pacotes** na porta de saída deve escolher para transmissão um pacote dentre os que estão na fila. Essa seleção pode ser feita com base em uma regra simples baseada na própria ordem da fila ou por uma regra de escalonamento mais sofisticada. O escalonamento de pacotes desempenha um papel crucial no fornecimento de **garantia de qualidade de serviço**.

Se não houver memória suficiente para armazenar um pacote que está chegando, será preciso tomar a decisão de descartar esse pacote, **descarte do final da fila,** ou remover um ou mais pacotes já enfileirados. Em alguns casos pode ser vantajoso descartar um pacote *antes* de o buffer ficar cheio, para dar um sinal de congestionamento ao remetente.

Se o elemento de comutação não for suficientemente veloz para transmitir sem atraso *todos* os pacotes que chegam através dele, então poderá haver formação de fila também nas portas de entrada, pois os pacotes devem se juntar às filas nas portas de entrada para esperar sua vez de serem transferidos através do elemento de comutação até a porta de saída.

O **bloqueio de cabeça de fila** acontece quando um pacote que está em uma fila de entrada deve esperar pela transferência através do elemento de comutação por que ele está bloqueado por um outro pacote na cabeça da fila.

**4.4 O Protocolo da Internet (IP) : repasse e endereçamento na Internet**

O endereçamento e o repasse na Internet são componentes importantes do Protocolo da Internet (IP). Há duas versões dele em uso hoje. A versão 4 (Ipv4) e a versão 6 (Ipv6).

*4.4.1 Formato do datagrama*

Um pacote de camada de rede é denominado de datagrama.

Os principais campos de um datagrama são os seguintes:

Número de versão: Quatro bits que especificam a versão do protocolo IP do datagrama.

Comprimento do cabeçalho: Como um datagrama Ipv4 pode conter um número variável de opções, quatro bits são necessários para determinar onde, no datagrama, os dados realmente começam. A maior parte dos datagramas não contém opções, então, eles têm um cabeçalho de 20 bytes.

Tipo de serviço: Os bits desse campo servem para poder diferenciar os diferentes tipos de datagramas IP.

Comprimento do datagrama: É o comprimento total do datagrama (cabeçalho mais dados) medido em bytes.

Identificador,flags,deslocamento de fragmentação: Esses 3 campos têm a ver com a fragmentação do IP.

Tempo de vida: O campo tempo de vida é incluído para garantir que datagramas não fiquem circulando para sempre na rede. Esse campo é decrementado de 1 unidade cada vez que o datagrama é processado por um roteador.

Protocolo: Campo somente usado quando um datagrama IP chega a seu destino final. O valor desse campo indica o protocolo de camada de transporte específico ao qual a porção de dados desse datagrama IP deverá ser passada.

Soma de verificação do cabeçalho: Auxilia um roteador na detecção de erros de bits em um datagrama IP recebido. A soma de verificação deve ser recalculada e armazenada novamente em cada roteador, pois o campo TTL e possivelmente outros campos, podem mudar.

Endereços IP de fonte e de destino: Quando uma fonte cria um datagrama, insere seu endereço IP no campo de endereço de fonte IP e insere o endereço do destino final no campo de destinatário IP.

Opções: Permite que um cabeçalho seja ampliado. A intenção é que este campo seja usado raramente.

Dados: Em muitas circunstancias, o campo de dados do datagrama IP contém o segmento da camada de transporte a ser entregue ao destino, mas ele também pode carregar outros tipos de dados.

Note que um datagrama IP tem um total de 20 bytes de cabeçalho (caso não haja o campo opções).

Fragmentação do datagrama IP

Nem todos os protocolos de camada de enlace podem transportar pacotes do mesmo tamanho. Alguns podem transportar datagramas grandes, ao passo que outros apenas pequenos.Por exemplo, quadros Ethernet não podem conter mais do que 1500 bytes de dados, enquanto quadros para alguns enlaces de longa distancia não podem conter mais do que 576 bytes. A quantidade máxima de dados que um quadro de camada de enlace pode carregar é denominada unidade máxima de transmissão (MTU). Como cada datagrama IP é encapsulado dentro do quadro para ser transportado de um roteador até o seguinte, a MTU do protocolo de camada de enlace estabelece um limite estrito para o comprimento de um datagrama IP.

Quando um enlace de saída tem uma MTU que é menor do que o comprimento do datagrama IP, a solução é fragmentar os dados do datagrama IP em dois ou mais datagramas IP menores e, então, enviar esses datagramas menores pelo enlace de saída. Cada um desses datagramas menores é denominado um **fragmento**. Fragmentos precisam ser reconstruídos antes que cheguem à camada de transporte no destino, os projetistas do Ipv4 decidiram alocar a tarefa de reconstrução de datagramas aos sistemas finais, e não aos roteadores(neles o protocolo ficaria muito complicado).

Quando um hospedeiro destinatário recebe uma série de datagramas da mesma fonte, ele precisa determinar se alguns desses datagramas são fragmentos de um datagrama original de maior tamanho. Se sim, o hospedeiro deverá determinar quando recebeu o ultimo fragmento e como os fragmentos recebidos devem ser reconstruídos para voltar à forma do datagrama original. Para permitir que o hospedeiro destinatário realize essas tarefas, os projetistas do IP criaram campos de *identificação, flag e deslocamento* de fragmentação no datagrama IP.

Quando um datagrama é criado, o hospedeiro remetente marca o datagrama com um numero de identificação, bem como com os endereços da fonte e do destino. Ele incrementa o numero de identificação para cada datagrama que envia. Quando o destinatário recebe uma série de datagramas do mesmo hospedeiro remetente, pode examinar os números de identificação dos datagramas para determinar quais deles são, na verdade, fragmentos de um mesmo datagrama de tamanho maior. Como o IP é um serviço não confiável, é possível que algum desses fragmentos não chegue ao destino, então, para que o hospedeiro destino fique absolutamente seguro de que recebeu o ultimo fragmento do datagrama origial, o ultimo datagrama tem um bit de flag ajustado para 0, ao passo que todos os outros têm o flag igual 1. Além disso, para que o hospedeiro destinatário possa determinar se está faltando algum fragmento, o campo de deslocamento é usado para especificar a localização exata do fragmento no datagrama IP original.

A carga útil do datagrama é passada para a camada de transporte no destino somente após a camada IP ter reconstruído totalmente o datagrama IP original. Se um ou mais fragmentos não chegarem ao destino, o datagrama incompleto será descartado e não será passado à camada de transporte.

*4.4.2 Endereçamento IPv4*

Antes de discutirmos o endereçamento IP, tem-se de falar um pouco sobre como hospedeiros e roteadores estão interconectados na rede. Um hospedeiro normalmente tem apenas um único enlace com a rede. Quando o IP no hospedeiro quer enviar um datagrama, ele o faz por meio desse enlace. A fronteira entre hospedeiro e o enlace físico é denominada **interface**. Como a tarefa de um roteador é receber um datagrama em um enlace e repassa-lo a algum outro enlace, ele necessariamente estará ligado a dois ou mais enlaces. Assim, um roteador tem múltiplas interfaces, uma para cada um de seus enlaces. Um endereço IP está tecnicamente associado com uma interface, e não com um hospedeiro ou um roteador que contém aquela interface.

Cada endereço IP tem comprimento de 32 bits (4 bytes). Esses endereços são escritos em **notação decimal separada por pontos,** na qual cada byte do endereço é escrito em sua forma decimal e separado dos outros bytes do endereço por um ponto.

Cada interface em cada hospedeiro e roteador da Internet global tem de ter um endereço IP globalmente exclusivo, contudo, esses endereços não podem ser escolhidos de qualquer maneira.Uma parte do endereço IP de uma interface será determinada pela sub-rede à qual ela está conectada. Na terminologia IP, a rede que interconecta interfaces de hospedeiros e uma interface de roteador forma uma **sub-rede.**

Um endereçamento IP designa um endereço a uma sub-rede, por exemplo, 223.1.1.0/24, no qual a notação /24, às vezes conhecida como **máscara de rede,** indica que os 24 primeiros bits do conjunto de 32 definem o endereço da sub-rede.

Para determinar as sub-rede, destaque cada interface de seu hospedeiro ou roteador, criando ilhas de redes isoladas com interfaces fechando as terminações das redes isoladas.Cada uma dessas redes isoladas é denominada **sub-rede**.

A estratégia de atribuição de endereços da Internet é conhecida como **Roteamento Interdomínio sem Classes** (CIDR). O CIDR generaliza a noção de endereçamento de sub-rede. Como acontece com o endereçamento de sub-redes, o endereço IP de 32 bits é dividido em duas partes e, mais uma vez, tem a forma decimal com pontos de separação a.b.c.d/x, em que x indica o número de bits existentes na primeira parte do endereço.

Os x bits mais significativos de um endereço na forma a.b.c.d/x constituem a parcela da rede do endereço IP e normalmente são denominados **prefixo**. Os restantes (32 – x) bits podem ser considerados como os bits que distinguem os equipamentos e dispositivos *dentro* da organização e todos eles têm o mesmo prefixo de rede. Ele serão considerados no repasse de pacotes em roteadores dentro da organização.

Antes da adoção CIDR, os tamanhos das parcelas de um endereço IP estavam limitados a 8,16 ou 24 bits, um esquema de endereçamento conhecido como **endereçamento de classes cheias,** já que sub-redes com endereços de sub-rede de 8,16 ou 24 eram conhecidas como redes de classe A, B e C. A exigência de que a parcela da sub-rede de um endereço OP tenha exatamente 1,2 ou 3 bytes há muito tempo se mostrou problemática para suportar o rápido crescimento do número de organizações de pequeno e médio porte. Uma sub-rede da classe C poderia acomodar apenas 254 hospedeiros, numero pequeno para inúmeras organizações, porém uma sub-rede de classe B, que suporta até 65.634 hospedeiros, seria demasiadamente grande.

Obtenção de um bloco de endereços

Para obter um bloco de endereços IP para utilizar dentro de uma sub-rede, um administrador de rede poderia, em primeiro lugar, contatar seu ISP, que forneceria endereços a partir de um bloco maior de endereços que já estão alocados ao ISP, este, por sua vez, pode dividir seu bloco de endereços em oito blocos de endereços contíguos, do mesmo tamanho, e dar um esses blocos de endereços a cada uma de um conjunto de oito organizações suportadas por ele.

Obtenção de um endereço de hospedeiro

Tão logo tenha obtido um bloco de endereços, uma organização pode atribuir endereços IP individuas às interfaces de hospedeiros e roteadores em sua organização. No caso dos endereços de interface de roteadores, o administrador do sistema configura manualmente os endereços IP no roteador. O endereço IP de um hospedeiro pode ser designado de duas maneiras:

Configuração manual: Um administrador de sistema configura manualmente o endereço IP no hospedeiro (normalmente em um arquivo).

Protocolo de Configuração Dinâmica de Hospedeiros (DHCP): O DHCP permite que um hospedeiro obtenha um endereço IP automaticamente.

Por causa de sua capacidade de automatizar os aspectos relativos à rede da conexão de um hospedeiro à rede, o DHPC é comumente denominado um **protocolo plug and play.**  Um administrador de rede pode configurar o DHPC para que um dado hospedeiro receba um endereço IP permanente. Assim, cada vez que esse hospedeiro se juntar à rede, receberá o mesmo endereço IP, mas muitos ISPs de empresas e residenciais não têm endereços IP suficientes para todos os hospedeiros, quando isso acontece, o DHCP é utilizado para atribuir a cada um dos hospedeiros conectados um **endereço IP temporário**.

Tradução de endereços na rede (NAT)

Um roteador que usa NAT não parece um roteador para o mundo externo, pois se comporta como um equipamento único com um único endereço IP. Ele está ocultando do mundo exterior os detalhes da rede local. Exemplo:

Um hospedeiro na rede local envia um datagrama informando o endereço IP do destino e a porta dele, o roteador que usa NAT, grava na tabela de tradução NAT o endereço do hospedeiro local e a porta dele, o roteador envia o datagrama com o endereço de fonte modificado (seu endereço IP) e com uma porta dele; quando a resposta chega a ele de novo, ele identifica de quem veio e a manda para o hospedeiro local que tinha enviado antes o datagrama.

*4.4.3 Protocolo de Mensagens de Controle da Internet (ICMP)*

O ICMP é usado por hospedeiros e roteadores para comunicar informações de camada de rede entre si. A sua utilização mais comum é para comunicação de erros. Ele é frequentemente considerado parte do IP, mas, em termos de arquitetura, está logo acima do IP, pois mensagens ICMP são carregadas dentro de datagramas IP. Isto é, mensagens ICMP são carregadas como carga útil IP. Essas mensagens têm um campo de tipo e um campo de código. Além disso, contêm o cabeçalho e os primeiros 8 bytes do datagrama IP que causou a criação da mensagem ICMP em primeiro lugar. Essas mensagens não são somente para sinalizar condições de erro.

Uma mensagem ICMP interessante é a de redução de fonte, que é pouco usada na prática. Sua finalidade original era realizar controle de congestionamento,mas como o TCP tem seu próprio controle de congestionamento, a mensagem ICMP não precisa ser utilizada.

*4.4.4 Ipv6*

No começo da década de 1990, a IETF iniciou um esforço para desenvolver o sucessor do protocolo Ipv4. Uma motivação para isso foi o entendimento de que o espaço de endereços IP de 32 bits estava começando a escassear. Para atender a essa necessidade de maior espaço para endereços IP, um novo protocolo IP, o IPv6, foi desenvolvido.

Formato do datagrama IPv6

Capacidade de endereçamento expandida: O IPv6 aumenta o tamanho do endereço IP de 32 bits para 128 bits. Além dos endereços multicast e unicasr, o IPv6 introduziu um novo tipo de endereço, denominado **endereço anycast**, que permite que um datagrama seja entregue a qualquer hospedeiro de um grupo.

Cabeçalho aprimorado de 40 bytes: Vários campos IPv4 foram descartados ou tornaram-se opcionais. Permite processamento mais veloz do datagrama IP.

Rotulação de fluxo e prioridade: O IPv6 tem uma definição dúbia de **fluxo.** Rotular pacotes que pertencem a fluxos particulares para os quais o remetente requisita tratamento especial, tal como um serviço de qualidade não padrão ou um serviço de tempo real.

Versão: Campo de 4 bits que identifica o número da versão IP.

Classe de tráfego: Campo de 8 bits que tem a função semelhante à do campo TOS do IPv4.

Rótulo de fluxo: Campo de 20 bits usado para identificar um fluxo de datagramas.

Comprimento da carga útil: Valor de 16 bits tratado como um número inteiro sem sinal que dá o número de bytes no datagrama IPv6 que segue ao pacote do cabeçalho , que tem tamanho fixo de 40 bytes.

Próximo cabeçalho: Campo que identifica o protocolo ao qual o conteúdo desse datagrama será entregue.

Limite de saltos: O conteúdo desse campo é decrementado de um para cada roteador que repassa o datagrama, se essa contagem chegar a zero, o datagrama será descartado.

Endereços de fonte e destino

Dados: Parte de carga útil do datagrama IPv6.

Quando os formatos dos datagramas IPv6 e IPv4 são comparados, nota-se que existem campos que aparecem no IPv4 que não estão presentes no IPv6, como o de *fragmentação/remontagem,* pois o IPv6 não permite fragmentação e remontagem em roteadores intermediários, essas operações podem ser realizadas somente pela fonte e pelo destino. Se um datagrama IPv6 recebido por um roteador for muito grande para ser repassado pelo enlace de saída, o roteador simplesmente descartará o datagrama e devolverá ao remetente um mensagem ICMP de erro informando que o pacote é muito grande. O remetente então reenviará os dados usando um datagrama IP de tamanho menor. O campo de *soma de verificação do cabeçalho*  também é outro que não está presente no IPv6 pois como os protocolos de camada de transporte e de enlace de dados nas camadas da Internet realizam soma de verificação, os projetistas do IP acharam desnecessário. E o campo *opções* que não faz mais parte do cabeçalho do IPv6, contudo ele ainda pode ser usado sendo um dos próximos cabeçalhos que poderão ser apontados pelo cabeçalho IPv6.

Transição do IPv4 para o IPv6

Uma conversão dos nós IPv4 para nós IPv6 não pode ser feita simultaneamente em todas as máquinas.Então, a maneira mais direta de introduzir nós habilitados ao IPv6 seja uma abordagem de **pilha dupla**, em que nós IPv6 também tenham uma implementação IPv4 completa. Esse nó, denominado IPv6/IPv4 estaria habilitado a enviar e receber tanto datagramas IPv4 como os IPv6 Eles devem ter endereços IPv6/IPv4, além disso, devem poder determinar se outro nó é habilitado para IPv6 ou somente para IPv4.

Uma alternativa para abordagem de pilha dupla é conhecida como **implantação de túnel.** A idéia básica da implementação do túnel é a seguinte: Suponha que dois nós IPv6 queiram interagir usando datagramas IPv6, mas estão conectados um ao outro por roteadores intervenientes IPv4. Referimo-nos ao conjunto de roteadores intervenientes IPv4 entre dois roteadores IPv6 como um **túnel**.

Com a implementação do túnel, o nó IPv6 no lado remetente do túnel pega o datagrama IPv6 inteiro e o coloca no campo de dados de um datagrama IPv4. Esse datagrama IPv4 é então endereçado ao nó IPv6 no lado receptor do túnel e enviado ao primeiro nó do túnel. Os roteadores IPv4 intervenientes no túnel roteiam esse datagrama entre eles, exatamente como fariam com qualquer outro datagrama, alheios ao fato de que o datagrama IPv4 contém um datagrama IPv6 completo. O nó IPv6 do lado receptor do túnel eventualmente recebe o datagrama IPv4, determina que o datagrama IPv4 contém um datagrama IPv6, extrai ele e, então, roteia o datagrama exatamente como o faria se tivesse recebido o datagrama IPv6 de um vizinho IPv6 diretamente ligado a ele.