

Entender e usar o Enhanced Interior Gateway Routing Protocol

Contents

[Introduction](#)

[Prerequisites](#)

[Requirements](#)

[Componentes Utilizados](#)

[Informações de Apoio](#)

[Revisões de Protocolo](#)

[Teoria básica](#)

[Descoberta e manutenção de vizinho](#)

[Criar a Tabela de Topologia](#)

[Métrica EIGRP](#)

[Distância factível, distância informada e sucessor possível](#)

[Descobrir se um caminho não tem loops](#)

[Split Horizon e Poison Reverse](#)

[Modo de inicialização](#)

[Alteração na tabela de topologia](#)

[Consultas](#)

[Rotas Stuck In Active](#)

[Identificar e Solucionar Problemas de Rotas SIA](#)

[Redistribuição](#)

[Redistribuição entre dois sistemas autônomos EIGRP](#)

[Redistribuição de e para outros protocolos](#)

[Redistribuição de rotas estáticas para interfaces](#)

[Sumarização](#)

[Sumarização automática](#)

[Sumarização manual](#)

[Resumo automático de rotas externas](#)

[Processo e intervalo de consulta](#)

[Como os pontos de sumarização afetam o intervalo de consulta](#)

[Como os limites do sistema autônomo afetam o intervalo da consulta](#)

[Como as listas de distribuição afetam o intervalo da consulta](#)

[Gerenciar a velocidade dos pacotes transmitidos](#)

[Roteamento Padrão](#)

[Balanceamento de carga](#)

[Usar as métricas](#)

[Usar marcas administrativas na redistribuição](#)

[Entender a Saída do Comando EIGRP](#)

[show ip eigrp traffic](#)

[Explicações de configuração](#)

[show ip eigrp topology](#)

[show ip eigrp topology](#)

[Explicações de configuração](#)

[Explicações de configuração](#)

[show ip eigrp topology \[ativo | pendente | sucessores a zero\]](#)

[show ip eigrp topology all-links](#)

[Informações Relacionadas](#)

Introduction

Este documento descreve como usar o protocolo de gateway interior chamado Enhanced Interior Gateway Routing Protocol (EIGRP).

Prerequisites

Requirements

Não existem requisitos específicos para este documento.

Componentes Utilizados

Este documento não se restringe a versões de software e hardware específicas.

The information in this document was created from the devices in a specific lab environment. All of the devices used in this document started with a cleared (default) configuration. Se a rede estiver ativa, certifique-se de que você entenda o impacto potencial de qualquer comando.

Informações de Apoio

Em uma rede bem projetada, o EIGRP é bem dimensionado e fornece tempos de convergência extremamente rápidos com tráfego de rede mínimo.

Algumas das vantagens do EIGRP são:

- Utilização muito baixa dos recursos da rede durante a operação normal; somente os pacotes hello são transmitidos em uma rede estável.
- Quando ocorre uma alteração, somente as alterações na tabela de roteamento são propagadas, não toda a tabela de roteamento; isso reduz a carga que o próprio protocolo de roteamento coloca na rede.
- Tempos de convergência rápidos para alterações na topologia da rede (em algumas situações, a convergência pode ser quase instantânea).

O EIGRP é um protocolo avançado de vetor de distância, que se baseia no DUAL (Diffused Update Algorithm) para calcular o caminho mais curto até um destino em uma rede.

Revisões de Protocolo

Há duas revisões principais do EIGRP, versões 0 e 1. As versões do Cisco IOS® anteriores a

10.3(11), 11.0(8) e 11.1(3) executam a versão anterior do EIGRP; algumas dessas informações não se aplicam a versões mais antigas. A versão mais recente do no EIGRP é recomendada porque inclui muitos aprimoramentos de desempenho e estabilidade.

Teoria básica

Um protocolo de vetor de distância típico salva essas informações quando calcula o melhor caminho para um destino: a distância (métrica ou distância total, como contagem de saltos) e o vetor (o próximo salto). Por exemplo, todos os roteadores na rede na Figura 1 executam o Routing Information Protocol (RIP). O Roteador Dois escolhe o caminho para a Rede A examinando a contagem de saltos através de cada caminho disponível.

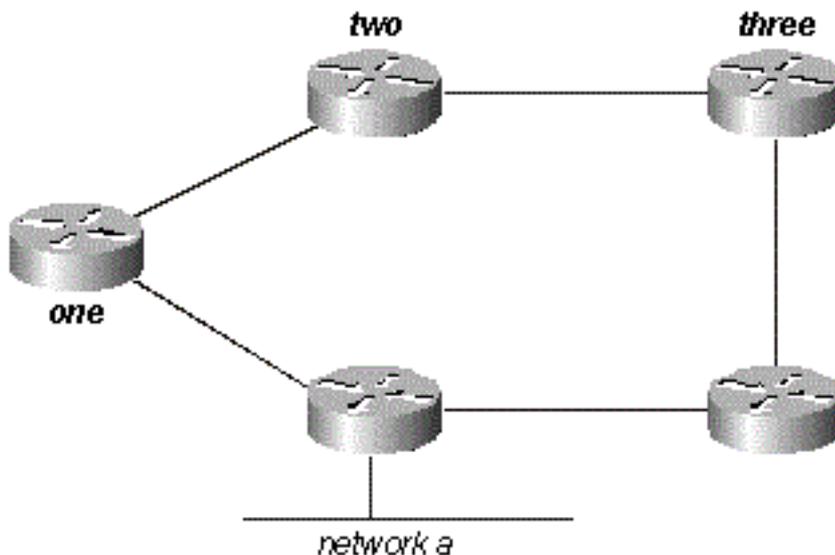


Figure 1

Como o caminho até o Roteador 3 tem três saltos e o caminho até o Roteador 1 tem dois saltos, o Roteador 2 escolhe o caminho até o 1 e descarta as informações obtidas até o 3. Se o caminho entre o Roteador Um e a Rede A ficar inativo, o Roteador Dois perderá toda a conectividade com esse destino até que se esgote o tempo da rota de sua tabela de roteamento (três períodos de atualização ou 90 segundos), e o Roteador Três anunciará novamente a rota (o que ocorre a cada 30 segundos em RIP). Com qualquer tempo de retenção não incluído, leva entre 90 e 120 segundos para o Roteador 2 comutar o caminho do Roteador 1 para o Roteador 3.

O EIGRP não depende de atualizações periódicas completas para reconvergir; em vez disso, ele cria uma tabela de topologia a partir de cada um de seus anúncios vizinhos (os dados não são descartados) e converge por meio de uma pesquisa de uma rota provavelmente sem loops na tabela de topologia ou, se não encontrar outra rota, consulta seus vizinhos. O Roteador 2 salva as informações recebidas dos Roteadores 1 e 3. Ele escolhe o caminho por meio de Um como o melhor caminho (o sucessor e o caminho por meio de Três como o caminho sem loop (um possível sucessor). Quando o caminho através do Roteador Um se torna indisponível, o Roteador Dois examina sua tabela de topologia e, quando encontra um sucessor viável, começa a usar o caminho através do Três imediatamente.

A partir desta breve explicação, fica evidente que o EIGRP deve fornecer:

- um sistema em que envia apenas as atualizações necessárias num determinado momento;

isso é obtido através da descoberta e manutenção de vizinhos

- uma maneira de determinar quais caminhos um roteador aprendeu são sem loops
- um processo para limpar rotas incorretas das tabelas de topologia de todos os roteadores da rede
- um processo para procurar vizinhos e encontrar caminhos para destinos perdidos

Cada um desses requisitos é abordado separadamente.

Descoberta e manutenção de vizinho

Para distribuir informações de roteamento em uma rede, o EIGRP utiliza atualizações de roteamento incrementais não periódicas. Ou seja, o EIGRP envia somente atualizações de roteamento sobre caminhos que foram alterados quando esses caminhos foram alterados.

Se você apenas enviar atualizações de roteamento, não poderá descobrir quando um caminho através de um roteador adjacente não está mais disponível. Você não pode definir o tempo limite das rotas e esperar receber uma nova tabela de roteamento de seus vizinhos. O EIGRP conta com as relações de vizinhança para propagar alterações na tabela de roteamento através da rede; dois roteadores se tornam vizinhos quando veem pacotes hello em uma rede comum.

O EIGRP envia pacotes de saudação a cada 5 segundos em enlaces de largura de banda alta e a cada 60 segundos em enlaces de multiponto de largura de banda baixa.

- Saudação de 5 segundos: mídia de broadcast, como Ethernet, Token Ring e FDDI links seriais ponto a ponto, como circuitos alugados PPP ou HDLC, subinterfaces ponto a ponto Frame Relay e subinterface ponto a ponto ATM circuitos multiponto de alta largura de banda (maior que T1), como ISDN PRI e Frame Relay
- Saudação de 60 segundos: A largura de banda T1 de circuitos multiponto ou mais lentos, como interfaces multiponto de Frame Relay, interfaces multiponto de ATM, circuitos virtuais comutados de ATM e BRIs de ISDN

A taxa na qual o EIGRP envia pacotes hello é chamada de intervalo hello e você pode ajustá-la por interface com o comando **ip hello-interval eigrp**. O tempo de espera é o tempo que um roteador considera um vizinho ativo quando não recebe um pacote hello. O tempo de espera é normalmente três vezes o intervalo de Hello, por padrão, 15 segundos e 180 segundos. É possível ajustar o hold time com o comando **ip hold-time eigrp**.

Note: Se você alterar o intervalo de Hello, o tempo de espera não será ajustado automaticamente para considerar essa alteração. Você deve ajustar manualmente o tempo de espera para refletir o intervalo de Hello configurado.

É possível que dois roteadores se tornem vizinhos EIGRP mesmo que os temporizadores de Hello e de Hold não coincidam. O tempo de espera é incluído nos pacotes hello para que cada vizinho possa permanecer ativo mesmo que o intervalo hello e os temporizadores de espera não coincidam. Embora não haja uma maneira direta de determinar qual é o intervalo hello em um roteador, você pode inferi-lo a partir da saída do comando **show ip eigrp neighbors** no roteador adjacente.

Se você tiver a saída de um comando **show ip eigrp neighbors** de seu dispositivo Cisco, poderá usar o [Cisco CLI Analyzer](#) para exibir problemas potenciais e correções, se o JavaScript estiver habilitado.

```
router#show ip eigrp neighbors
```

```
IP-EIGRP neighbors for process 1
```

H	Address	Interface	Hold	Uptime	SRTT	RTO	Q	Seq	Type
				(sec)			(ms)		Cnt Num
1	10.1.1.2	Etl	13	12:00:53	12	300	0	620	
0	10.1.2.2	S0	174	12:00:56	17	200	0	645	

```
rp-2514aa#show ip eigrp neighbor
```

```
IP-EIGRP neighbors for process 1
```

H	Address	Interface	Hold	Uptime	SRTT	RTO	Q	Seq	Type
				(sec)			(ms)		Cnt Num
1	10.1.1.2	Etl	12	12:00:55	12	300	0	620	
0	10.1.2.2	S0	173	12:00:57	17	200	0	645	

```
rp-2514aa#show ip eigrp neighbor
```

```
IP-EIGRP neighbors for process 1
```

H	Address	Interface	Hold	Uptime	SRTT	RTO	Q	Seq	Type
				(sec)			(ms)		Cnt Num
1	10.1.1.2	Etl	11	12:00:56	12	300	0	620	
0	10.1.2.2	S0	172	12:00:58	17	200	0	645	

O valor na coluna Hold da saída do comando nunca deve exceder o tempo de espera e nunca deve ser menor que o tempo de espera menos o intervalo de Hello (a menos, é claro, que você perca pacotes de Hello). Se a coluna Hold normalmente varia entre 10 e 15 segundos, o intervalo de Hello é de 5 segundos e o tempo de espera é de 15 segundos. Se a coluna Espera normalmente tiver um intervalo maior - entre 120 e 180 segundos - o intervalo de Hello será de 60 segundos e o tempo de espera será de 180 segundos. Se os números não parecerem se encaixar em uma das configurações padrão do temporizador, verifique a interface em questão no roteador vizinho. Os temporizadores de Hello e de Hold talvez tenham sido configurados manualmente.

Observação: o EIGRP não cria relações de peer em endereços secundários. Todo o tráfego de EIGRP tem origem no endereço principal da interface.

- Ao configurar o EIGRP em uma rede Frame Relay multiacesso (por exemplo, ponto a multiponto), configure a palavra-chave **broadcast** nas instruções **frame-relay map**. Sem a palavra-chave broadcast, as adjacências não seriam estabelecidas entre dois roteadores EIGRP. Consulte [Guia Completo de Configuração e Troubleshooting de Frame Relay](#) para obter mais informações.
- Não há limitações quanto ao número de vizinhos que o EIGRP pode suportar. O número real de vizinhos suportados depende dos recursos do dispositivo, como: capacidade de memória, poder de processar quantidade de informações trocadas, como o número de rotas enviadas, complexidade de topologia, estabilidade de rede

Criar a Tabela de Topologia

Agora que esses roteadores se comunicam, sobre o que eles falam? As tabelas de topologia, obviamente. O EIGRP, diferente do RIP e do IGRP, não confia na tabela de roteamento (ou encaminhamento) do roteador para manter todas as informações necessárias para sua operação. Em vez disso, cria uma segunda tabela, a tabela de topologias, a partir da qual instala rotas na tabela de roteamento.

Note: A partir dos Cisco IOS Versions 12.0T e 12.1, o RIP mantém seu próprio banco de dados a partir do qual instala rotas na tabela de roteamento.

Para ver o formato básico da tabela de topologia em um roteador que executa o EIGRP, emita o comando **show ip eigrp topology**. A tabela de topologia contém as informações necessárias para criar um conjunto de distâncias e vetores para cada rede alcançável junto com:

- menor largura de banda no caminho para esse destino conforme reportado pelo vizinho upstream
- retardo total
- confiabilidade do caminho
- carga do trajeto
- unidade de transmissão máxima de caminho mínimo (MTU)
- distância viável
- distância relatada
- origem de rota (rotas externas são marcadas)

Se você tiver a saída de um comando **show ip eigrp topology** de seu dispositivo Cisco, poderá usar o [Cisco CLI Analyzer](#) para exibir problemas potenciais e correções. Para usar o Cisco CLI Analyzer, você deve ter o JavaScript habilitado.

Métrica EIGRP

O EIGRP usa a largura de banda mínima no caminho para uma rede de destino e o atraso total para calcular as métricas de roteamento. Não é recomendável que você configure outras métricas, pois isso pode causar loops de roteamento em sua rede. A largura de banda e as métricas de retardo são determinadas a partir de valores configurados nas interfaces dos roteadores no caminho para a rede de destino.

Por exemplo, na Figura 2, o Roteador 1 calcula o caminho para a Rede A.

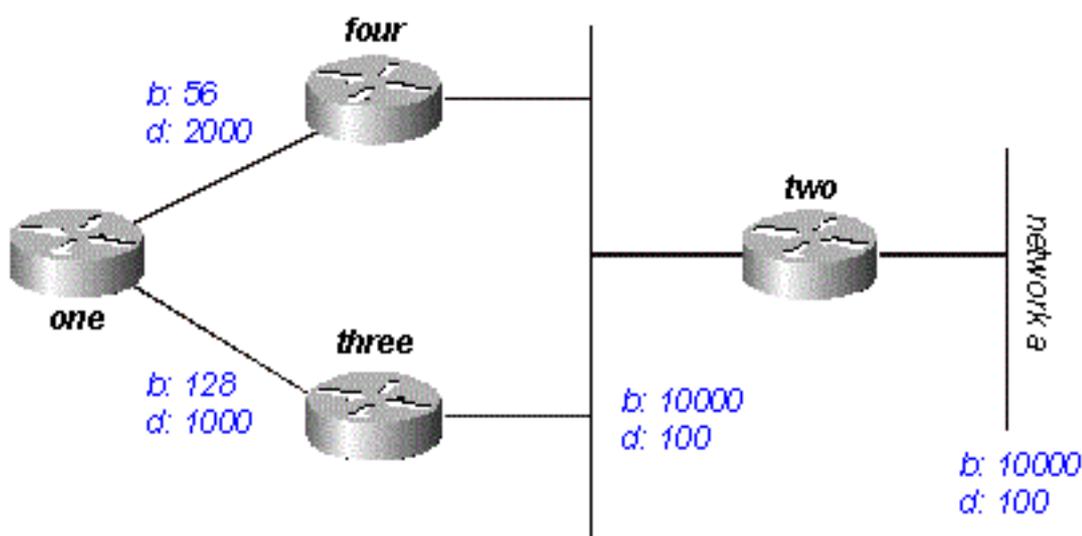


Figure 2

Ele começa com dois anúncios para essa rede: um até o Roteador Quatro, com uma largura de

banda mínima de 56 e um atraso total de 2200; e o outro através do Roteador Três, com uma largura de banda mínima de 128 e um atraso de 1200. O roteador 1 escolhe o caminho com a métrica mais baixa.

Calcular as métricas. O EIGRP calcula a métrica total quando escala as métricas de largura de banda e atraso. O EIGRP usa esta fórmula para escalar a largura de banda:

- $\text{Largura de banda} = (10000000 / \text{largura de banda}(i)) * 256$ onde $\text{bandwidth}(i)$ é a única largura de banda de todas as interfaces de saída na rota para a rede de destino representada em kilobits.

O EIGRP usa esta fórmula para escalar o atraso:

- $\text{atraso} = \text{atraso}(i) * 256$ em que $\text{delay}(i)$ é a soma dos retardos configurados nas interfaces, na rota para a rede de destino, em dezenas de microssegundos. O retardo, conforme mostrado nos comandos `delay show ip eigrp topology` ou `show interface`, é em microssegundos, portanto é necessário dividi-lo por 10 antes de poder usá-lo nessa fórmula. O atraso é usado porque é mostrado na interface.

O EIGRP usa estes valores escalonados para determinar a métrica total para a rede:

- $\text{métrica} = ((K1 * \text{largura de banda} + (K2 * \text{largura de banda}) / (256 - \text{carga}) + K3 * \text{atraso}) * [K5 / (\text{confiabilidade} + K4)]) * 256$

Note: Os valores **K** devem ser usados após um planejamento cuidadoso. Valores **K** incompatíveis impedem que um relacionamento de vizinhança seja criado, o que pode fazer com que a rede não convirja.

Note: Se $K5 = 0$, a fórmula reduz para $\text{Métrica} = ((k1 * \text{largura de banda} + (k2 * \text{largura de banda}) / (256 - \text{carga}) + k3 * \text{atraso}) * 256$.

Os valores padrão para K são:

- $K1 = 1$
- $K2 = 0$
- $K3 = 1$
- $K4 = 0$
- $K5 = 0$

Para o comportamento padrão, você pode simplificar a fórmula como a seguir:

`metric = bandwidth + delay`

Os Cisco routers não realizam cálculos de ponto flutuante; por isso, em cada estágio do cálculo, é necessário arredondar para o menor número inteiro mais próximo para calcular a métrica corretamente.

Neste exemplo, o custo total para o Roteador 4 é:

`inimum bandwidth = 56k`

`total delay = 100 + 100 + 2000 = 2200`

$$[(10000000/56) + 2200] \times 256 = (178571 + 2200) \times 256 = 180771 \times 256 = 46277376$$

E o custo total do roteador três é:

$$\text{minimum bandwidth} = 128k \quad \text{total delay} = 100 + 100 + 1000 = 1200 \quad [(10000000/128) + 1200] \times 256 = (78125 + 1200) \times 256 = 79325 \times 256 = 20307200$$

Para acessar a rede A, o roteador um escolhe a rota através do roteador três.

Note: Os valores de largura de banda e atraso usados são aqueles configurados na interface através da qual o roteador alcança seu próximo salto para a rede destino. Por exemplo, o Roteador 2 anunciou a Rede A com o atraso configurado em sua interface Ethernet; O Roteador Quatro adicionou o atraso configurado em sua Ethernet e Roteador Um adicionou o atraso configurado em seu serial.

Distância factível, distância informada e sucessor possível

A distância factível é a melhor métrica ao longo de um caminho para uma rede destino, que inclui a métrica ao vizinho que anuncia esse caminho. A distância relatada é a medição total ao longo de um caminho para uma rede de destino conforme anunciado por um vizinho upstream. Um sucessor viável é um caminho cuja distância relatada é menor que a distância viável (melhor caminho atual). A Figura 3 ilustra este processo:

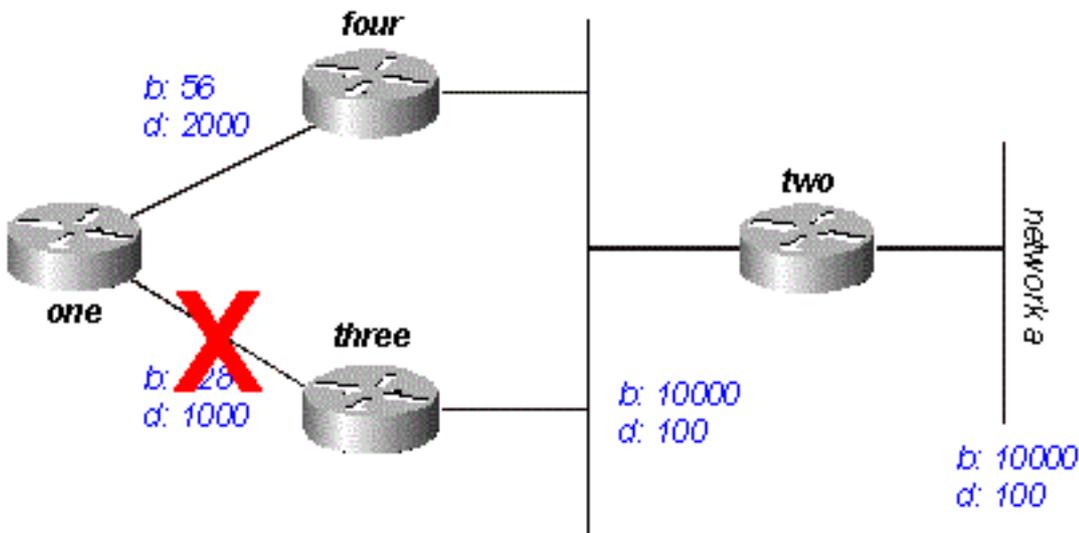


Figure 3

O Roteador Um vê que tem duas rotas para a Rede A: um através do roteador três e outro através do roteador quatro.

- A rota através do Roteador Quatro tem um custo de 46277376 e uma distância de 307200 relatada.
- A rota através do Roteador 3 tem um custo de 20307200 e uma distância de 307200 relatada.

Note: Em cada caso, o EIGRP calcula a distância relatada do roteador que anuncia a rota para a rede. Em outras palavras, a distância reportada do Roteador Quatro é a métrica para

chegar à Rede A do Roteador Quatro, e a distância reportada do Roteador Três é a métrica para chegar à Rede A do Roteador Três. O EIGRP escolhe a rota através do roteador três como o melhor caminho e usa a métrica através do roteador três como a distância viável. Como a distância reportada para esta rede pelo Roteador quatro é menor do que a distância possível, o Roteador um considera o caminho pelo Roteador quatro um sucessor viável.

Quando o enlace entre os Roteadores 1 e 3 é desativado, o Roteador 1 examina cada caminho que conhece para a Rede A e descobre que há sucessor viável por meio do Roteador 4. O Roteador 1 usa essa rota, que usa a métrica do Roteador 4 como a nova distância viável. A rede converge instantaneamente e as atualizações para vizinhos downstream são o único tráfego do protocolo de roteamento.

O cenário mostrado na Figura 4 é mais complexo.

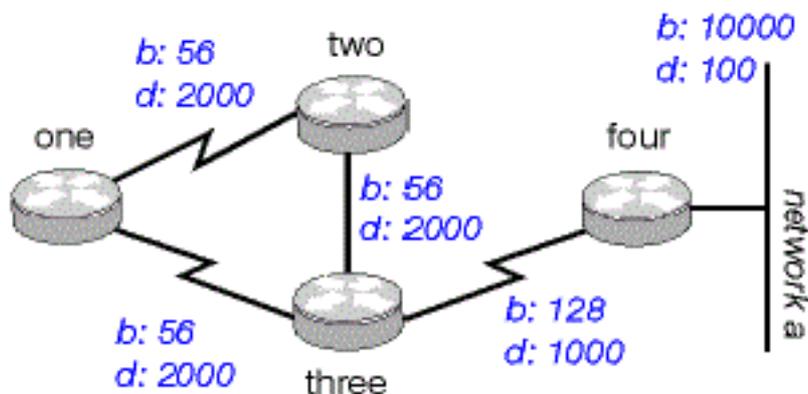


Figure 4

Há duas rotas para a Rede A do Roteador Um: um através do Roteador Dois com uma métrica de 46789376 e outro através do Roteador Quatro com uma métrica de 20307200. O Roteador Um escolhe a menor dessas duas métricas como sua rota para a Rede A, e essa métrica se torna a distância viável. Examine o caminho através do Roteador 2 para ver se ele se qualifica como um sucessor viável. A distância relatada do roteador dois é 46277376, que é maior do que a distância viável portanto, este caminho não é um sucessor viável. Se você fosse examinar a tabela de topologia do Roteador Um neste ponto (use **show ip eigrp topology**), veria apenas uma entrada para a Rede A - até o Roteador Quatro. (Na realidade, há duas entradas na tabela de topologia no roteador um, mas apenas uma é uma sucessora viável, portanto a outra não é exibida em **show ip eigrp topology**; você pode ver as rotas que não são feasible successors com **show ip eigrp topology all-links**).

Suponha que o link entre os Roteadores 1 e 4 esteja inativo. O Roteador 1 vê que perdeu sua única rota para a Rede A e consulta cada um de seus vizinhos (nesse caso, apenas o Roteador 2) para ver se eles têm uma rota para a Rede A. Como o Roteador 2 tem uma rota para a Rede A, ele responde à consulta. Como o Roteador Um não possui mais a melhor rota até o Roteador Quatro, ele aceita a rota até o Roteador Dois para a Rede A.

Descobrir se um caminho não tem loops

Como o EIGRP usa os conceitos de distância viável, distância informada e feasible successor para determinar se um caminho é válido e não um loop? Na Figura 4a, o Roteador 3 examina as rotas para a Rede A. Como o split horizon está desativado (por exemplo, se essas interfaces de

Frame Relay multiponto), o Roteador 3 mostra três rotas para a Rede A: pelo roteador quatro, pelo roteador dois (o caminho é dois, um, três, quatro) e pelo roteador um (o caminho é um, dois, três, quatro).

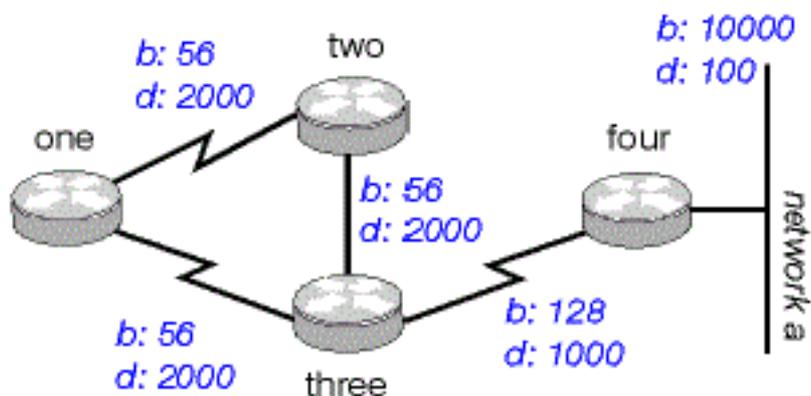


Figura 4a

Se o Router 3 aceitar todas essas rotas, ocorrerá um loop de roteamento. O Roteador 3 pensa que pode chegar à Rede A por meio do Roteador 2, mas o caminho até o Roteador 2 passa pelo Roteador 3 para chegar à Rede A. Se a conexão entre o Roteador Quatro e o Roteador Três for desativada, o Roteador Três acreditará que pode chegar à Rede A através de um dos outros caminhos, mas devido às regras para determinar sucessores possíveis, ele nunca usará esses caminhos como alternativos. Veja as métricas para saber por quê:

- métrica total para a Rede A até o Roteador Quatro: 20281600
- métrica total para a Rede A através do Roteador Dois: 47019776
- métrica total para a Rede A através do Roteador Um: 47019776

Como o caminho até o Roteador 4 tem a melhor métrica, o Roteador 3 instala essa rota na tabela de encaminhamento e usa 20281600 como sua distância viável para a Rede A. O Roteador 3 calcula a distância relatada para a Rede A através dos Roteadores 2 e 1: 47019776 para o caminho pelo Roteador 2 e 47019776 para o caminho pelo Roteador 1. Como essas duas métricas são maiores que a distância viável, o Roteador 3 não instala nenhuma das rotas como um sucessor viável para a Rede A.

Imagine que o link entre os Roteadores 3 e 4 esteja desativado. O roteador três consulta cada um de seus vizinhos em busca de uma rota alternativa para a Rede A. O roteador dois recebe a consulta e, como ela vem de seu sucessor, pesquisa cada uma das outras entradas de sua tabela de topologia para ver se há um sucessor adequado. A única outra entrada na tabela de topologia é do roteador um, com uma distância relatada igual à última melhor métrica conhecida até o roteador três. Como a distância relatada pelo Roteador 1 não é menor que a última distância viável conhecida, o Roteador 2 marca a rota como inalcançável e consulta cada um de seus vizinhos - nesse caso, apenas o Roteador 1 - em busca de um caminho para a Rede A.

O roteador três também envia uma consulta para a rede A ao roteador um. O Roteador Um examina a tabela de topologia e percebe que o outro único caminho para a Rede A é através do Roteador Dois com uma distância informada igual à última distância viável conhecida através do Roteador Três. Mais uma vez, como a distância relatada pelo Roteador Dois não é menor que a última distância viável conhecida, essa rota não é uma feasible successor (sucessora viável). O Roteador Um marca a rota como inalcançável e consulta seu único vizinho, o Roteador Dois, sobre um caminho para a Rede A.

Esse é o primeiro nível das consultas. O roteador três consultou cada um de seus vizinhos em uma tentativa de encontrar uma rota para a rede A. Por sua vez, os Roteadores 1 e 2 marcaram a rota como inalcançável e consultaram cada um de seus outros vizinhos na tentativa de encontrar um caminho para a Rede A. Quando o Roteador 2 recebe a consulta do Roteador 1, ele examina sua tabela de topologia e observa que o destino está marcado como inalcançável. O Roteador 2 responde ao Roteador 1 que a Rede A está inalcançável. Quando o roteador 1 recebe a consulta do roteador 2, ele envia de volta uma resposta informando que a rede A não pode ser alcançada. Agora, os Roteadores 1 e 2 concluíram que a Rede A está inacessível e responderam à consulta original do Roteador 3. A rede convergiu, e todas as rotas retornam ao estado passivo.

Split Horizon e Poison Reverse

No exemplo anterior, o split horizon não mostra como o EIGRP usa a distância viável e a distância relatada para determinar se uma rota provavelmente será um loop. Em algumas circunstâncias, no entanto, o EIGRP também usa split horizon para evitar loops de roteamento. Antes de examinar os detalhes de como o EIGRP usa o split horizon, examine o que é o split horizon e como ele funciona. A regra de horizonte dividido diz:

- Nunca anuncie uma rota fora da interface através da qual você a aprendeu.

Por exemplo, na Figura 4a, se o Roteador Um estiver conectado aos Roteadores Dois e Três por meio de uma única interface multiponto (como Frame Relay) e o Roteador Um aprendeu sobre a Rede A do Roteador Dois, ele não anunciará a rota para a Rede A de volta para a mesma interface do Roteador Três. O roteador um pressupõe que o roteador três obterá informações sobre a rede A diretamente do roteador dois.

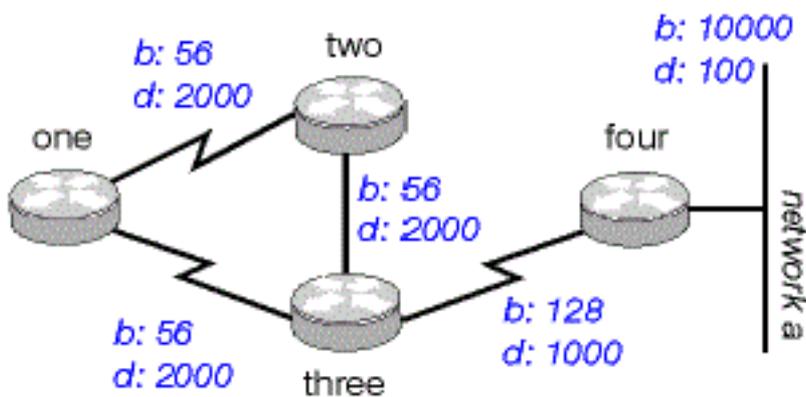


Figura 4a

O poison reverse é outra forma de evitar loops de roteamento. A regra diz:

- Assim que você identificar uma rota por meio de uma interface, anuncie-a como inacessível por meio da mesma interface.

Por exemplo, os roteadores na Figura 4a têm o poison reverse habilitado. Quando o Roteador 1 identifica a Rede A à partir do Roteador 2, ele anuncia a Rede A como sendo de alcance impossível através de seu enlace para os Roteadores 2 e 3. O Roteador 3, se mostrar qualquer caminho até a Rede A através do Roteador 1, remove esse caminho devido ao anúncio de inalcançável. O EIGRP combina essas duas regras para ajudar a evitar circuitos de roteamento.

O EIGRP usa divisão horizontal ou anuncia uma rota como inalcançável quando:

- dois roteadores estão no modo de inicialização (trocam tabelas de topologia pela primeira vez)
- uma alteração na tabela de topologia é anunciada
- uma consulta é enviada

Revise cada caso.

Modo de inicialização

Quando dois roteadores se tornarem vizinhos pela primeira vez, eles trocam tabelas de topologia durante o modo de inicialização. Para cada entrada de tabela que um roteador recebe durante o modo de inicialização, ele anuncia a mesma entrada de volta para o seu novo vizinho com uma métrica máxima (poison route).

Alteração na tabela de topologia

Na Figura 5, o Roteador Um usa a variação para equilibrar o tráfego destinado à Rede A entre os dois links seriais; ou seja, o link de 56k entre os roteadores dois e quatro e o link de 128k entre os roteadores três e quatro.

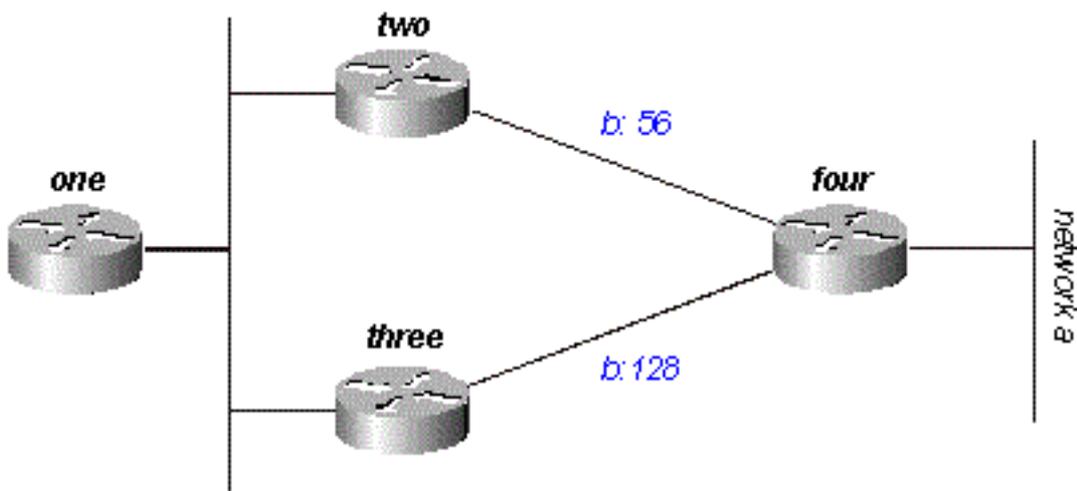


Figure 5

O Roteador Dois vê o caminho através do Roteador Três como um sucessor viável. Se o link entre os Roteadores 2 e 4 for desativado, o Roteador 2 simplesmente fará a reconvergência no caminho através do Roteador 3. Como a regra split horizon afirma que você nunca deve anunciar uma rota fora da interface por meio da qual a conheceu, o Roteador dois normalmente não enviaria uma atualização. No entanto, isso deixa o Roteador um com uma entrada de tabela de topologia inválida.

Quando um roteador altera sua tabela de topologia de tal forma que a interface pela qual o roteador alcança a rede é alterada, ele desativa o split horizon e o poison reverses da rota antiga em todas as interfaces. Nesse caso, o Roteador Dois desativa split horizon para essa rota e anuncia a Rede A como inalcançável. O Roteador 1 ouve esse anúncio e libera sua rota para a Rede A por meio do Roteador 2, a partir da sua tabela de roteamento.

Consultas

As consultas resultam em um split horizon somente quando um roteador recebe uma consulta ou atualização do sucessor que usa para o destino na consulta. Veja a rede na Figura 6.

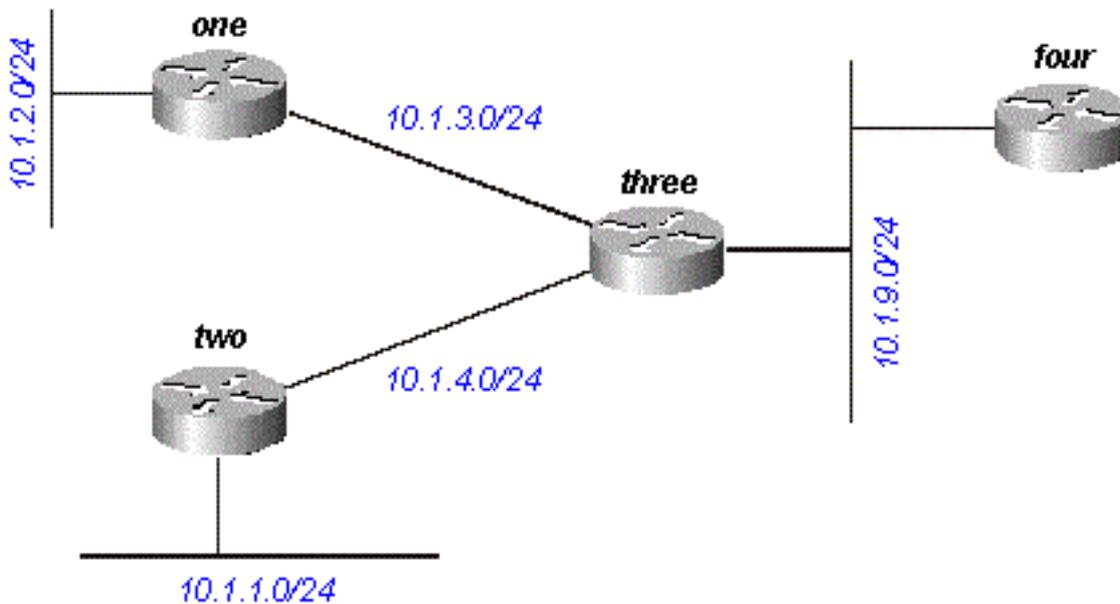


Figura 6

O Roteador 3 recebe uma consulta sobre 10.1.2.0/24 (que é alcançada pelo Roteador 1) do Roteador 4. Se a Three não tiver um sucessor para esse destino devido a uma oscilação de link ou outra condição de rede temporária, ela enviará uma consulta a cada um de seus vizinhos; nesse caso, os roteadores um, dois e quatro. Se, no entanto, o Roteador 3 receber uma consulta ou atualização (como uma alteração de métrica) do Roteador 1 para o destino 10.1.2.0/24, ele não enviará uma consulta de volta ao Roteador 1, porque o Roteador 1 é o sucessor dessa rede. Em vez disso, ele envia apenas consultas aos Roteadores 2 e 4.

Rotas Stuck In Active

Pode levar muito tempo para que uma consulta seja respondida. Se sim, o roteador que emitiu a consulta desiste e limpa sua conexão com o roteador que não responde, e isso reinicia a sessão vizinha. Ela é conhecida como uma rota Stuck-In-Active (SIA). As rotas SIA mais básicas ocorrem quando uma consulta demora muito para chegar à outra extremidade da rede, e para uma resposta retornar. Por exemplo, na Figura 7, o Roteador 1 registra um grande número de rotas SIA do Roteador 2.

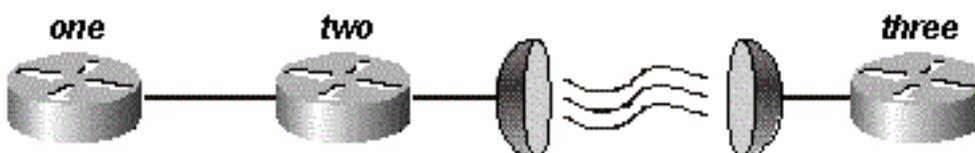


Figura 7

Depois de um pouco de investigação, o problema é reduzido para o retardo no enlace por satélite entre os roteadores dois e três. Há duas soluções viáveis para esse tipo de problema. A primeira é aumentar o tempo que o roteador espera depois de enviar uma consulta antes de declarar a rota SIA. Essa configuração pode ser alterada com o comando **timers active-time**.

A melhor solução, no entanto, é recriar a rede para reduzir o intervalo de consultas (poucas consultas passam pelo enlace do satélite). O intervalo de consulta é abordado na seção **Intervalo de consulta** deste artigo. Porém, o intervalo de consulta em si não é uma razão comum para rotas SIA informadas. Com mais frequência, algum roteador na rede não pode responder a uma consulta por uma destas razões:

- O roteador está muito ocupado para responder à consulta (geralmente devido à alta utilização da CPU).
- O roteador tem problemas de memória e não pode alocar a memória para processar a consulta ou criar o pacote de resposta.
- O circuito entre os dois roteadores não está bom; não há pacotes suficientes para manter o relacionamento de vizinhança ativo, mas algumas consultas ou respostas são perdidas entre os roteadores.
- links unidirecionais (um link no qual o tráfego só pode fluir em uma direção devido a uma falha)

Identificar e Solucionar Problemas de Rotas SIA

Ao solucionar problemas de rotas SIA, use este processo de três etapas:

1. Localize as rotas que são consistentemente relatadas como SIA.
2. Localize o roteador que sistematicamente não responde a consultas para essas rotas.
3. Localize o motivo pelo qual o roteador não recebe nem responde consultas.

O primeiro passo é fácil. Se você registrar mensagens do console, uma rápida análise do registro mostrará as rotas frequentemente marcadas como SIA. O segundo passo é mais difícil. O comando para coletar essas informações é **show ip eigrp topology active**:

```
Codes: P - Passive, A - Active, U - Update, Q - Query, R - Reply,
       r - Reply status
```

```
A 10.2.4.0/24, 0 successors, FD is 512640000, Q
  1 replies, active 00:00:01, query-origin: Local origin
    via 10.1.2.2 (Infinity/Infinity), Serial1
  1 replies, active 00:00:01, query-origin: Local origin
    via 10.1.3.2 (Infinity/Infinity), r, Serial3
Remaining replies:
  via 10.1.1.2, r, Serial0
```

Os vizinhos que exibem um R, ainda têm que responder (o temporizador ativo mostra por quanto tempo a rota esteve ativa). Esses vizinhos não podem aparecer na seção Respostas restantes; podem aparecer entre os outros RDBs. Preste atenção especial às rotas que possuem respostas pendentes e que estão ativas há algum tempo, geralmente, de dois a três minutos. Execute esse comando várias vezes e você começará a ver quais vizinhos não respondem às consultas (ou quais interfaces parecem ter muitas consultas não respondidas). Examine esse vizinho para ver se ele espera consistentemente por respostas de qualquer um de seus vizinhos. Repita esse

processo até encontrar o roteador que não responde consistentemente às consultas. Você pode procurar problemas no link para esse vizinho, essa utilização de memória ou CPU ou outro problema com esse vizinho.

Se o intervalo de consulta for o problema, não aumente o temporizador SIA; em vez disso, reduza o intervalo de consulta.

Redistribuição

Esta seção examina diferentes cenários que envolvem redistribuição. Os exemplos listados mostram o mínimo necessário para configurar a redistribuição. A redistribuição pode causar problemas potenciais, como o roteamento não otimizado, os circuitos de roteamento ou a convergência lenta. Para evitar esses problemas, consulte a seção Como evitar problemas causados por redistribuição.

Redistribuição entre dois sistemas autônomos EIGRP

A Figura 8 mostra que os roteadores estão configurados como:

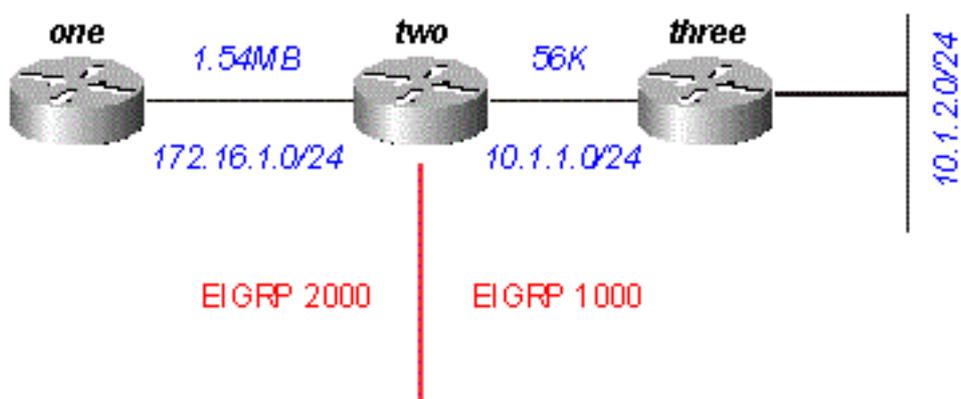


Figura 8

Roteador um

```
router eigrp 2000
!--- The "2000" is the autonomous system
network 172.16.1.0 0.0.0.255
```

Roteador Dois

```
router eigrp 2000
 redistribute eigrp 1000 route-map to-eigrp2000
 network 172.16.1.0 0.0.0.255
!
router eigrp 1000
 redistribute eigrp 2000 route-map to-eigrp1000
```

```

network 10.1.0.0 0.0.255.255

route-map to-eigrp1000 deny 10
match tag 1000
!
route-map to-eigrp1000 permit 20
set tag 2000
!
route-map to-eigrp2000 deny 10
match tag 2000
!
route-map to-eigrp2000 permit 20
set tag 1000

```

Roteador Três

```

router eigrp 1000
network 10.1.0.0 0.0.255.255

```

O roteador três anuncia a rede 10.1.2.0/24 ao roteador dois através do sistema autônomo 1000; O Roteador 2 redistribui essa rota no sistema autônomo 2000 e a anuncia ao Roteador 1.

Note: As rotas do EIGRP 1000 são marcadas como 1000 antes de serem redistribuídas para o EIGRP 2000. Quando as rotas do EIGRP 2000 são redistribuídas de volta para o EIGRP 1000, as rotas com marcas 1000 são negadas para garantir uma topologia sem loops. Para obter mais informações sobre a redistribuição entre protocolos de roteamento, consulte *Redistribuído Routing Protocols*.

Para o roteador um:

```

one#show ip eigrp topology 10.1.2.0 255.255.255.0
IP-EIGRP topology entry for 10.1.2.0/24
  State is Passive, Query origin flag is 1, 1 Successor(s), FD is 46763776
  Routing Descriptor Blocks:
  172.16.1.2 (Serial0), from 172.16.1.2, Send flag is 0x0
    Composite metric is (46763776/46251776), Route is External
  Vector metric:
    Minimum bandwidth is 56 Kbit
    Total delay is 41000 microseconds
    Reliability is 255/255
    Load is 1/255
    Minimum MTU is 1500
    Hop count is 2
  External data:
    Originating router is 172.16.1.2
    AS number of route is 1000
    External protocol is EIGRP, external metric is 46251776
    Administrator tag is 1000 (0x000003E8)

```

Observe que, embora o link entre os Roteadores 1 e 2 tenha uma largura de banda de 1,544Mb, a largura de banda mínima mostrada nessa entrada de tabela de topologia é de 56k. Isso significa que o EIGRP preserva todas as métricas quando redistribui entre dois sistemas autônomos EIGRP.

Redistribuição de e para outros protocolos

A redistribuição entre o EIGRP e outros protocolos, por exemplo, RIP e OSPF, funciona da mesma maneira que toda a redistribuição. Use a métrica padrão ao redistribuir entre protocolos.

Você precisa estar ciente desses dois problemas ao redistribuir entre o EIGRP e outros protocolos:

- As rotas redistribuídas no EIGRP nem sempre são resumidas - consulte a seção "Sumarização" para obter uma explicação.
- As rotas externas de EIGRP têm distância administrativa de 170.

Redistribuição de rotas estáticas para interfaces

Quando você instala uma rota estática para uma interface e configura uma instrução de rede com **router eigrp**, que inclui a rota estática. O EIGRP redistribui essa rota como se ela fosse uma interface diretamente conectada.

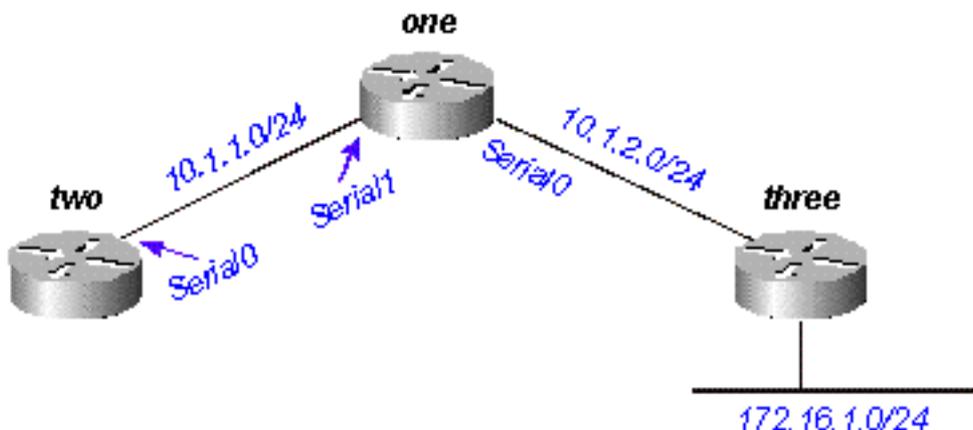


Figura 9

Na figura 9, o roteador um tem uma rota estática para a rede 172.16.1.0/24 configurada através da interface Serial 0:

```
ip route 172.16.1.0 255.255.255.0 Serial0
```

E o Roteador Um também tem uma instrução de rede para o destino dessa rota estática:

```
router eigrp 2000
network 10.0.0.0
network 172.16.0.0
no auto-summary
```

O Roteador Um redistribui essa rota, mesmo que não redistribua rotas estáticas, porque o EIGRP considera isso uma rede diretamente conectada. No Roteador Dois, isso se parece com o seguinte:

```
two#show ip route
....
 10.0.0.0/8 is variably subnetted, 2 subnets, 2 masks
C    10.1.1.0/24 is directly connected, Serial0
D    10.1.2.0/24 [90/2169856] via 10.1.1.1, 00:00:47, Serial0
    172.16.0.0/24 is subnetted, 1 subnets
D    172.16.1.0 [90/2169856] via 10.1.1.1, 00:00:47, Serial0
```

A rota para 172.16.1.0/24 aparece como uma rota EIGRP interna no Roteador Dois.

Sumarização

Há duas formas de sumarização no EIGRP: resumos automáticos e resumos manuais.

Sumarização automática

O EIGRP executa uma sumarização automática cada vez que cruza uma borda entre duas redes principais diferentes. Por exemplo, na Figura 10, o roteador dois anuncia somente a rede 10.0.0.0/8 ao roteador um, pois a interface usada pelo roteador dois para alcançar o roteador um está em uma rede principal diferente.

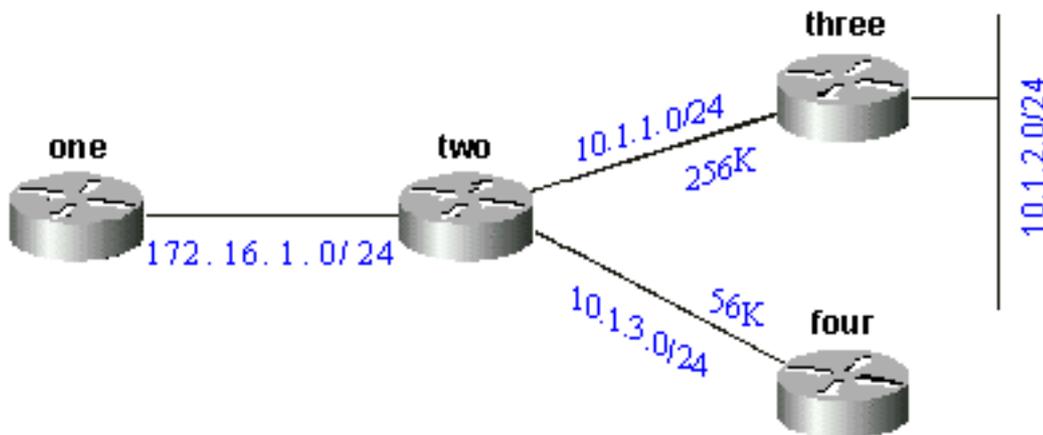


Figura 10

No Roteador Um, ele se parece com isto:

```
one#show ip eigrp topology 10.0.0.0
IP-EIGRP topology entry for 10.0.0.0/8
  State is Passive, Query origin flag is 1, 1 Successor(s), FD is 11023872
  Routing Descriptor Blocks:
  172.16.1.2 (Serial0), from 172.16.1.2, Send flag is 0x0
    Composite metric is (11023872/10511872), Route is Internal
  Vector metric:
    Minimum bandwidth is 256 Kbit
    Total delay is 40000 microseconds
    Reliability is 255/255
    Load is 1/255
    Minimum MTU is 1500
    Hop count is 1
```

Essa rota não é marcada como uma rota sumarizada de nenhuma maneira; parece uma rota interna. A métrica é a melhor dentre as rotas resumidas. A largura de banda mínima nessa rota é 256k, embora existam links na rede 10.0.0.0 que tenham uma largura de banda de 56k.

No roteador com a sumarização, uma rota é criada para null0 para o endereço sumarizado:

```
two#show ip route 10.0.0.0
Routing entry for 10.0.0.0/8, 4 known subnets
  Attached (2 connections)
  Variably subnetted with 2 masks
  Redistributing via eigrp 2000
```

```
C      10.1.3.0/24 is directly connected, Serial2
D      10.1.2.0/24 [90/10537472] via 10.1.1.2, 00:23:24, Serial1
D      10.0.0.0/8 is a summary, 00:23:20, Null0
C      10.1.1.0/24 is directly connected, Serial1
```

A rota para 10.0.0.0/8 é marcada como um resumo através de Null0. A entrada da tabela de topologia para essa rota de resumo se parece com isto:

```
two#show ip eigrp topology 10.0.0.0
IP-EIGRP topology entry for 10.0.0.0/8
  State is Passive, Query origin flag is 1, 1 Successor(s), FD is 10511872
  Routing Descriptor Blocks:
  0.0.0.0 (Null0), from 0.0.0.0, Send flag is 0x0
    (Note: The 0.0.0.0 here means this route is originated by this router.)
  Composite metric is (10511872/0), Route is Internal
  Vector metric:
    Minimum bandwidth is 256 Kbit
    Total delay is 20000 microseconds
    Reliability is 255/255
    Load is 1/255
    Minimum MTU is 1500
    Hop count is 0
```

Para fazer o roteador 2 anunciar os componentes da rede 10.0.0.0 em vez de um resumo, configure para sem auto-resumo no processo EIGRP no roteador 2:

No Roteador Dois:

```
router eigrp 2000
 network 172.16.0.0
 network 10.0.0.0
 no auto-summary
```

Com o auto resumo desligado, o roteador um agora vê todos os componentes da rede 10.0.0.0:

```
one#show ip eigrp topology
IP-EIGRP Topology Table for process 2000

Codes: P - Passive, A - Active, U - Update, Q - Query, R - Reply,
       r - Reply status

P 10.1.3.0/24, 1 successors, FD is 46354176
   via 172.16.1.2 (46354176/45842176), Serial0
P 10.1.2.0/24, 1 successors, FD is 11049472
   via 172.16.1.2 (11049472/10537472), Serial0
P 10.1.1.0/24, 1 successors, FD is 11023872
   via 172.16.1.2 (11023872/10511872), Serial0
P 172.16.1.0/24, 1 successors, FD is 2169856
   via Connected, Serial0
```

Há algumas advertências para a sumarização de rotas externas que serão abordadas mais adiante na seção "Sumarização Automática de Rotas Externas".

Sumarização manual

O EIGRP permite que você resuma rotas internas e externas em praticamente qualquer limite de bit com resumo manual. Por exemplo, na Figura 11, o Roteador Dois resume 192.168.1.0/24, 192.168.2.0/24 e 192.168.3.0/24 no bloco CIDR 192.168.0.0/22.

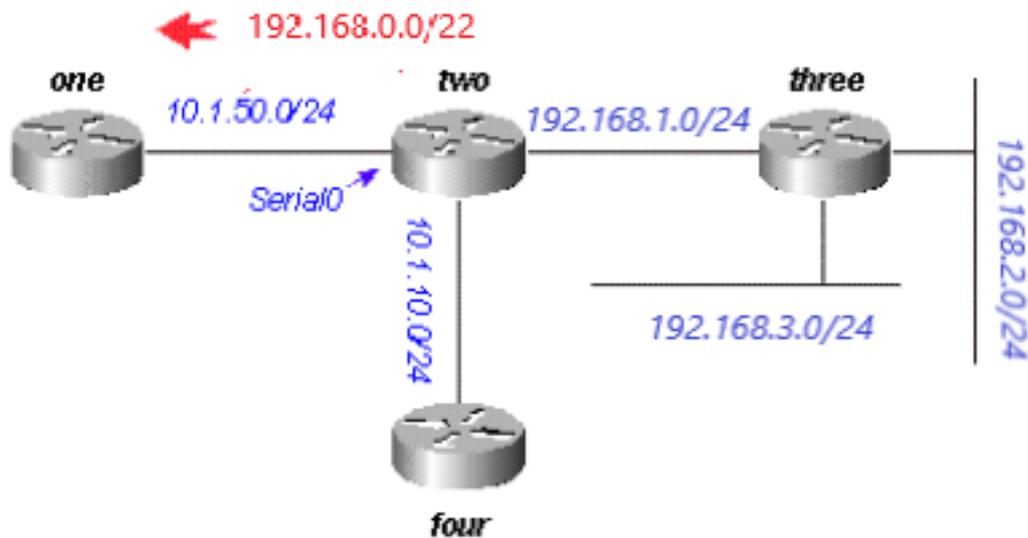


Figura 11

A configuração no Roteador Dois é mostrada:

```
two#show run
....
!
interface Serial0
 ip address 10.1.50.1 255.255.255.0
 ip summary-address eigrp 2000 192.168.0.0 255.255.252.0
 no ip mroute-cache
!
....

two#show ip eigrp topology
IP-EIGRP Topology Table for process 2000

Codes: P - Passive, A - Active, U - Update, Q - Query, R - Reply,
       r - Reply status

P 10.1.10.0/24, 1 successors, FD is 45842176
   via Connected, Loopback0
P 10.1.50.0/24, 1 successors, FD is 2169856
   via Connected, Serial0
P 192.168.1.0/24, 1 successors, FD is 10511872
   via Connected, Serial1
P 192.168.0.0/22, 1 successors, FD is 10511872
   via Summary (10511872/0), Null0
P 192.168.3.0/24, 1 successors, FD is 10639872
   via 192.168.1.1 (10639872/128256), Serial1
P 192.168.2.0/24, 1 successors, FD is 10537472
   via 192.168.1.1 (10537472/281600), Serial1
```

Examine o comando **ip summary-address eigrp** na interface Serial0 e a rota de sumarização via Null0. No Roteador Um, isso é visto como uma rota interna:

```

one#show ip eigrp topology
IP-EIGRP Topology Table for process 2000

Codes: P - Passive, A - Active, U - Update, Q - Query, R - Reply,
       r - Reply status

P 10.1.10.0/24, 1 successors, FD is 46354176
   via 10.1.50.1 (46354176/45842176), Serial0
P 10.1.50.0/24, 1 successors, FD is 2169856
   via Connected, Serial0
P 192.168.0.0/22, 1 successors, FD is 11023872
   via 10.1.50.1 (11023872/10511872), Serial0

```

Resumo automático de rotas externas

O EIGRP não resume automaticamente as rotas externas, a menos que haja um componente da mesma rede principal que seja uma rota interna. A Figura 12 ilustra isso:

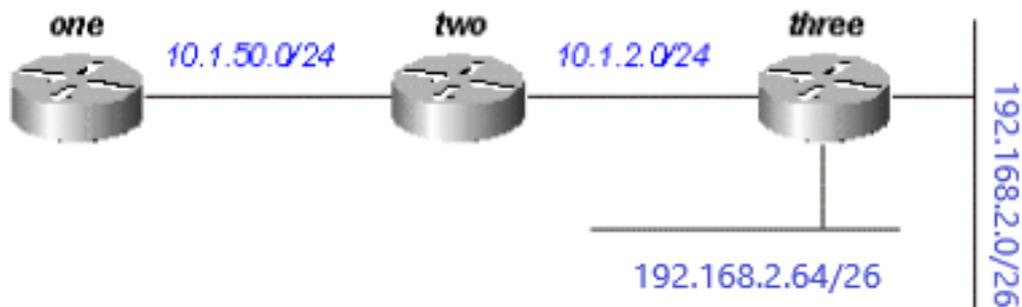


Figura 12

O Roteador 3 injeta rotas externas para 192.168.2.0/26 e 192.168.2.64/26 no EIGRP com o comando **redistribute connected**, como mostrado nas configurações listadas.

Roteador Três

```

interface Ethernet0
 ip address 192.168.2.1 255.255.255.192
!
interface Ethernet1
 ip address 192.168.2.65 255.255.255.192
!
interface Ethernet2
 ip address 10.1.2.1 255.255.255.0
!router eigrp 2000
 redistribute connected
 network 10.0.0.0
 default-metric 10000 1 255 1 1500

```

Com essa configuração no Roteador Três, a tabela de roteamento no Roteador Um mostra:

```

one#show ip route
....

```

```

10.0.0.0/8 is subnetted, 2 subnets
D    10.1.2.0 [90/11023872] via 10.1.50.2, 00:02:03, Serial0
C    10.1.50.0 is directly connected, Serial0
192.168.2.0/26 is subnetted, 1 subnets
D EX 192.168.2.0 [170/11049472] via 10.1.50.2, 00:00:53, Serial0
D EX 192.168.2.64 [170/11049472] via 10.1.50.2, 00:00:53, Serial0

```

Embora a sumarização automática normalmente faça com que o Roteador 3 sumarie as rotas 192.168.2.0/26 e 192.168.2.64/26 em um destino de rede principal (192.168.2.0/24), ela não faz isso porque as duas rotas são externas. No entanto, se você reconfigurar o link entre os Roteadores 2 e 3 para 192.168.2.128/26 e adicionar instruções de rede para essa rede nos Roteadores 2 e 3, o resumo automático 192.168.2.0/24 será gerado no Roteador 2.

Roteador Três

```

interface Ethernet0
ip address 192.168.2.1 255.255.255.192
!
interface Ethernet1
ip address 192.168.2.65 255.255.255.192
!
interface Serial0
ip address 192.168.2.130 255.255.255.192
!
router eigrp 2000
network 192.168.2.0

```

Agora o roteador dois gera o resumo para 192.168.2.0/24:

```

two#show ip route
....
D    192.168.2.0/24 is a summary, 00:06:48, Null0
....

```

E o Roteador Um mostra somente a rota sumária:

```

one#show ip route
....
10.0.0.0/8 is subnetted, 1 subnets
C    10.1.1.0 is directly connected, Serial0
D    192.168.2.0/24 [90/11023872] via 10.1.50.2, 00:00:36, Serial0

```

Processo e intervalo de consulta

Quando um roteador processa uma consulta de um vizinho, essas regras se aplicam conforme listado na tabela.

Consulta de	Estado da Rota	Ação
vizinho (não o sucessor atual)	passivo	responder com informações at do sucessor. tentativa de encontrar novo sucessor; em caso de sucesso responder com novas informações
sucessor	passivo	se não for bem-sucedido, marcar destino como inalcançável e consulte todos os vizinhos, exceto o sucessor anterior.

qualquer vizinho	nenhum caminho por este vizinho antes da consulta	responder com o melhor caminho conhecido no momento.
qualquer vizinho	desconhecido antes da consulta	responda que o destino não pode ser alcançado.
		se não houver sucessor atual para esses destinos (normalmente isso seria verdadeiro), responda com inalcunçável.
vizinho (não o sucessor atual)	ativo	Se houver um bom sucessor, responda com as informações do caminho atual.
		Tentar encontrar novo sucessor. caso de sucesso, responder com novas informações; se não for sucedido, marque o destino como inalcunçável e consulte todos os vizinhos, exceto o sucessor anterior.
sucessor	ativo	

As ações na tabela anterior impactam o intervalo da consulta na rede quando ela descobre quantos roteadores recebem e respondem à consulta antes que a rede convirja na nova topologia. Para ver como essas regras afetam a forma como as consultas são gerenciadas, observe a rede na Figura 13, que é executada em condições normais.

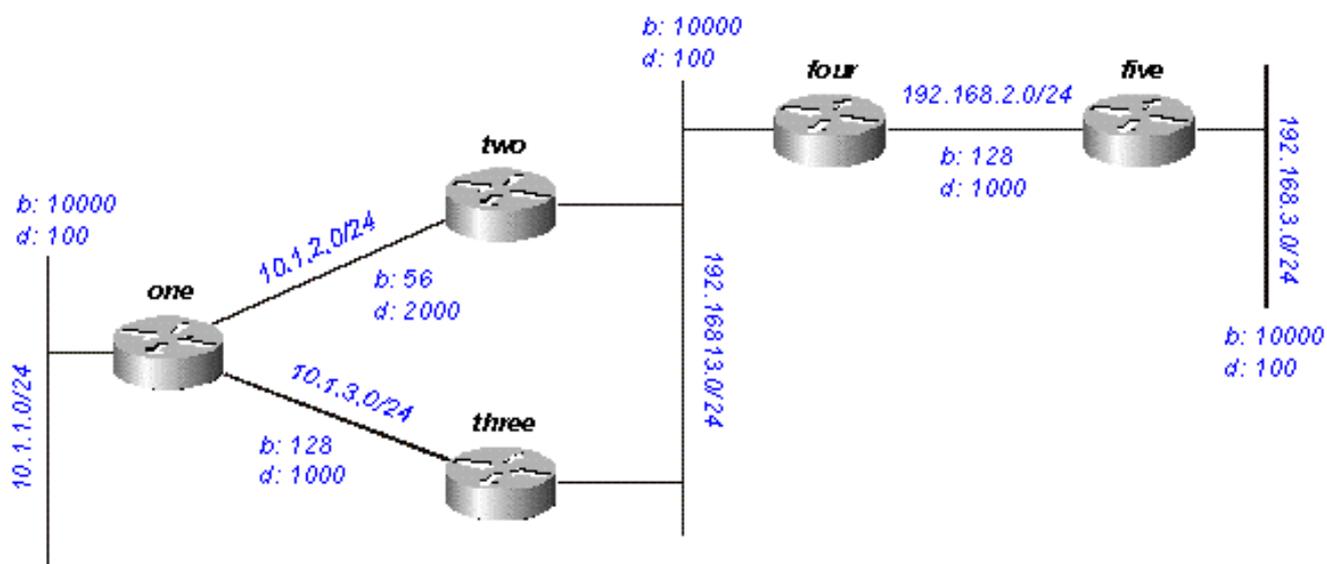


Figura 13

Isso é esperado em relação à rede 192.168.3.0/24 (lado direito):

- O Roteador Um tem dois caminhos para 192.168.3.0/24: pelo Roteador Dois com uma distância de 46533485 e uma distância reportada de 20307200 por meio do roteador três com uma distância de 20563200 e uma distância relatada de 20307200
- O Roteador Um escolhe o caminho por meio do Roteador Três e mantém esse caminho por meio do Roteador Dois, como um sucessor possível.
- Os Roteadores 2 e 3 mostram um caminho para 192.168.3.0/24 até o Roteador 4

Suponha que o 192.168.3.0/24 falhe. A atividade esperada nessa rede é que as Figuras 13a a

13h ilustram o processo.

O roteador cinco marca 192.168.3.0/24 como inacessível e consulta o roteador quatro:

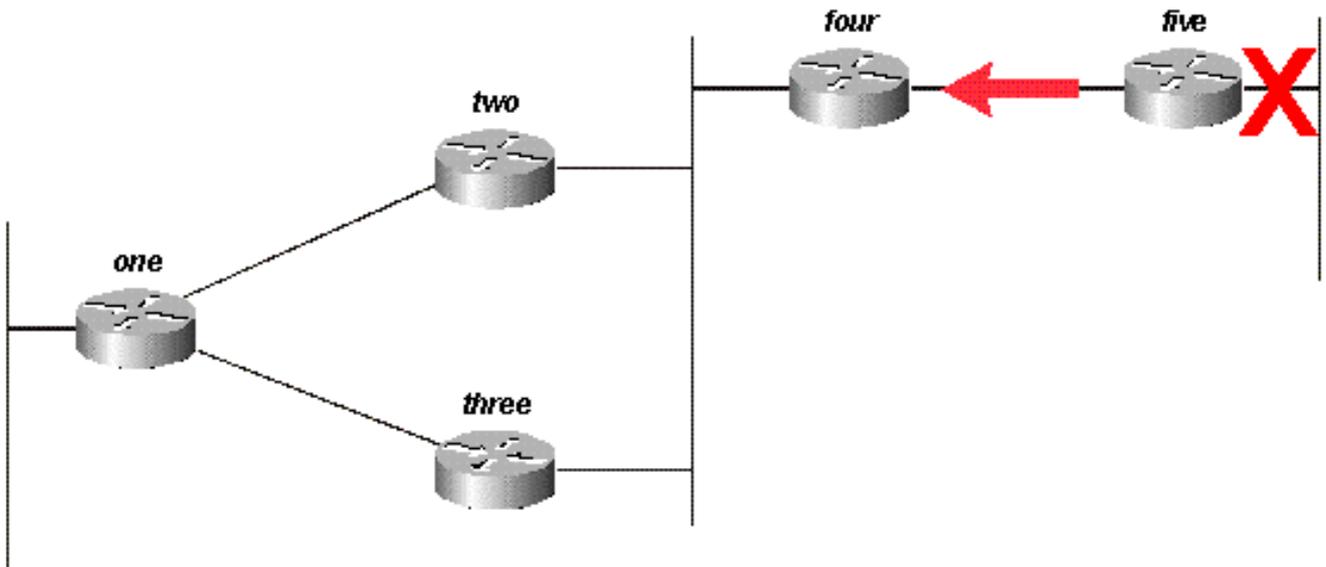


Figura 13a

Quando o Roteador Quatro recebe uma consulta de seu sucessor, ele tenta encontrar um novo sucessor viável para essa rede. Ele não localiza um, portanto marca 192.168.3.0/24 como inalcançável e consulta os Roteadores 2 e 3:

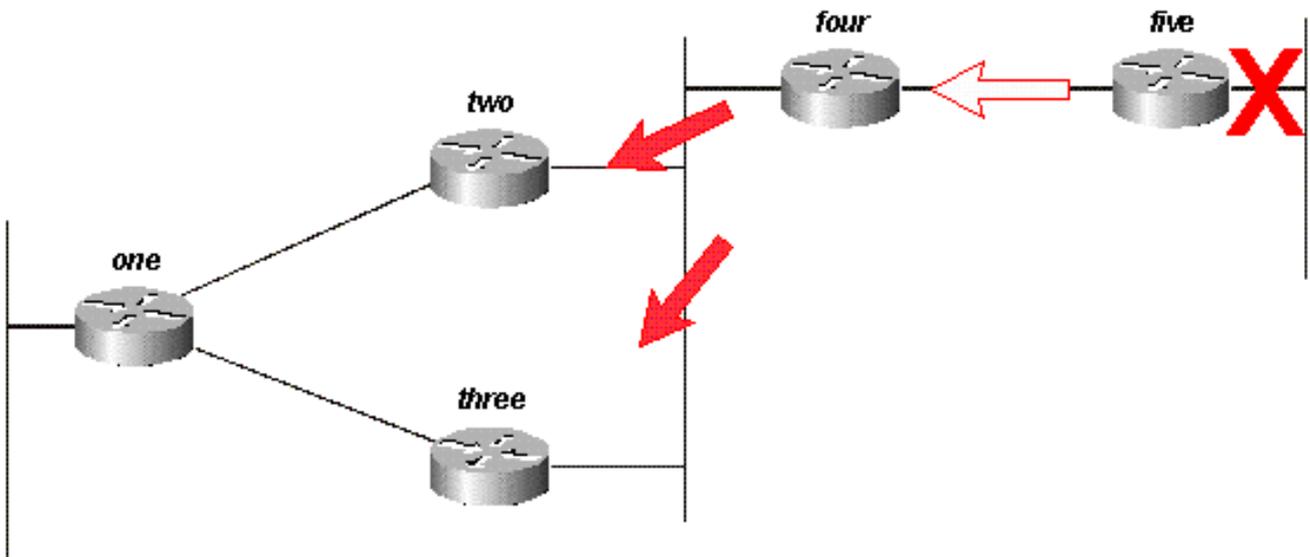


Figura 13b

Os Roteadores 2 e 3, por sua vez, veem que perderam sua única rota viável para 192.168.3.0/24 e a marcam como inalcançável; ambos enviam consultas ao Roteador 1:

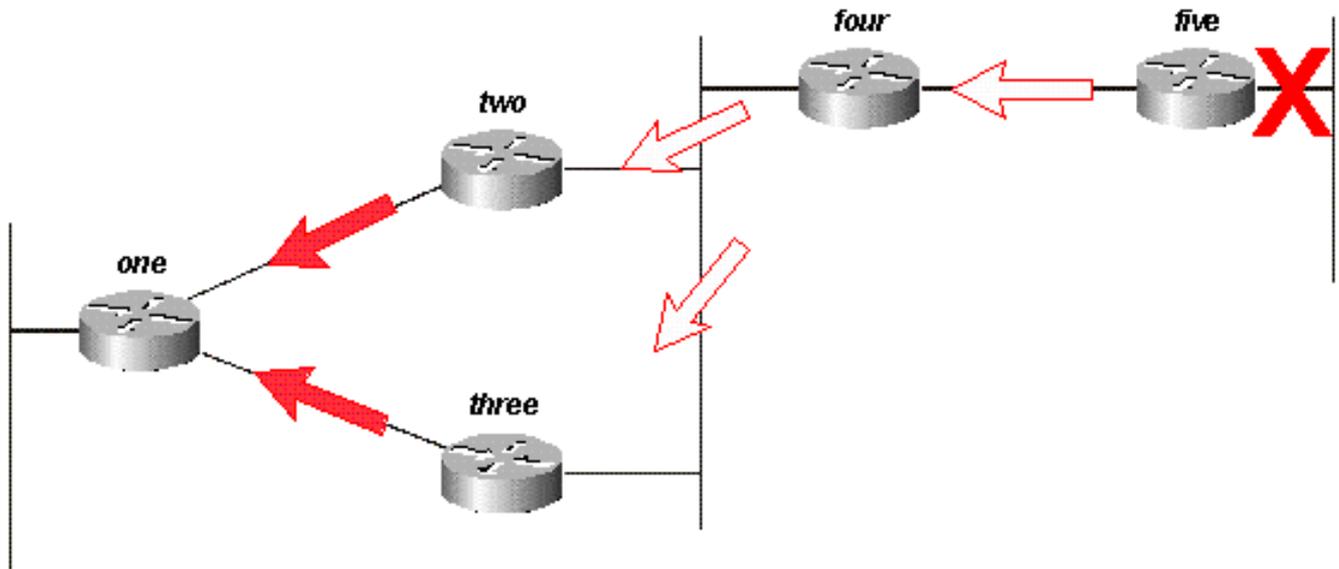


Figura 13c

Suponha que o roteador um receba a consulta do roteador três primeiro e marque a rota como inalcançável. Então, o roteador um recebe a consulta do roteador dois. Embora outra ordem seja possível, todos têm o mesmo resultado final.

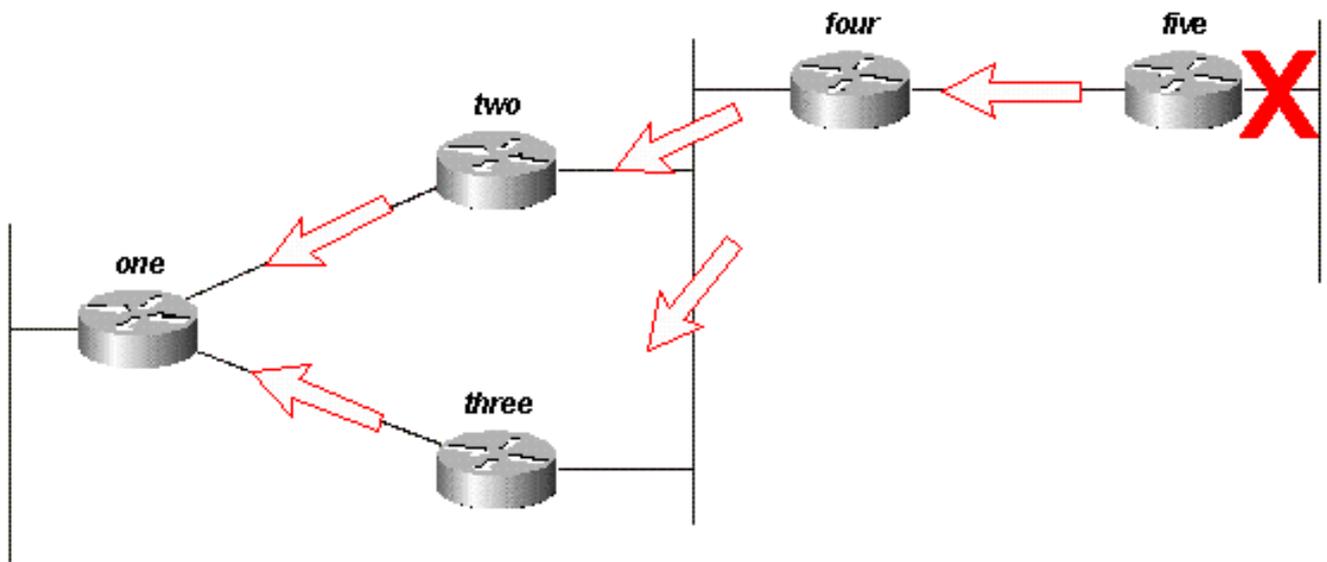


Figura 13d

O Roteador Um responde a ambas as consultas com inalcançáveis; O roteador um é agora passivo para 192.168.3.0/24:

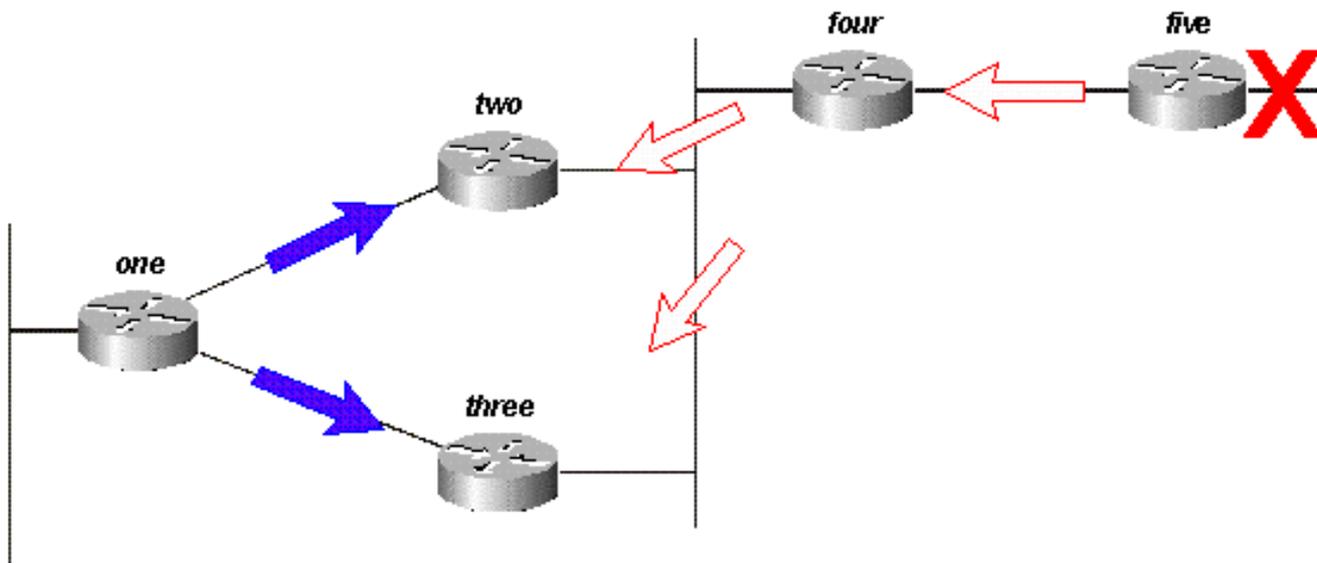


Figura 13e

Os Roteadores 2 e 3 respondem à consulta do Roteador 4; Os roteadores dois e três são agora passivos para 192.168.3.0/24:

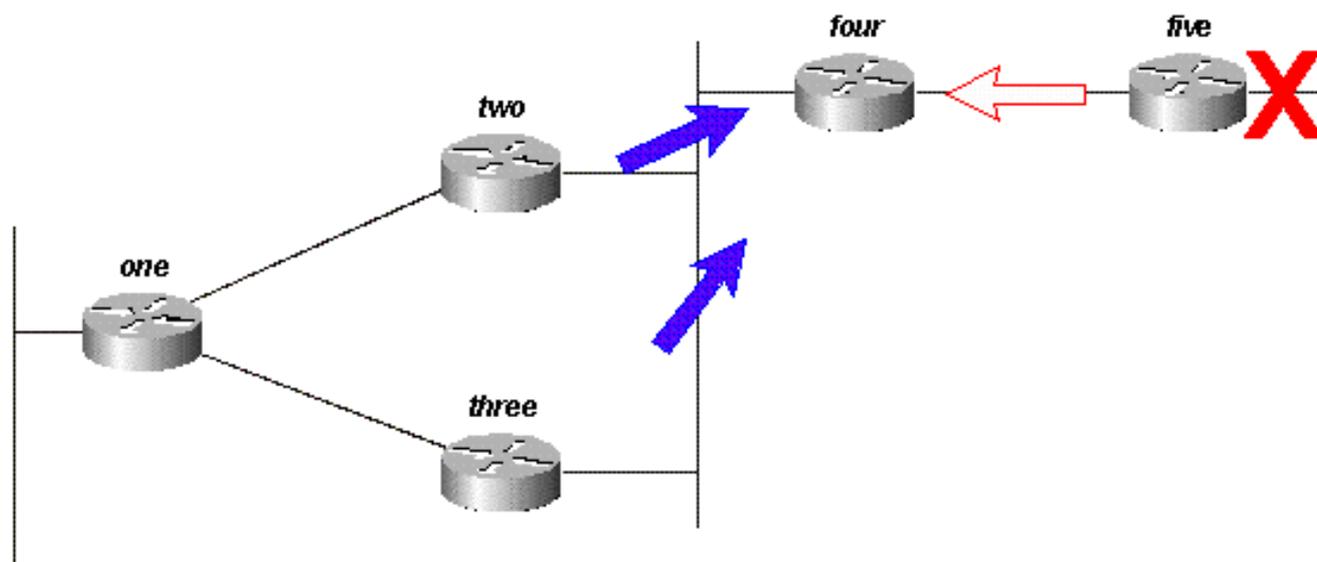


Figura 13f

Quando o Roteador Cinco recebe a resposta do Roteador Quatro, ele remove a rede 192.168.3.0/24 da sua tabela de roteamento; O Roteador Cinco agora é passivo para a rede 192.168.3.0/24. O Roteador Cinco envia atualizações de volta ao Roteador Quatro, de modo que a rota seja removida da topologia e das tabelas de roteamento dos outros roteadores.

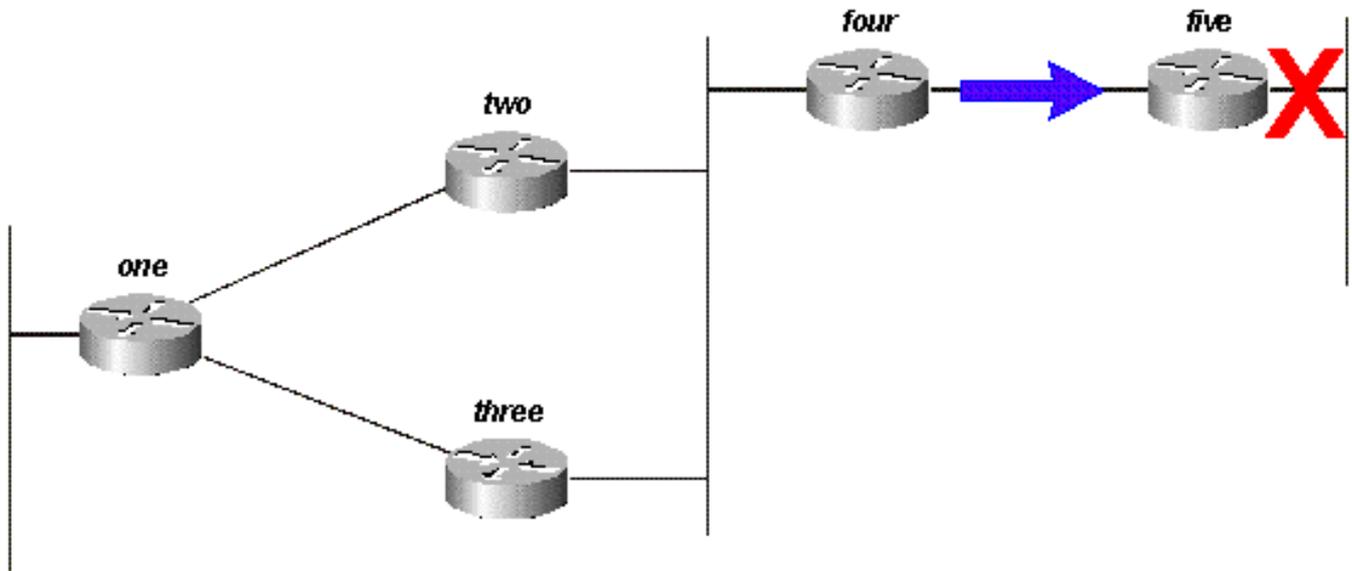


Figura 13g

Embora possa haver outros caminhos de consulta ou ordens a serem processadas, todos os roteadores na rede processam uma consulta para a rede 192.168.3.0/24 quando esse link é desativado. Alguns roteadores podem processar mais de uma consulta (Roteador um neste exemplo). Na verdade, se as consultas alcançassem os roteadores em uma ordem diferente, algumas processariam três ou quatro consultas. Este é um bom exemplo de uma consulta não vinculada em uma rede EIGRP.

Como os pontos de sumarização afetam o intervalo de consulta

Examine os caminhos para 10.1.1.0/24 na mesma rede:

- O Roteador 2 tem uma entrada de tabela de topologia para a rede 10.1.1.0/24 com um custo de 46251885 através do Roteador 1.
- O roteador três tem uma entrada de tabela de topologia para a rede 10.1.1.0/24 com um custo de 20281600 por meio do roteador um.
- O Roteador Quatro tem uma entrada na tabela de topologia para a rede 10.0.0.0/8 (porque os Roteadores Dois e Três se resumem automaticamente no limite principal da rede) através do Roteador Três com uma métrica de 20307200 (a distância informada através do Roteador Dois é maior que a métrica total através do Roteador Três, portanto o caminho através do Roteador Dois não é um sucessor viável).

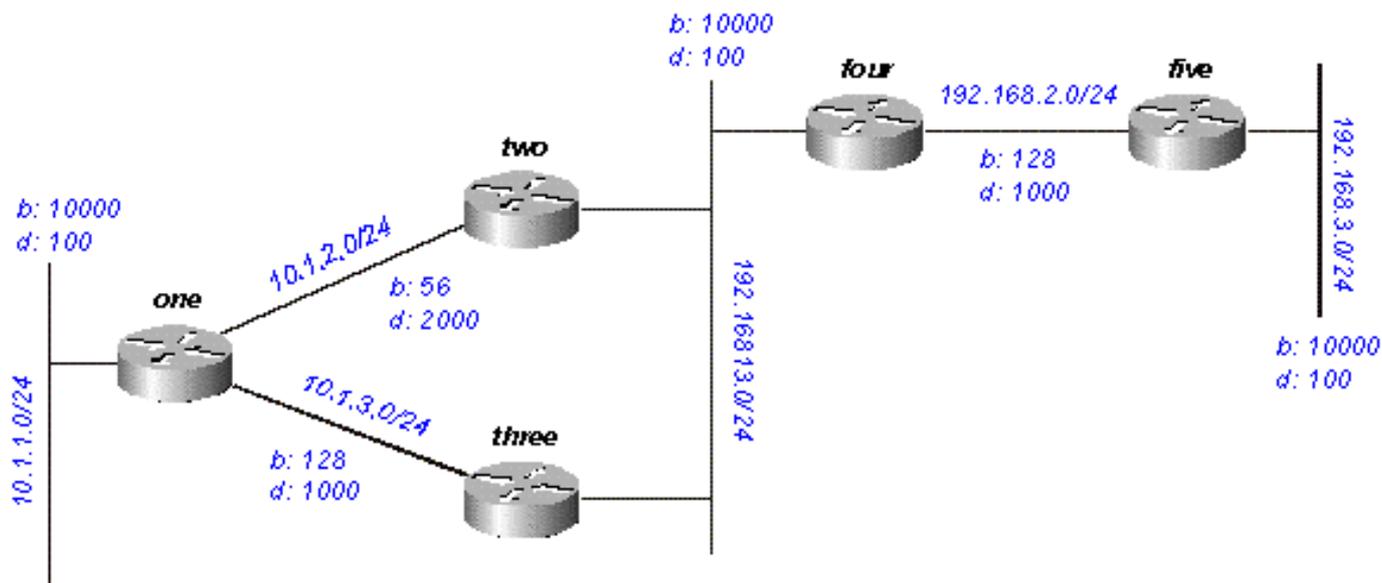


Figura 14

Se o $10.1.1.0/24$ for desativado, o roteador um o marcará como inacessível e, em seguida, consultará cada um de seus vizinhos (roteadores dois e três) por obter um novo caminho para essa rede:

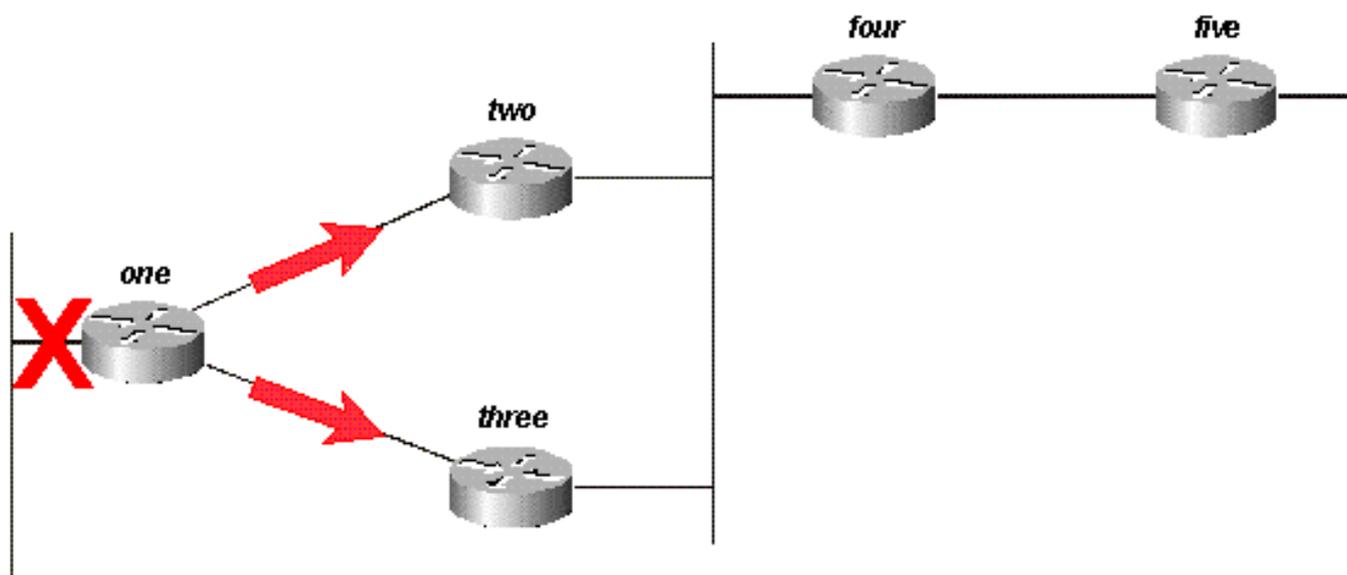


Figura 14a

O Roteador 2, quando recebe a consulta do Roteador 1, marca a rota como inalcançável (porque a consulta é do seu sucessor) e, em seguida, consulta os Roteadores 4 e 3:

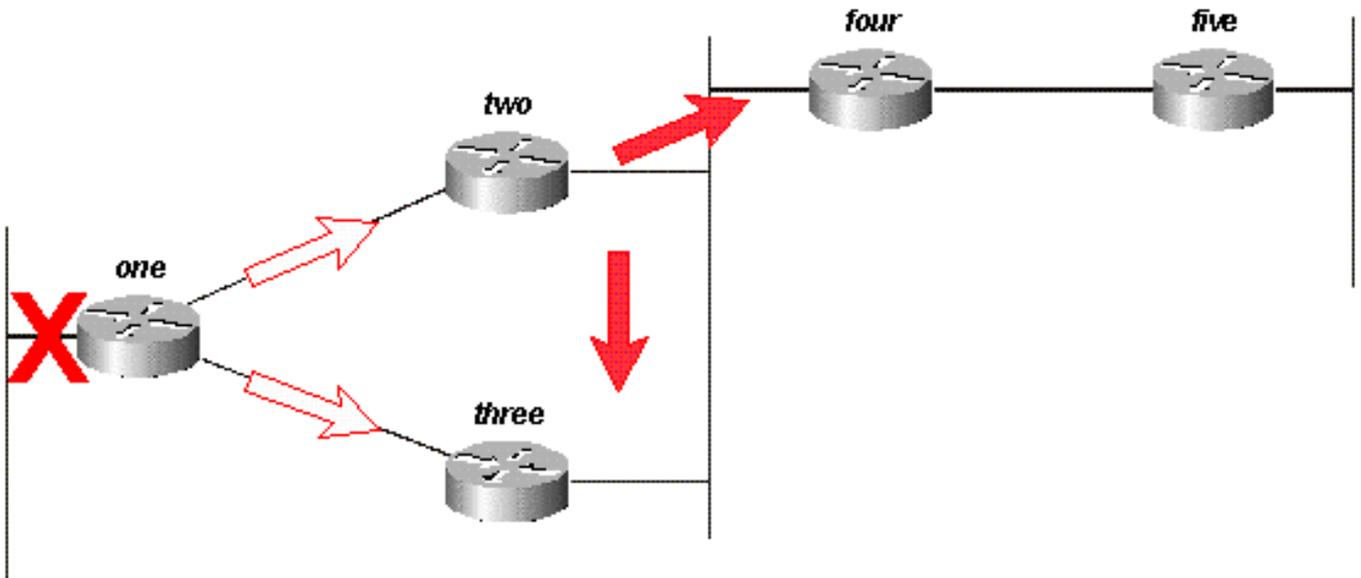


Figura 14b

Ao receber a consulta do roteador um, o roteador três marca o destino como inalcançável e consulta os roteadores dois e quatro:

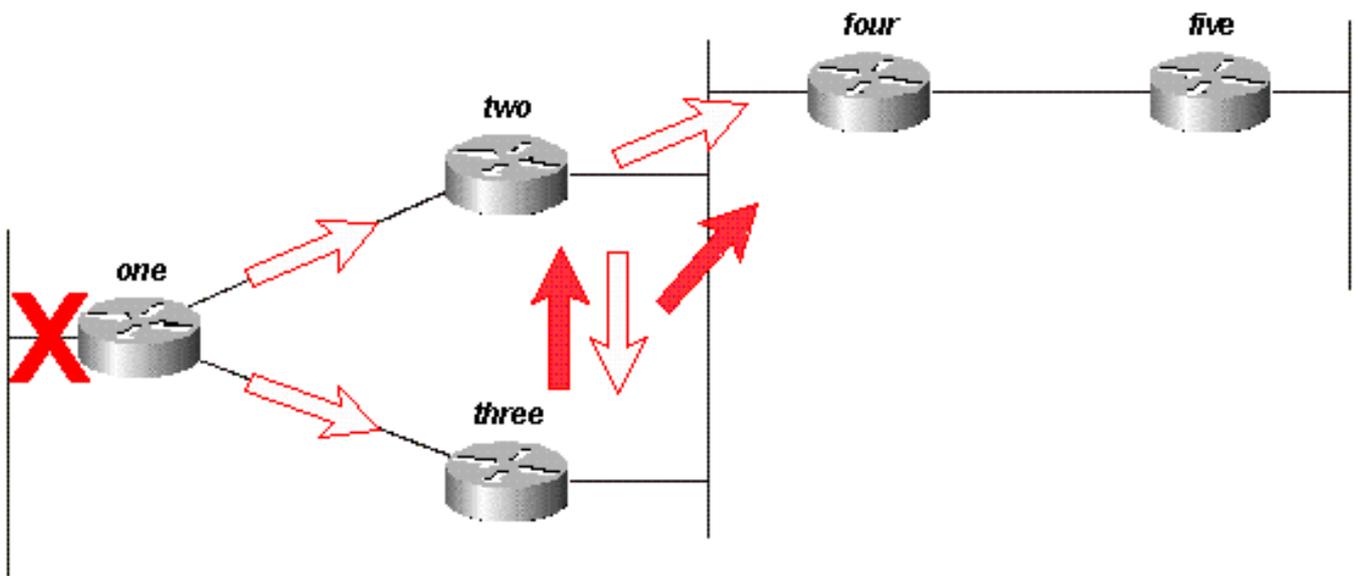


Figura 14c

O Roteador Quatro, quando recebe as consultas dos Roteadores Dois e Três, responde que 10.1.1.0/24 está inalcançável (o Roteador Quatro não tem conhecimento da sub-rede em questão, já que só tem a rota 10.0.0.0/8):

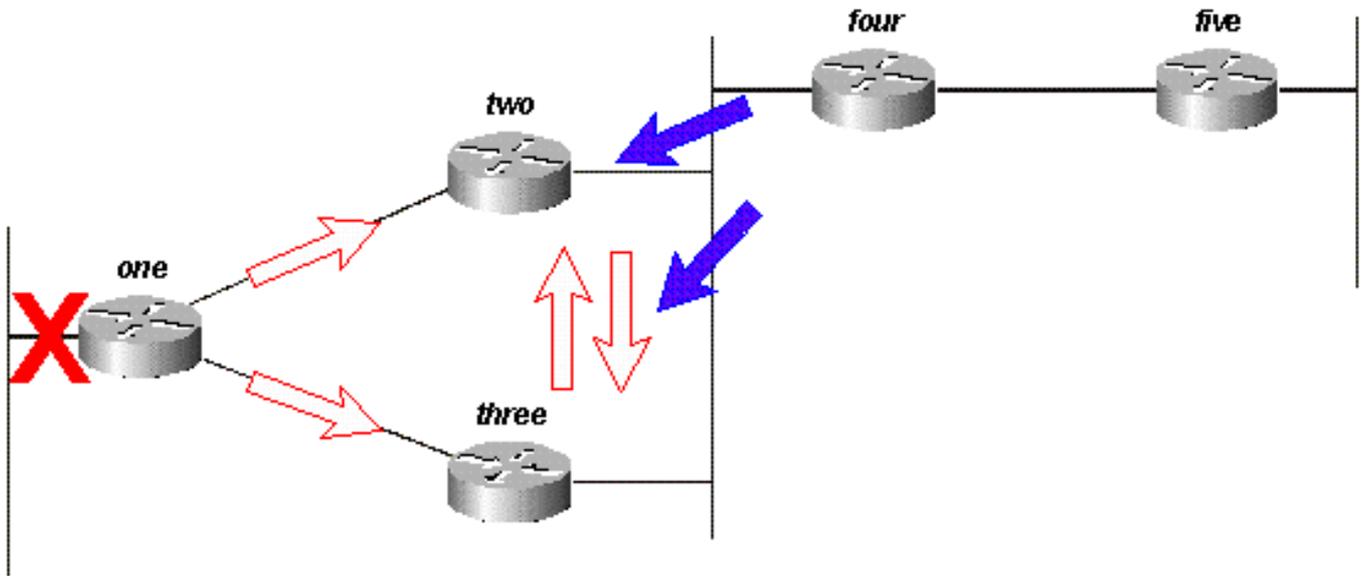


Figura 14d

Os roteadores dois e três respondem um para o outro que 10.1.1.0/24 não pode ser acessado:

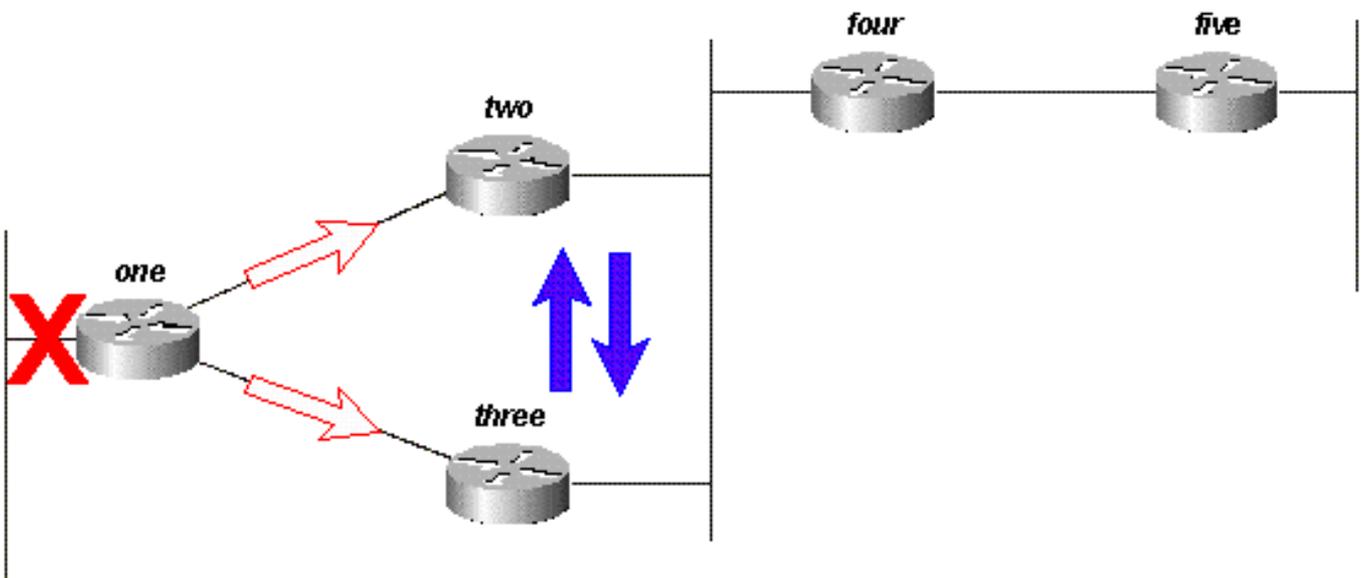


Figura 14e

Como os Roteadores Dois e Três agora não têm consultas pendentes, ambas respondem para o Roteador Um que 10.1.1.0/24 não pode ser alcançado:

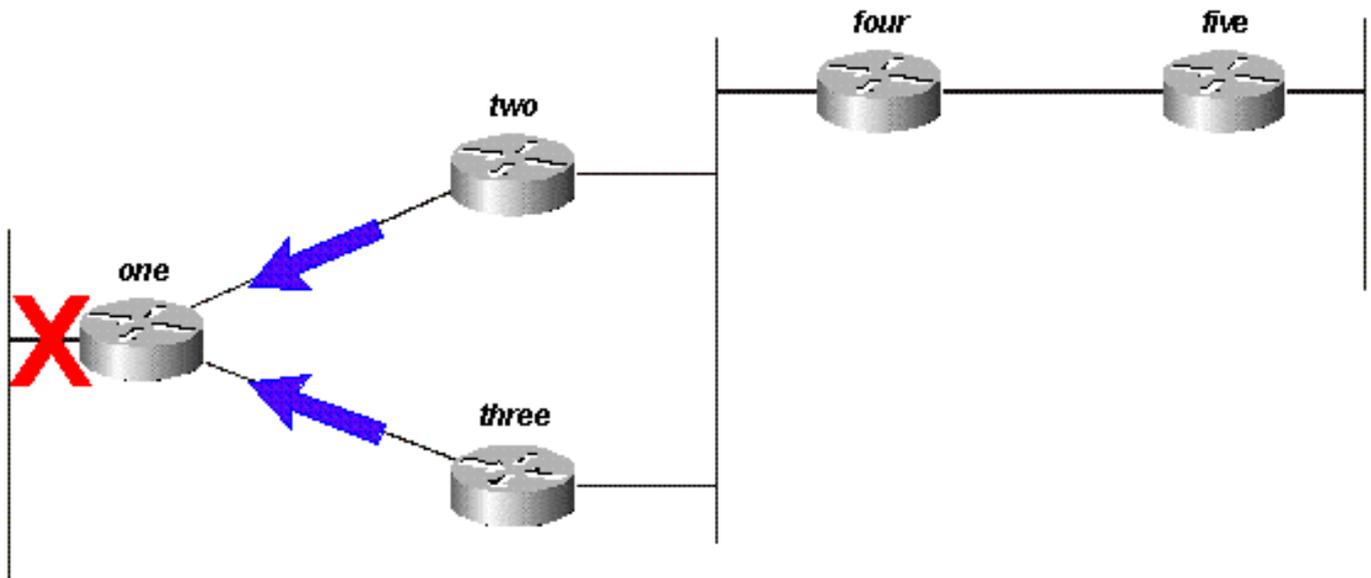


Figura 14f

A consulta, nesse caso, é limitada pela sumarização automática nos Roteadores 2 e 3. O Roteador Cinco não participa do processo de consulta e não está envolvido na reconvergência da rede. As consultas também podem ser ligadas por resumo manual, bordas de sistema autônomo e listas de distribuição.

Como os limites do sistema autônomo afetam o intervalo da consulta

Se um roteador redistribui rotas entre dois sistemas EIGRP autônomos, ele responde à consulta dentro das regras normais do processo e inicia uma nova consulta no outro sistema autônomo. Por exemplo, se o enlace para a rede anexada ao Roteador Três for desativado, o Roteador Três marcará a rota como inalcançável e consultará o roteador dois por um novo caminho:

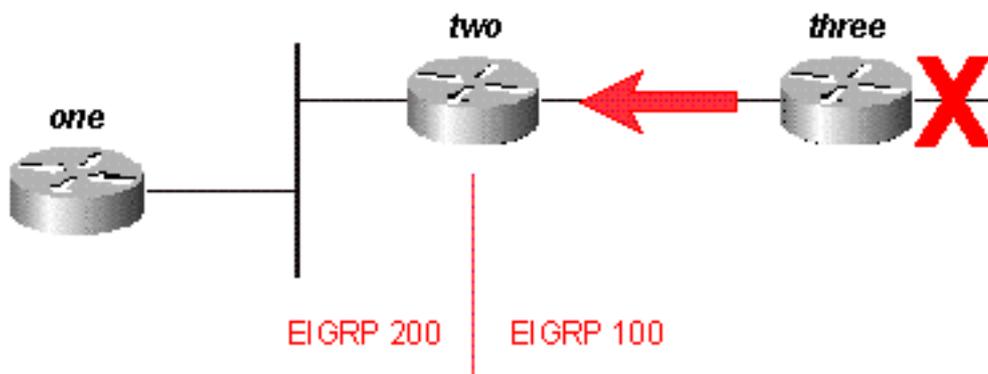


Figura 15a

O Roteador 2 resposta que essa rede não pode ser acessada e ativa uma consulta no sistema autônomo 200 em direção ao Roteador 1. Quando o roteador três recebe a resposta para sua consulta original, ele remove a rota de sua tabela. O roteador Três agora está passivo para esta rede:

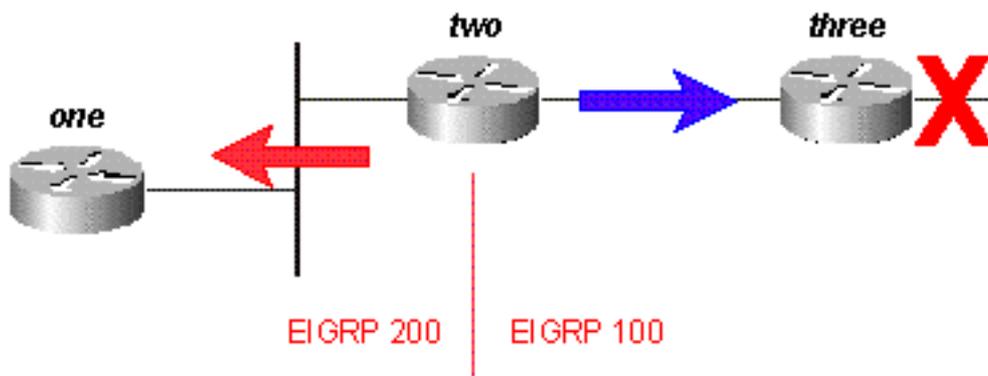


Figura 15b

O Roteador Um responde para o Roteador Dois e a rota fica passiva:

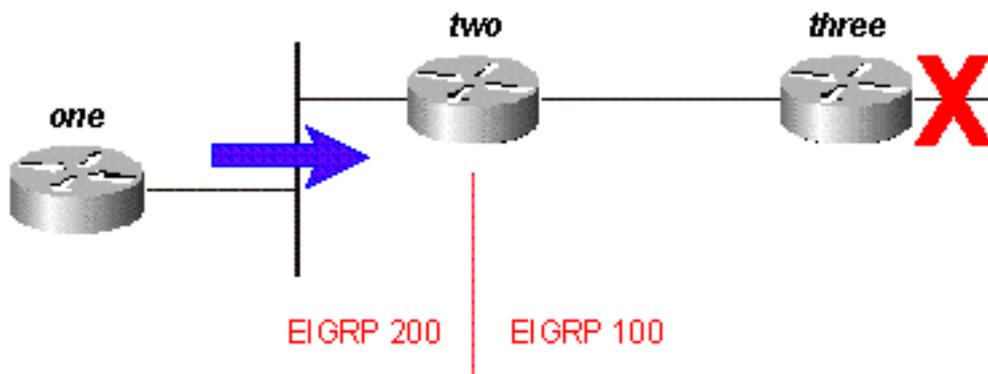


Figura 15c

Embora a consulta original não tenha se propagado por toda a rede (ela foi limitada pelo bordo de sistema autônomo), a consulta original vaza para o segundo sistema autônomo na forma de uma nova consulta. Isso evita problemas de SIA (stuck in active) em uma rede, porque limita o número de roteadores pelos quais uma consulta deve passar antes de ser respondida. No entanto, ele não resolve o problema geral com cada roteador que deve processar a consulta. Esse método pode piorar o problema e impedir a sumarização automática de rotas que, de outra forma, seriam sumarizadas (as rotas externas não são sumarizadas, a menos que haja um componente externo nessa rede principal).

Como as listas de distribuição afetam o intervalo da consulta

Em vez de bloquear a propagação de uma consulta, as listas de distribuição no EIGRP marcam qualquer resposta de consulta como inalcançável. Use a Figura 16 como exemplo.

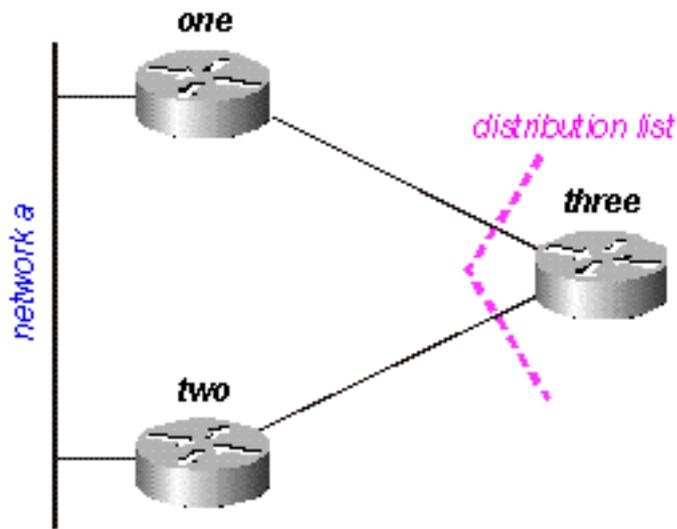


Figura 16

Na figura 16:

- O roteador três tem uma lista distribuída aplicada a suas interfaces seriais que só permite anunciar a rede B.
- Os Roteadores 1 e 2 não sabem que a Rede A é alcançável através do Roteador 3 (o Roteador 3 não é usado como um ponto de trânsito entre os Roteadores 1 e 2).
- O Roteador 3 usa o Roteador 1 como seu caminho preferido para a Rede A e não usa o Roteador 2 como um sucessor viável.

Quando o Roteador 1 perde sua conexão com a Rede A, ele marca a rota como inalcançável e envia uma consulta ao Roteador 3. O roteador três não anuncia um caminho para a rede A devido à lista de distribuição em suas portas seriais.

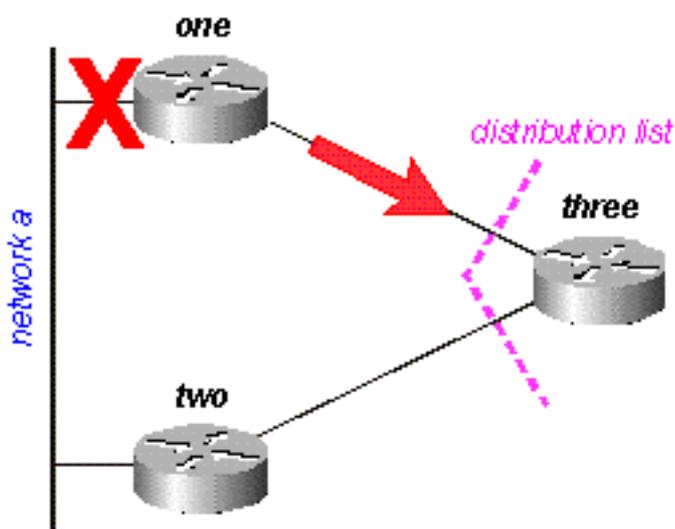


Figura 16a

O roteador três marca a rota como inalcançável e, em seguida, consulta o roteador dois:

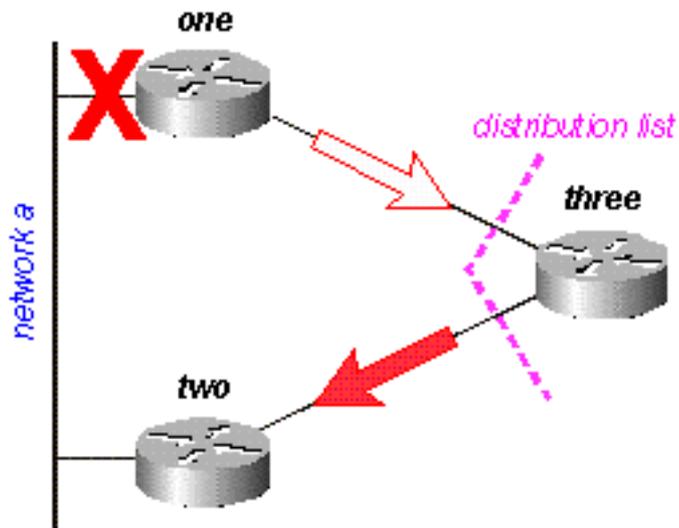


Figura 16b

O Roteador 2 examina sua tabela de topologia e descobre que tem uma conexão válida com a Rede A. A consulta não foi afetada pela lista de distribuição no Roteador Três:

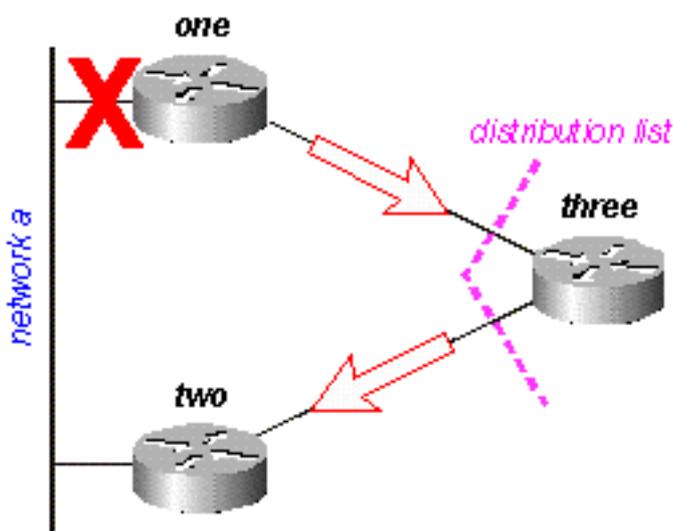


Figura 16c

O Roteador Dois responde que a Rede A é alcançável; O roteador Três agora tem uma rota válida:

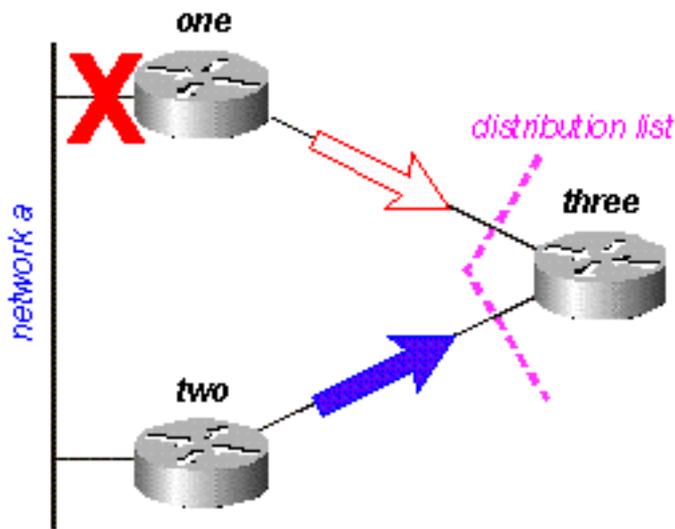


Figura 16d

O Roteador três gera a resposta à consulta do Roteador um, mas a lista de distribuição faz o Roteador três enviar uma resposta de que a rede A está inalcançável, mesmo que o Roteador três tenha uma rota válida para a rede A.

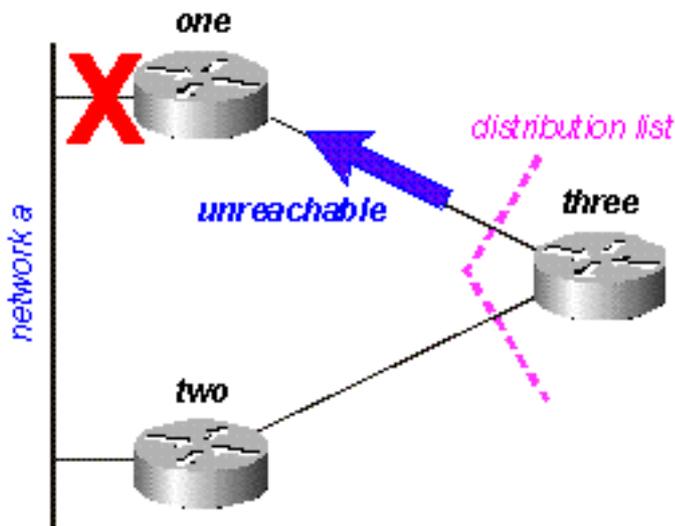


Figura 16e

Gerenciar a velocidade dos pacotes transmitidos

Alguns protocolos de roteamento consomem toda a largura de banda disponível em um link de largura de banda baixa enquanto convergem (adaptam-se a uma alteração na rede). O EIGRP evita esse congestionamento e gerencia a velocidade na qual os pacotes são transmitidos em uma rede; portanto, ele usa apenas uma parte da largura de banda disponível. A configuração padrão do EIGRP é usar até 50% da largura de banda disponível, mas isso pode ser alterado com este comando:

```
router(config-if)#
ip bandwidth-percent eigrp 2?
<1-999999> Maximum bandwidth percentage that EIGRP can use
```

Essencialmente, cada vez que o EIGRP enfileira um pacote para ser transmitido em uma interface, ele usa esta fórmula para determinar quanto tempo esperar antes de enviar o pacote:

```
ip bandwidth-percent eigrp 2
```

- $(8 * 100 * \text{tamanho do pacote em bytes}) / (\text{largura de banda em kbps} * \text{porcentagem da largura de banda})$

Por exemplo, se o EIGRP enfileira um pacote para ser enviado por uma interface serial que tem uma largura de banda de 56k e o pacote tem 512 bytes, o EIGRP aguarda:

- $(8 * 100 * 512 \text{ bytes}) / (56000 \text{ bits por segundo} * 50\% \text{ de largura de banda}) = (8 * 100 * 512) / (56000 * 50) = 409600 / 2800000 = 0,1463 \text{ segundos}$

Isso permite que um pacote (ou grupos de pacotes) de pelo menos 512 bytes transmita nesse link antes que o EIGRP envie seu pacote. O temporizador de ritmo determina quando o pacote é enviado e é expresso em milissegundos. O tempo de pacing para o pacote no exemplo anterior é 0,1463 segundos. Há um campo em **show ip eigrp interface** que exibe o temporizador de ritmo:

```
outer#show ip eigrp interface
IP-EIGRP interfaces for process 2
```

Interface	Peers	Xmit Queue Un/Reliable	Mean SRTT	Pacing Time Un/Reliable	Multicast Flow Timer	Pending Routes
Se0	1	0/0	28	0/15	127	0
Se1	1	0/0	44	0/15	211	0

```
router#
```

O tempo exibido corresponde ao intervalo de espaçamento para a unidade de transmissão máxima (MTU), o maior pacote que pode ser enviado pela interface.

Roteamento Padrão

Há duas maneiras de injetar uma rota padrão no EIGRP: redistribua uma rota estática ou resuma para 0.0.0.0/0. Use o primeiro método quando desejar desenhar todo o tráfego para destinos desconhecidos para uma rota padrão no núcleo da rede. Este método anuncia conexões à Internet. Por exemplo:

```
ip route 0.0.0.0 0.0.0.0 x.x.x.x (next hop to the internet)
!
router eigrp 100
 redistribute static
 default-metric 10000 1 255 1 1500
```

A rota estática redistribuída no EIGRP não precisa ser para a rede 0.0.0.0. Se você usar outra rede, deverá usar o comando **ip default-network** para marcar a rede como uma rede padrão.

Se você resumir, uma rota padrão funciona somente quando você deseja fornecer uma rota padrão a sites remotos. Como os resumos são configurados por interface, você pode usar as listas de distribuição ou outros mecanismos para impedir que a rota padrão se espalhe em direção ao núcleo da rede. Observe que um resumo para 0.0.0.0/0 substitui uma rota padrão aprendida de qualquer outro Routing Protocol. A única maneira de configurar uma rota padrão em

um roteador com esse método é configurar uma rota estática para 0.0.0.0/0. (Comece com o Cisco IOS Software 12.0(4)T e você também pode configurar uma distância administrativa no final do comando **ip summary-address eigrp**, para que o resumo local não substitua a rota 0.0.0.0/0).

```
router eigrp 100
 network 10.0.0.0
!
interface serial 0
 encapsulation frame-relay
 no ip address
!
interface serial 0.1 point-to-point
 ip address 10.1.1.1
 frame-relay interface-dlci 10
 ip summary-address eigrp 100 0.0.0.0 0.0.0.0
```

Balanceamento de carga

O EIGRP coloca até quatro rotas de custo igual na tabela de roteamento, que o roteador faz o balanceamento de carga. O tipo de balanceamento de carga (por pacote ou por destino) depende do tipo de switching que é feito no roteador. O EIGRP, no entanto, também pode balancear a carga em links de custo desiguais.

Note: Com **max-paths**, você pode configurar o EIGRP para usar até seis rotas de custo igual.

Se houver quatro caminhos para um determinado destino e as métricas para esses caminhos forem:

- caminho 1: 1100
- caminho 2: 1100
- caminho 3: 2000
- caminho 4: 4000

O roteador, por padrão, coloca tráfego nos caminhos 1 e 2. Com o EIGRP, você pode usar o comando **variance** para instruir o roteador a também colocar tráfego nos caminhos 3 e 4. A variância é um multiplicador: o tráfego é colocado em qualquer link que tenha uma métrica inferior ao melhor caminho multiplicado pela variação. Para balancear a carga nos caminhos 1, 2 e 3, use a variação 2, pois $1100 \times 2 = 2200$, que é maior que a métrica no caminho 3. Da mesma forma, para adicionar também o caminho 4, emita a variação 4 sob o comando **router eigrp**. Consulte [Como o balanceamento de carga de caminho de custo desigual \(variação\) funciona no IGRP e no EIGRP?](#) para obter mais informações.

Como o roteador divide o tráfego entre esses caminhos? Ele divide a métrica por cada caminho na maior métrica, arredonda para baixo até o inteiro mais próximo e usa esse número como a contagem de compartilhamento de tráfego.

```
router#show ip route 10.1.4.0
Routing entry for 10.1.4.0/24
  Known via "igrp 100", distance 100, metric 12001
  Redistributing via igrp 100, eigrp 100
  Advertised by igrp 100 (self originated)
    eigrp 100
```

```
Last update from 10.1.2.2 on Serial1, 00:00:42 ago
Routing Descriptor Blocks:
* 10.1.2.2, from 10.1.2.2, 00:00:42 ago, via Serial1
  Route metric is 12001, traffic share count is 1
  Total delay is 20010 microseconds, minimum bandwidth is 1000 Kbit
  Reliability 1/255, minimum MTU 1 bytes
  Loading 1/255, Hops 0
```

Para este exemplo, as contagens de compartilhamento de tráfego são:

- para os caminhos 1 e 2: $4000/1100 = 3$
- para o caminho 3: $4000/2000 = 2$
- para o caminho 4: $4000/4000 = 1$

O roteador envia os três primeiros pacotes pelo caminho 1, os três pacotes seguintes pelo caminho 2, os dois pacotes seguintes pelo caminho 3 e o pacote seguinte pelo caminho 4. O roteador reinicia quando envia os três pacotes seguintes pelo caminho 1 e continua esse padrão.

Note: Mesmo com a variação configurada, o EIGRP não enviará tráfego por um caminho de custo desigual se a distância relatada for maior que a distância viável para essa rota específica. Consulte a seção Distância factível, distância informada e sucessor possível para obter mais informações.

Usar as métricas

Ao configurar inicialmente o EIGRP, lembre-se destas duas regras básicas se tentar influenciar as métricas do EIGRP:

- A largura de banda deve sempre ser definida como a largura de banda real da interface; links seriais multiponto e outras situações de velocidade de mídia incompatível são as exceções a esta regra.
- O atraso deve sempre ser usado para influenciar as decisões de roteamento do EIGRP.

Como o EIGRP usa a largura de banda da interface para determinar a taxa na qual enviar pacotes, é importante que eles sejam definidos corretamente. Se for necessário influenciar o caminho escolhido pelo EIGRP, sempre use o atraso para fazê-lo.

Em larguras de banda menores, a largura de banda tem mais influência sobre a métrica total; em larguras de banda mais altas, o atraso tem mais influência sobre a métrica total.

Usar marcas administrativas na redistribuição

As marcas administrativas externas podem quebrar a redistribuição de loops de roteamento entre o EIGRP e outros protocolos. Se você marcar a rota quando ela for redistribuída no EIGRP, você poderá bloquear a redistribuição do EIGRP no protocolo externo. Não é possível modificar a distância administrativa para um gateway padrão que foi aprendido de uma rota externa porque, no EIGRP, a modificação da distância administrativa só se aplica a rotas internas. Para elevar a métrica, use um mapa de rota com lista de prefixo; não altere a distância administrativa. Um exemplo básico para configurar essas tags é apresentado a seguir, mas este exemplo não mostra a configuração inteira usada para quebrar os loops de redistribuição.

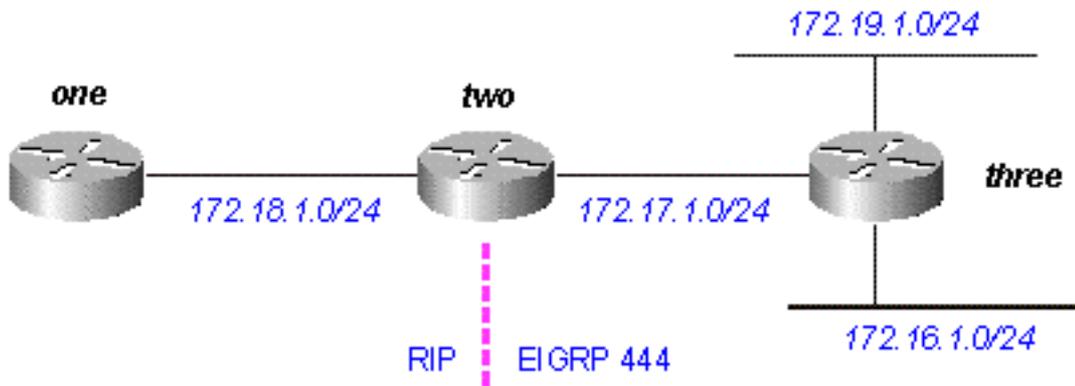


Figura 17

O Roteador Três, que redistribui rotas conectadas no EIGRP, mostra:

```
three#show run
```

```
....
```

```
interface Loopback0
 ip address 172.19.1.1 255.255.255.0
!
interface Ethernet0
 ip address 172.16.1.1 255.255.255.0
 loopback
 no keepalive
!
interface Serial0
 ip address 172.17.1.1 255.255.255.0
```

```
....
```

```
router eigrp 444
 redistribute connected route-map foo
 network 172.17.0.0
 default-metric 10000 1 255 1 1500
```

```
....
```

```
access-list 10 permit 172.19.0.0 0.0.255.255
route-map foo permit 10
 match ip address 10
 set tag 1
```

```
....
```

```
three#show ip eigrp topo
```

```
IP-EIGRP Topology Table for process 444
```

```
Codes: P - Passive, A - Active, U - Update, Q - Query, R - Reply,
       r - Reply status
```

```
P 172.17.1.0/24, 1 successors, FD is 2169856
   via Connected, Serial0
   via Redistributed (2169856/0)
```

```
P 172.16.1.0/24, 1 successors, FD is 281600
    via Redistributed (281600/0)
P 172.19.1.0/24, 1 successors, FD is 128256, tag is 1
    via Redistributed (128256/0)
```

O Roteador Dois, que redistribui rotas do EIGRP no RIP, mostra:

```
two#show run
```

```
....

interface Serial0
 ip address 172.17.1.2 255.255.255.0
!
interface Serial1
 ip address 172.18.1.3 255.255.255.0

....

router eigrp 444
 network 172.17.0.0
!
router rip
 redistribute eigrp 444 route-map foo
 network 10.0.0.0
 network 172.18.0.0
 default-metric 1
!
no ip classless
ip route 10.10.10.10 255.255.255.255 Serial0
route-map foo deny 10
 match tag 1
!
route-map foo permit 20

....
```

```
two#show ip eigrp topo
```

```
IP-EIGRP Topology Table for process 444
```

```
Codes: P - Passive, A - Active, U - Update, Q - Query, R - Reply,
       r - Reply status
```

```
P 172.17.1.0/24, 1 successors, FD is 2169856
    via Connected, Serial0
P 172.16.1.0/24, 1 successors, FD is 2195456
    via 172.17.1.1 (2195456/281600), Serial0
P 172.19.1.0/24, 1 successors, FD is 2297856, tag is 1
    via 172.17.1.1 (2297856/128256), Serial0
```

Observe a tag 1 em 172.19.1.0/24.

O Roteador Um, que recebe as rotas RIP redistribuídas pelo Roteador 2, mostra:

```
one#show run
```

```
....

interface Serial0
 ip address 172.18.1.2 255.255.255.0
 no fair-queue
 clockrate 1000000
```

```
router rip
network 172.18.0.0
```

....

```
one#show ip route
```

Gateway of last resort is not set

```
R    172.16.0.0/16 [120/1] via 172.18.1.3, 00:00:15, Serial0
R    172.17.0.0/16 [120/1] via 172.18.1.3, 00:00:15, Serial0
     172.18.0.0/24 is subnetted, 1 subnets
C     172.18.1.0 is directly connected, Serial0
```

Observe que 172.19.1.0/24 foi removido.

Entender a Saída do Comando EIGRP

show ip eigrp traffic

Este comando é usado para exibir informações sobre as configurações nomeadas do EIGRP e as configurações do sistema autônomo (AS) do EIGRP. A saída desse comando mostra as informações que foram trocadas entre o roteador EIGRP adjacente. Uma explicação de cada campo de saída segue a tabela.

show ip eigrp traffic

```
EIGRP-IPv4 Traffic Statistics for AS (11)
Hellos sent/received: 1927/1930
Updates sent/received: 20/39
Queries sent/received: 10/18
Replies sent/received: 18/16
Acks sent/received: 66/41
SIA-Queries sent/received: 0/0
SIA-Replies sent/received: 0/0
Hello Process ID: 270
PDM Process ID: 251
Socket Queue: 0/2000/1/0 (current/max/highest/drops)
Input Queue: 0/2000/1/0 (current/max/highest/drops)
```

Explicações de configuração

- **Hello sent/received** mostra o número de pacotes hello enviados e recebidos (**sent - 1927/received - 1930**).
- **Atualizações enviadas/recebidas** exibe o número de pacotes de atualização enviados e recebidos (**enviados-20/recebidos-39**).
- **Consultas enviadas/recebidas** significa o número de pacotes de consulta enviados e recebidos (**enviados-10/recebidos-18**).
- **Respostas enviadas/recebidas** mostra o número de pacotes de resposta enviados e

recebidos (**enviados-18/recebidos-16**).

- **Acks sent/received** representa o número de pacotes de confirmação enviados e recebidos (**sent-66/received-41**).
- **Consultas SIA enviadas/recebidas** significam o número de pacotes de consulta ativos travados enviados e recebidos (**sent-0/received-0**).
- **Respostas SIA enviadas/recebidas** exibe o número de pacotes de resposta travados em ativos enviados e recebidos (**sent-0/received-0**).
- **O ID do processo Hello** é o identificador do processo Hello (**270**).
- **PDM Process ID** significa protocol-dependent module Cisco IOS process identifier (**251**).
- **Fila de Soquete** exibe os contadores da fila de soquete do Processo de Hello do IP para EIGRP (**current-0/max-2000/high-1/drops-0**).
- **A Fila de Entrada** mostra o Processo de Hello do EIGRP para contadores de fila de soquete PDM do EIGRP (**current-0/max-2000/high-1/drops-0**).

show ip eigrp topology

Esse comando exibe apenas sucessores viáveis. Para exibir todas as entradas na tabela de topologia, use o comando show ip eigrp topology all-links. Uma explicação de cada campo de saída segue a tabela.3+

show ip eigrp topology

```
Codes: P - Passive, A - Active, U - Update, Q - Query, R - Reply,
       r - Reply status
```

```
A 10.2.4.0/24, 0 successors, FD is 512640000, tag is 0x0, Q
```

```
    1 replies, active 00:00:01, query-origin: Local origin
```

```
        via 10.1.2.2 (Infinity/Infinity), r, Q, Serial1
```

```
    Remaining replies:
```

```
        via 10.1.1.2, r, Serial0
```

```
P 10.3.9.0/24, 1 successors, FD is 512640000, U
```

```
    * via 10.1.2.2 (512640000/128256), Serial1
```

Explicações de configuração

- **A significa ativo.** Isso também pode mostrar um P, que significa passivo.
- **10.2.4.0/24** é o destino ou a máscara.
- **0 sucessores** mostra quantos sucessores (ou caminhos) estão disponíveis para este destino; se sucessores forem capitalizados, a rota está em transição.
- **FD is 512640000** mostra a distância viável, que é a melhor métrica para alcançar esse destino ou a melhor métrica conhecida quando a rota ficou ativa.
- **tag is 0x0** pode ser definida e/ou filtrada com mapas de rotas com os comandos **set tag** e **match tag**.
- **Q significa que uma consulta está pendente.** Esse campo também pode ser: U, o que significa que a atualização está pendente; ou R, que significa que uma resposta está

pendente.

- **1 replies** mostra o número de respostas pendentes.
- **active 00:00:01** exibe a extensão desta rota quando ativa.
- **origem da consulta: Origem local** mostra que esta rota originou a consulta. Este campo também pode ter Origens Múltiplas, o que significa que vários vizinhos enviaram consultas neste destino, mas não no sucessor; ou Origem do sucessor, que significa que o sucessor originou a consulta.
- **via 10.1.2.2** mostra que essa rota foi aprendida de um vizinho cujo endereço IP é 10.1.2.2. Esse campo também pode ser: Conectado, se a rede estiver diretamente conectada a esse roteador; Redistribuída, se essa rota for redistribuída no EIGRP nesse roteador; ou Sumário, se for uma rota sumária gerada neste roteador.
- **(Infinity/Infinity)** mostra a métrica para alcançar esse caminho através desse vizinho no primeiro campo e a distância relatada através desse vizinho no segundo campo.
- **r** mostra que esse vizinho foi consultado e espera por uma resposta.
- **Q** é o sinalizador de envio para esta rota, o que significa que há uma consulta pendente. Este campo também pode ser U, o que significa que a atualização está pendente; ou R, que significa que uma resposta está pendente.
- **Serial1** é a interface pela qual é possível alcançar esse vizinho.
- **Via 10.1.1.2** mostra que o vizinho foi consultado e espera uma resposta.
- **r** mostra que esse vizinho foi consultado sobre a rota e ainda não recebeu uma resposta.
- **Serial0** é a interface através da qual este vizinho fica acessível.
- **Através de 10.1.2.2 (512640000/128256), Serial1** mostra que essa rota é usada (indica qual caminho o próximo caminho/destino toma quando há várias rotas de custo igual).

show ip eigrp topology <rede>

Esse comando exibe todas as entradas da tabela de topologia desse destino, e não apenas os sucessores possíveis. Uma explicação de cada campo de saída segue a tabela.

show ip eigrp topology network

```

IP-EIGRP topology entry for 20.0.0.0/8
  State is Passive, Query origin flag is 1, 2 Successor(s), FD is 307200
  Routing Descriptor Blocks:
  10.1.1.2 (Ethernet1), from 10.1.1.2, Send flag is 0x0
    Composite metric is (307200/281600), Route is Internal
    Vector metric:
      Minimum bandwidth is 10000 Kbit
      Total delay is 2000 microseconds
      Reliability is 0/255
      Load is 1/255
      Minimum MTU is 1500
      Hop count is 2
  10.1.2.2 (Ethernet0), from 10.1.2.2, Send flag is 0x0
    Composite metric is (307200/281600), Route is Internal
    Vector metric:
      Minimum bandwidth is 10000 Kbit
      Total delay is 2000 microseconds
      Reliability is 0/255
      Load is 1/255
      Minimum MTU is 1500
      Hop count is 2

```

Explicações de configuração

- **Estado é Passivo** significa que a rede está em estado passivo ou, em outras palavras, não procura um caminho para essa rede. As rotas quase sempre estão em estado passivo nas redes estáveis. **O flag de origem de consulta é 1. Se essa rota estiver ativa, esse campo oferecerá informações sobre quem originou a consulta.** 0: Essa rota está ativa, mas nenhuma consulta foi originada para ela (ela procura um sucessor viável localmente). 1: Esse roteador originou a consulta dessa rota (ou a rota é passiva). 2: Vários cálculos de difusão para esta consulta. Este roteador recebeu mais de uma consulta de mais de uma origem sobre esta rota. 3: O roteador que aprendeu o caminho para essa rede e agora consulta outra rota. 4: Várias origens de consulta para essa rota, que inclui esse roteador. Isso é semelhante a 2, mas também significa que há uma string de origem de consulta que descreve as consultas pendentes para esse caminho.
- **2 Sucessor(es)** significa que há dois caminhos viáveis para essa rede.
- **O FD é 307200 e mostra a melhor métrica atual para essa rede.** Se a rota estiver ativa, isso mostra a métrica do caminho usado anteriormente para rotear pacotes para essa rede.
- **Blocos do descritor de roteamento** Cada uma dessas entradas descreve um caminho para a rede. **O 10.1.1.2 (Ethernet1) é o próximo salto para a rede e a interface que o próximo salto atingiu.** **de 10.1.2.2 é a origem dessas informações de caminho.** **Indicador de envio é: 0x0:** Se houver pacotes que precisam ser enviados em relação a essa entrada, isso indica o tipo de pacote. **0x1:** Este roteador recebeu uma consulta para esta rede e precisa enviar uma resposta unicast. **0x2:** Essa rota está ativa e uma consulta multicast deve ser enviada. **0x3:** Essa rota foi alterada e uma atualização multicast deve ser enviada.
- **A métrica composta é (307200/281600) e mostra o total dos custos calculados da rede.** O primeiro número entre parênteses é o custo total para a rede através desse caminho,

juntamente com o custo para o próximo salto. O segundo número no parênteses é a distância relatada ou, em outras palavras, o custo que o roteador de próximo salto utiliza.

- **Route is Internal** significa que a rota foi originada dentro do AS (Sistema autônomo) do EIGRP. Se a rota foi redistribuída nesse EIGRP AS, esse campo indica que a rota é Externa.
- **A métrica de vetor** mostra as métricas individuais usadas pelo EIGRP para calcular o custo de uma rede. O EIGRP não propaga informações de custo total através da rede; as métricas de vetor são propagadas e cada roteador calcula o custo e a distância reportada individualmente. **A largura de banda mínima de 10000 Kbits é a largura de banda mais baixa no caminho para essa rede. Total delay is 2000 microseconds** mostra a soma dos retardos no caminho dessa rede.
- **A confiabilidade é 0/255** mostra um fator de confiabilidade. Esse número é calculado dinamicamente, mas não é usado por padrão em cálculos métricos.
- **Load is 1/255** indica a quantidade de carga que o link está carregando. Esse número é calculado dinamicamente e não é usado por padrão quando o EIGRP calcula o custo para usar esse caminho.
- **Minimum MTU is 1500 (MTU mínimo é 1500)** Este campo não é usado em cálculos métricos. **A contagem de saltos é 2** Isso não é usado em cálculos de métrica, mas limita o tamanho máximo de um AS EIGRP. O número máximo de saltos que o EIGRP aceita é 100 por padrão, embora o máximo possa ser configurado para 220 com saltos máximos de métrica.

Se a rota for externa, essas informações serão incluídas. Uma explicação de cada campo de saída segue a tabela.

Rota externa

External data:

```
Originating router is 10.1.2.2
AS number of route is 0
External protocol is Static, external metric is 0
Administrator tag is 0 (0x00000000)
```

Explicações de configuração

- O roteador de origem mostra que é o roteador que injetou a rota no EIGRP AS.
- O AS externo mostra de que sistema autônomo (se existir) veio esta rota.
- O protocolo externo mostra o protocolo de onde esta rota veio (se houver um).
- **external metric** mostra a métrica interna no protocolo externo.
- A **tag do administrador** pode ser definida e/ou filtrada com mapas de rotas com os comandos **set tag** e **match tag**.

show ip eigrp topology [ativo | pendente | sucessores a zero]

Mesmo formato de resultado do comando `show ip eigrp topology`, mas também contém uma parte da tabela de topologias.

show ip eigrp topology all-links

O mesmo formato de saída como show ip eigrp topology, mas também mostra preferencialmente todos os enlaces na tabela de topologia e não apenas possíveis sucessores.

Informações Relacionadas

- [Página de Suporte do IP Routing](#)
- [Suporte Técnico e Documentação - Cisco Systems](#)

Sobre esta tradução

A Cisco traduziu este documento com a ajuda de tecnologias de tradução automática e humana para oferecer conteúdo de suporte aos seus usuários no seu próprio idioma, independentemente da localização.

Observe que mesmo a melhor tradução automática não será tão precisa quanto as realizadas por um tradutor profissional.

A Cisco Systems, Inc. não se responsabiliza pela precisão destas traduções e recomenda que o documento original em inglês ([link fornecido](#)) seja sempre consultado.