

表中。
最常见

第2章
接收后

F 发布
0/24。

例 3-111 show ip route 的输出证明 OSPF 工作正常, R1 正接收路由 131.108.6.0/24

```
R1#show ip route 131.108.6.0
Routing entry for 131.108.6.0/24
  Known via "ospf 1", distance 110, metric 20, type intra area
```

必须将 R1 配置成把 OSPF 路由重发布到 RIP。例 3-112 说明 R1 已将 OSPF 重发布到 RIP。

例 3-112 配置 R1 使其可以将路由从 OSPF 重发布到 RIP

```
R1#
router rip
version 2
redistribute ospf 1
network 131.108.0.0
```

现在必须首先检查 R2 是否收到了 RIP 路由 131.108.6.0/24。

例 3-113 说明路由 131.108.6.0/24 不在 R2 的 RIP 路由表中。

例 3-113 R2 的路由表不包含路由 131.108.6.0/24

```
R2#show ip route 131.108.6.0
% Subnet not in table
```

有两种方法查看该情况。第一种方法是简单地在 R1 上运行 show run 命令。第二种是在 R2 上运行 debug ip rip 命令观察处理过程。

例 3-114 给出了 debug ip rip 命令的输出。

例 3-114 debug ip rip 的输出说明 131.108.6.0/24 不可达

```
R2#debug ip rip

RIP: received v2 update from 131.108.1.1 on Ethernet1
      131.108.6.0/24 -> 0.0.0.0 in 16 hops (inaccessible)
```

(2) 解决方法

16 在 RIP-1 和 RIP-2 中都是无穷大的度量。任何度量值大于 15 的更新都不会成为路由表中的一项。

本例中, R1 上 OSPF 路由 131.108.6.0/24 的度量是 20。当把它重发布到运行 RIP 的 R1 时, OSPF 用度量值 20 公布 131.108.6.0/24, 这超过了 RIP 允许的范围。OSPF 使用代价作为度量, 而 RIP 使用跳数作为度量, 而在它们之间没有任何度量转换机制, 所以管理员必须为某个重发布路由配置度量值。

如果 R1 和 R2 没有配置缺省度量, 接收更新时只能像例 3-114 那样认为其度量值过大而把它看作不可达。

为了解决该问题, R1 需要像在例 3-115 中那样在执行重发布时赋予一个有效度量。

例 3-115 赋予有效度量以实现重发布

```
R1#  
router rip  
version 2  
redistribute ospf 1 metric 1  
network 131.108.0.0
```

在例 3-115 的配置中, 所有来自 OSPF 发往 RIP 的路由的度量值均为 1。R2 将该值看作跳数。

例 3-116 说明 R2 接收到了度量值为 1 的正确路由。

例 3-116 debug ip rip 表明 R1 的新配置已生效并且 R2 正接收正确路由

```
R2#debug ip rip  
  
RIP: received v2 update from 131.108.1.1 on Ethernet1  
131.108.6.0/24 -> 0.0.0.0 in 1 hops
```

例 3-117 给出了安装在 R2 的路由表中的路由。

例 3-117 R2 的路由表说明成功地重发布了路由 131.108.6.0/24

```
R2#show ip route 131.108.6.0  
Routing entry for 131.108.6.0/24  
Known via "rip", distance 120, metric 1
```

3.6 按需拨号路由问题疑难解析

按需拨号路由 (Dial-on-demand, DDR) 在 ISDN 或其他相似的作为备份链接的拨号连接中经常用到。当主链接不可用时, 备份链接就会接替工作。主链接一断开, RIP 就开始发送和接收更新。

有两种实现把拨号链接作为主链接的备份的方法:

- 使用命令 `backup interface`。
- 使用带有定义关注流量拨号表的浮动静态路由。

第一种方法很简单: 在拨号接口敲入命令, 使其成为主接口的备份。

第二种方法需要比 RIP 的管理距离高 (如 130 或更高) 的浮动静态路由。另外, 还要定义使用该链接的关注流量。拨号列表必须拒绝 RIP 的广播地址 255.255.255.255, 以使其不会对链接不必要的拨号。

在 DDR 下运行 RIP 时需要考虑很多问题。有些问题与 ISDN 链接或与持续发送 RIP 更新的异步链接有关。也有些问题与配置有关。本节讨论两种最常见的拨号问题:

- RIP 广播占用链接。
- RIP 更新没有通过拨号接口。

3.6.1 问题：RIP 广播占用 ISDN 链接——原因：在关注流量定义中没有拒绝 RIP 广播

主链接不能工作时由 ISDN 链接作为后备链接。Cisco IOS 需要路由器知道何种流量可以占用 ISDN。这种流量称为关注流量。而网络的操作者希望把数据流量看作关注流量并占用 ISDN。但 RIP 或其他路由协议更新不能定义为关注流量。否则，当 ISDN 链接开始工作的时候，只要路由协议（这里指 RIP）正常发送路由更新它就会始终繁忙。因为 ISDN 提供的是低速链接，有些数据实际上经过的也是低速链接，即使此时高速链接是可用的。

图 3-44 给出了产生这些 DDR 问题的网络设置。

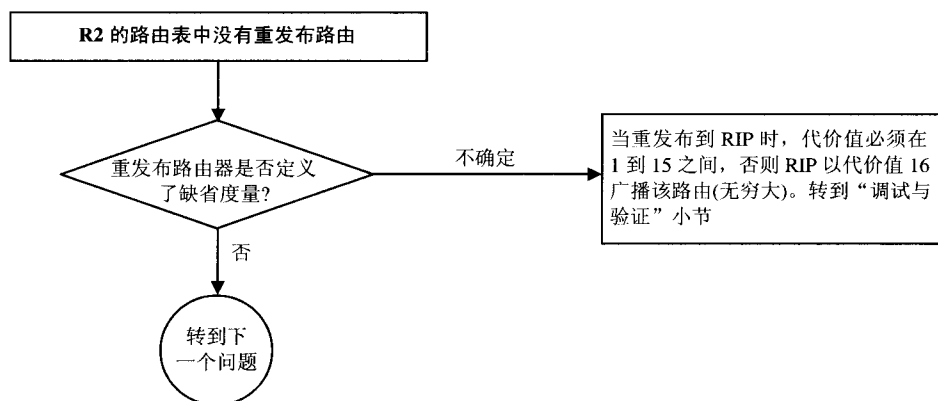


图 3-44 容易产生 DDR 问题的网络设置

图 3-45 给出了该问题的解决方法流程图。

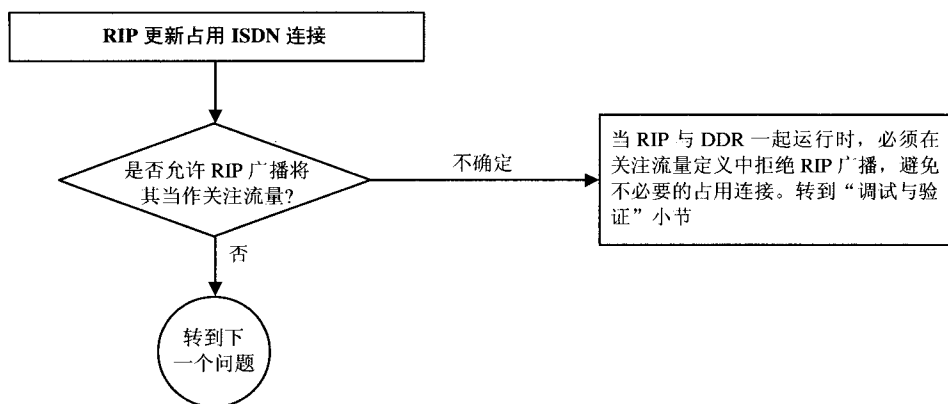


图 3-45 解决 RIP 广播占用 ISDN 链接问题的流程图

(1) 调试和验证

例 3-118 给出产生这类问题时路由器 R1 的配置。在该配置中，只有 TCP 流量被拒绝。也就是说，TCP 流量不会占用链接。RIP 广播使用 UDP 端口 520。因为 **permit ip any any** 命令允许 UDP 的 520 端口通过。所以 RIP 流量被看作关注流量。

在例 3-118 中, 通过对路由器使用带有 IP 地址 192.168.254.14 (R2) 的命令 **dialer-map** 把接口 BRI 3/0 配置为拨号接口。拨号号码是 57654。命令 **dialer-group** 定义 **dialer-list 1**, 它通过 **access-list 100** 定义了关注流量。本例中, **access-list 100** 拒绝所有的 TCP 流量, 允许所有的 IP 流量。也就是说, TCP 流量不会占用 ISDN 链接, 而其他流量, 包括 RIP 都会占用链接。

例 3-118 用命令 dialer-group 配置 ISDN 接口, 定义关注流量

```
R1#  
interface BRI3/0  
ip address 192.168.254.13 255.255.255.252  
encapsulation ppp  
dialer map ip 192.168.254.14 name R2 broadcast 57654  
dialer-group 1  
isdn switch-type basic-net3  
ppp authentication chap  
  
access-list 100 deny tcp any any  
access-list 100 permit ip any any  
dialer-list 1 protocol ip list 100
```

例 3-119 给出了命令 **show dialer** 的输出, 可以看出是 RIP 广播导致了链接问题。

例 3-119 show dialer 命令的输出表明 RIP 广播占用 ISDN 链接

```
R1#show dialer  
BRI1/1:1 - dialer type = ISDN  
Idle timer (120 secs), Fast idle timer (20 secs)  
Wait for carrier (30 secs), Re-enable (2 secs)  
Dialer state is data link layer up  
Dial reason: ip (s=192.168.254.13, d=255.255.255.255)  
Current call connected 00:00:08  
Connected to 57654 (R2)
```

在例 3-119 中, **Dial reason** 部分 255.255.255.255 是目的 IP 地址, 也就是说 RIP-1 公布流量会到达 BRI1/1:1 的地址。**Dial reason** 说明 RIP 是导致 ISDN 最先拨号的关注流量。

(2) 解决方法

当运行 RIP 和 DDR 时需要为访问列表定义关注流量。在例 3-118 中, 访问列表只拒绝 TCP 流量, 允许所有的 IP 流量。RIP 使用 IP 广播地址 255.255.255.255 发送路由更新。该地址必须在访问列表中拒绝, 从而防止 RIP 每隔 30 秒占用链接。拒绝 255.255.255.255 的地址会封锁所有通过该链接的广播流量。而阻止 UDP 端口 520 会拒绝所有的 RIP-1 和 RIP-2 的更新。当连接建立时, RIP 流量可以在该链接上自由传送。但是, 它不会占用链接, 因为它不是关注流量定义的一部分。

例 3-120 给出了路由器 R1 的正确配置。在该配置中, 所有发往地址 255.255.255.255 的流量都会被拒绝。包括所有的广播流量, 所以配置更改后 RIP-1 不会占用链接。

例 3-120 路由器 R1 正确配置 access-list 100，拒绝来自 RIP-1 广播 IP 地址的流量

```
R1#  
access-list 100 deny ip any 255.255.255.255  
access-list 100 permit ip any any  
dialer-list 1 protocol ip list 100
```

必须明白 RIP-1 使用地址 255.255.255.255 发送 RIP 更新，而 RIP-2 使用 224.0.0.9。所以，使用 RIP-2 时，还需要拒绝所有的发往组播地址 224.0.0.9 的流量，不能把它们当成关注流量，如例 3-121 所示。

例 3-121 将路由器 R1 以 access-list 100 配置为拒绝来自 RIP-2 广播 IP 地址的流量

```
R1#  
access-list 100 deny ip any 224.0.0.9  
access-list 100 permit ip any any
```

当然，在 RIP-1 和 RIP-2 共存时，两种广播地址都应在访问列表被拒绝，如例 3-122 所示。

例 3-122 以 access-list 100 配置路由器 R1 拒绝来自 RIP-1 和 RIP-2 广播 IP 地址的流量

```
access-list 100 deny ip any 255.255.255.255  
access-list 100 deny ip any 224.0.0.9  
access-list 100 permit ip any any
```

因为 RIP-1 和 RIP-2 都使用 UDP 的 520 端口，所以最有效的方法是在 RIP-1 和 RIP-2 都不是关注流量时拒绝该端口。例 3-123 可以证明这一点。

例 3-123 配置 R1 的访问列表，拒绝来自 RIP-1 和 RIP-2 的 UDP 端口的流量

```
R1#  
access-list 100 deny udp any any eq 520  
access-list 100 permit ip any any
```

最后可以按照例 3-124 来配置 R1。

例 3-124 RIP-1 和 RIP-2 都不是关注流量时 R1 的有效配置

```
R1#  
interface BRI3/0  
ip address 192.168.254.13 255.255.255.252  
encapsulation ppp  
dialer map ip 192.168.254.14 name R2 broadcast 57654  
dialer-group 1  
isdn switch-type basic-net3  
ppp authentication chap  
!
```

(待续)

```
access-list 100 deny udp any any eq 520
access-list 100 permit ip any any
!
dialer-list 1 protocol ip list 100
```

3.6.2 问题：RIP 更新没有通过拨号接口——原因：在 dialer map 语句中缺少关键字 broadcast

当拨号接口（如 ISDN 接口）启动时路由协议可能需要使用该链接。静态路由可以完成这个任务，但是在拥有大量路由的网络中，静态路由可能不能胜任。因此需要运行诸如 RIP 等动态路由协议。在有些情况下，可能 ISDN 处于链接状态，但是没有路由信息通过。没有路由协议就无法了解任何目的地址，也不能将流量发送到这些目的地址。因为传送流量时没有使用 ISDN 接口，所有该类问题能够得到解决。

图 3-46 给出该原因引起的问题的解决方法流程图。

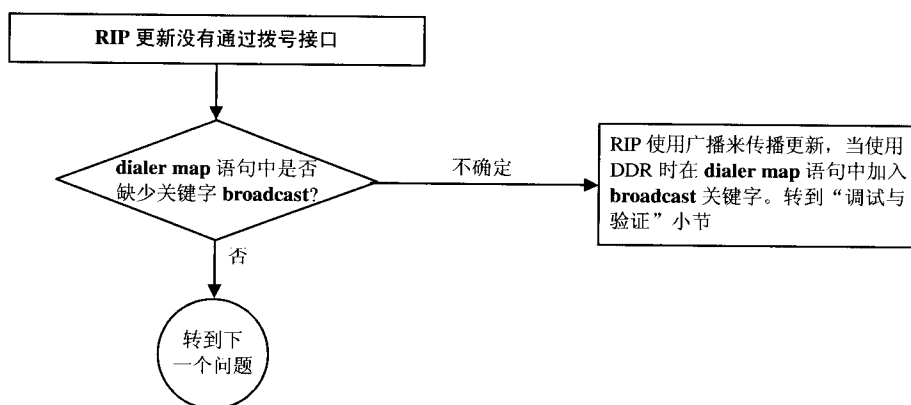


图 3-46 解决 RIP 更新不能通过拨号接口的流程图

(1) 调试和验证

例 3-125 给出产生这类问题的 R1 的配置。

例 3-125 当 ISDN 链接上没有路由更新时 R1 的配置

```
R1#
interface BRI3/0
ip address 192.168.254.13 255.255.255.252
encapsulation ppp
dialer map ip 192.168.254.14 name R2 57654
dialer-group 1
isdn switch-type basic-net3
ppp authentication chap
```

例 3-126 说明 RIP 正向 R2 发送广播更新。可以看到由于出现 **encapsulation failed** 消息，此操作失败。同样在例 3-126 中，R1 根据 **access-list 100** 运行 **debug ip packet** 命令，仅显示

UDP 端口 520 的输出。RIP-1 和 RIP-2 使用 UDP 的端口 520 与其他运行 RIP 的路由器交换更新。

例 3-126 发现 RIP 路由不通过 ISDN 接口的原因

```
R1#
access-list 100 permit udp any any eq 520
access-list 100 deny ip any any

R1#debug ip packet 100 detail
IP: s=192.168.254.13 (local), d=255.255.255.255 (BRI3/0), len 46, sending
    broad/multicast
UDP src=520, dst=520
IP: s=192.168.254.13 (local), d=255.255.255.255 (BRI3/0), len 72, encapsulation
    failed
UDP src=520, dst=520
```

(2) 解决方法

问题的关键在于 RIP 使用广播发送路由更新。在 DDR 中，**dialer map** 语句对于链接协议下一跳地址和拨号到目的地址的电话号码非常必要。**dialer map** 语句必须使用关键字 **broadcast**；否则，广播会产生流量封装失败问题，如例 3-126 所示。为解决该问题，必须在 **dialer map** 语句中加入关键字 **broadcast**，例 3-127 给出了路由器 R1 的正确配置。

例 3-127 使 R1 通过 ISDN 接口发送 RIP 更新的正确配置

```
interface BRI3/0
ip address 192.168.254.13 255.255.255.252
encapsulation ppp
dialer map ip 192.168.254.14 name R2 broadcast 57654
dialer-group 1
isdn switch-type basic-net3
ppp authentication chap
```

3.7 RIP 中路由抖动问题疑难解析

在复杂的环境中运行 RIP 可能会产生路由抖动问题。路由抖动是指一条路由持续进入和离开路由表。通过检查路由表和路由的存在时间可以判断是否产生了路由抖动。如果路由的时间总是重置为 00:00:00，那么说明已经产生路由抖动。本节讨论一个常见的原因——分组在发送方或接收方丢失而产生分组丢失。本节的例子使用帧中继，因为它是容易产生该问题的常见介质。分组丢失可以通过查看接口统计的分组丢失数，检查该数字是否持续增长。

图 3-47 给出了一种产生 RIP 路由抖动问题的网络设置。

图 3-48 给出了该问题的解决方法流程图。

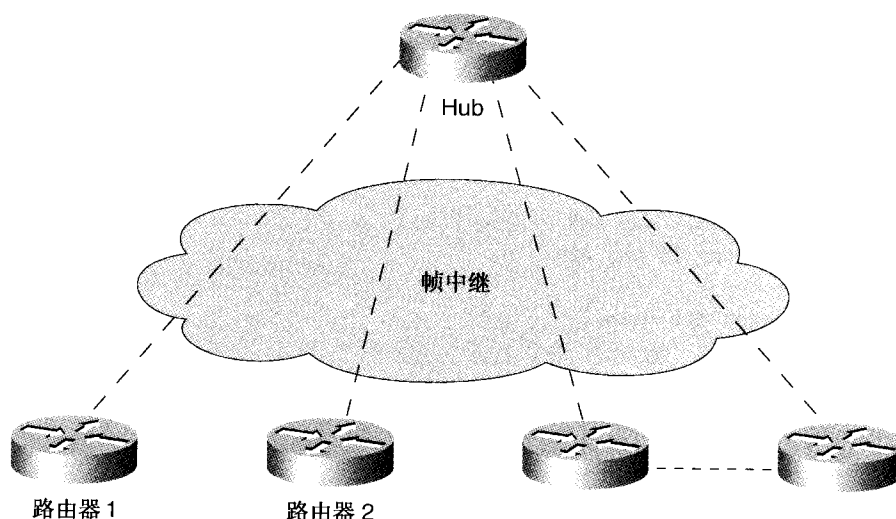


图 3-47 容易产生 RIP 路由抖动的网络

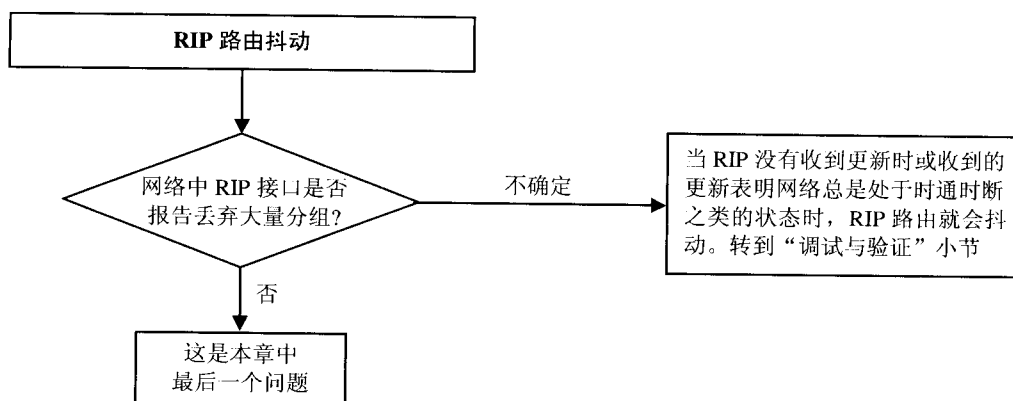


图 3-48 解决 RIP 路由抖动问题的流程图

(1) 调试和验证

在一个大型 RIP 网络中，如帧中继环境，很容易产生在帧中继中丢失 RIP 更新或 RIP 接口丢弃更新的情况。该症状也可能出现在其他第二层介质中，但帧中继是最主要的。该情况导致 RIP 暂时丢失路由。如果 RIP 在 180 秒内没有收到路由，该路由进入抑制状态，240 秒后清除。该情况可以自己（或被时间）自动修复，但是有时需要修改配置。例如在例 3-128 的输出中，2 分 8 秒内没有收到 RIP 更新。这说明缺少 4 条 RIP 更新，第 5 条更新等待了 8 秒。

例 3-128 Hub 路由器的路由表说明 2 分 8 秒之前收到最后一条 RIP 更新

```

Hub#show ip route rip
R   155.155.0.0/16 [120/1] via 131.108.1.1, 00:02:08, Serial0
R   166.166.0.0/16 [120/1] via 131.108.1.1, 00:02:08, Serial0
  
```

例 3-129 表明该接口丢弃了大量的广播。

例 3-129 show interface serial 0 的输出表明丢弃了大量广播

```
Hub#show interfaces serial 0
Serial0 is up, line protocol is up
Hardware is MK5025
Description: Charlotte Frame Relay Port DLCI 100
MTU 1500 bytes, BW 1024 Kbit, DLY 20000 usec, rely 255/255, load 44/255
Encapsulation FRAME-RELAY, loopback not set, keepalive set (10 sec)
LMI enq sent 7940, LMI stat recvd 7937, LMI upd recvd 0, DTE LMI up
LMI enq recvd 0, LMI stat sent 0, LMI upd sent 0
LMI DLCI 1023 LMI type is CISCO frame relay DTE
Broadcast queue 64/64, broadcasts sent/dropped 1769202/1849660, interface
broadcasts 3579215
```

(2) 解决方法

命令 `show interface serial 0` 还证明了接口层存在某些问题。接口层丢弃了很多分组。这导致路由抖动。帧中继环境中必须调制帧中继广播队列，这已超出本书范围。有许多 Cisco 的网站介绍帧中继广播队列的调制问题。

在没有使用帧中继时，需要增加输入和输出保持队列。

例 3-130 说明解决接口丢弃问题后，路由抖动现象消失。

例 3-130 调整广播队列后的串口输出

```
Hub#show interfaces serial 0
Serial0 is up, line protocol is up
Hardware is MK5025
Description: Charlotte Frame Relay Port DLCI 100
MTU 1500 bytes, BW 1024 Kbit, DLY 20000 usec, rely 255/255, load 44/255
Encapsulation FRAME-RELAY, loopback not set, keepalive set (10 sec)
LMI enq sent 7940, LMI stat recvd 7937, LMI upd recvd 0, DTE LMI up
LMI enq recvd 0, LMI stat sent 0, LMI upd sent 0
LMI DLCI 1023 LMI type is CISCO frame relay DTE
Broadcast queue 0/256, broadcasts sent/dropped 1769202/0, interface broadcasts
3579215
```

在例 3-131 中，`show ip routes` 输出表明路由表中路由稳定，计时器值低于 30 秒。

例 3-131 show ip routes 输出表明 RIP 路由稳定

```
Hub#show ip route rip
R 155.155.0.0/16 [120/1] via 131.108.1.1, 00:00:07, Serial0
R 166.166.0.0/16 [120/1] via 131.108.1.1, 00:00:07, Serial0
```

第 4 章

理解 IGRP 协议

本章涵盖下列有关 IGRP 协议的关键主题：

- 度量。
- 计时器。
- 水平分割。
- 带抑制逆转的水平分割。
- IGRP 分组格式。
- IGRP 行为。
- 缺省路由和 IGRP。
- IGRP 中非等代价负载均衡。

在八十年代中期，Cisco 开发了它自己的专用路由协议——内部网关路由协议（Interior Gateway Routing Protocol, IGRP）。这是针对 RIP 的一些不足（比如 RIP 中跳数最大为 15 的限制）所作的改进方案。

像 RIP 一样，IGRP 也是一个距离向量协议。然而，IGRP 通过带宽和延迟等一系列变量计算其复杂的度量，并且在决定路由的时候并不考虑跳数。IGRP 使用诸如接口带宽和延迟之类的变量，这些变量反映出了一个更好的网络拓扑图，从而产生了一个更高效的路由分组方法。与 RIP 相比，IGRP 的其他优点还包括非等代价的负载共享、比 RIP 更长的更新周期（从而更加有效利用带宽）以及更高效的分组更新格式。

4.1 度 量

IGRP 使用一个公式来计算度量值，然后被路由器用来优先选择某个特定的路由。在 IGRP 中，度量值越低，路由越可能被选中。IGRP 公式综合考虑了链路的带宽、延迟、负载

和可靠性等变量进行度量计算。公式 4-1 显示了 IGRP 度量计算公式。

$$\text{IGRP 度量} = \left[K1 * BW + \frac{(K2 * BW)}{(256 - \text{Load})} + K3 * \text{Delay} \right] * \frac{K5}{(\text{Reli} + K4)}$$

K1, K2, K3, K4, K5 = 常量

缺省值: K1 = K3 = 1, K2 = K4 = K5 = 0

BW = $10^7 / (\text{路径上以 kbit/s 为单位的的最小带宽})$

Delay = (沿着路径以毫秒为单位的延迟和)/10

Load = 接口负载

Reli = 接口可靠性

公式 4-1 IGRP 度量计算公式

从公式中可以看出, load 变量是一个 1 到 255 之间的值, 其中, 255 表示百分之百的链路饱和度, 而 1 表示实际上不存在数据流。reli 变量也是一个在 1 到 255 之间变化的值, 其中, 1 表示一个不可靠的链路, 而 255 表示一次百分之百可靠的链路。

参考公式 4-1, 项 $K5 / (\text{Reli} + K4)$ 只在 K5 不等于零时才被使用, 如果 K5 等于 0 (就像缺省的那样), 项 $K5 / (\text{Reli} + K4)$ 在等式中将被忽略。

变量 K1 到 K5 是等式中所使用的常量, 这些 K 的缺省值是: K1=K3=1, K2=K4=K5=0。IGRP 度量计算等式可以导出如下结果:

$$\text{IGRP 度量} = \text{带宽 (BW)} + \text{延迟 (Delay)}$$

因此, 在缺省情况下, IGRP 在计算度量时, 只考虑链路的带宽和延迟。网络管理员可以把 K 修改为其他值, 这样就能用到等式中的其他部分, 比如负载和可靠性。例如, 如果网络管理员想把接口的可靠性作为分组路由的一个因素来考虑, 那么 K5 的值必须不为零, 然而, 我极力建议不要作这样的修改。

bandwidth 变量指的是从本地路由器到目的路由器的路径上的最小带宽 (以千位每秒 (kb/s) 为单位) 除 10^7 之后得到的商。与某个接口相关的带宽是一个由路由器或者网络管理员指定的静态值, 它并不是随吞吐量变化而变化的动态值。最小带宽是通过沿着到达目的网络的路径比较接口而得来的。例如, 需要穿过一个 T1 连接和一个以太网连接的网络将具有 1544kbit/s 的最小带宽。注意常规串行接口的带宽被假设为传输速率为 1544kbit/s 的 T1 链路。

delay 变量指的是在通往目的网络的路径上所穿过的所有接口的延迟之和, 它以毫秒计, 并除以 10。因此, 在 IGRP 度量计算等式中使用的 delay 变量的单位是十毫秒。同 bandwidth 变量一样, 与每个接口相关的 delay 变量都是由路由器和网络管理员指定的静态值, 而不是随不同的数据流动方式而变化的动态值。表 4-1 列出了路由器的某些常用接口的缺省带宽和延迟的值。

表 4-1

路由器的某些常用接口的缺省带宽和延迟

介质	带宽	延迟
以太网	10,000 kbit/s	1000 microseconds
快速以太网	100,000kbit/s	100 microseconds
吉比特以太网	1,000,000kbit/s	10 microseconds
FDDI	100,000kbit/s	100 microseconds
令牌环	16,000kbit/s	630 microseconds
T1	1544 kbit/s	20,000microseconds

下面的例子说明了 IGRP 度量计算，考虑如图 4-1 的网络。

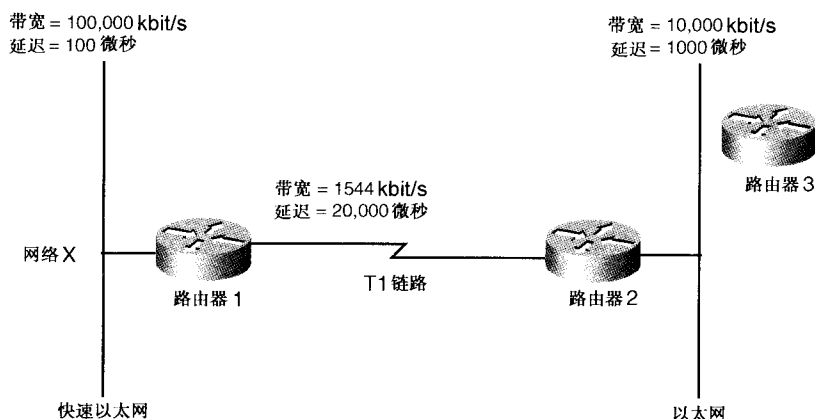


图 4-1 IGRP 度量计算示例

现在从路由器 3 的角度计算相对于网络 X 的 IGRP 度量。对于网络 X 来说，最低的带宽是具有延迟总和为 21,100 毫秒的 T1 链路（100 毫秒+20,000 毫秒+1,000 毫秒），这里假设所有 K 常量的值都是缺省值。因此，计算 IGRP 度量时只考虑带宽和延迟的值。带宽 $= 10^7 / 1544 = 6476$ ，延迟 $= 21,000 / 10 = 2110$ 。由此可以得到 IGRP 度量 = 带宽 + 延迟 $= 6476 + 2110 = 8586$ 。因此，从路由器 3 的角度看，网络 X 的 IGRP 度量是 8586。

4.2 计时器

因为 IGRP 是一个距离向量协议，它要求周期性发送路由更新，所以各种不同的计时器显得尤为重要，因为它们控制着学习和删除路由的速度。而最终，这些计时器决定了网络的收敛时间，这个时间是指网络上所有路由器都知道某个网络已被加入或删除所用的时间。IGRP 计时器与 RIP 的相同，下面的列表讨论了这些计时器：

- **更新计时器**——IGRP 在广播地址 255.255.255.255 上发送更新信息，使用 IP 协议号 9。更新计时器是一个发送路由更新的间歇性计时器，它决定每两次路由更新的间隔时间。缺省情况下，这个值被设置为 90，而且还可以对其进行设置。换句话说，缺省情况下，路由器每 90 秒发送一次它的所有路由更新。
- **失效计时器**——当路由器超过失效时间时，将停止接收路由更新，该路由失效。这一时间被缺省地设置为 270 秒。
- **保持计时器**——是禁止有缺陷的路由初装入路由表的时间。缺省的时间是 280 秒。
- **清空计时器**——是路由从路由表中被删除的时间，在缺省情况下被设置为 630 秒。

相对于 RIP 更新计时器的缺省值 30 来说，IGRP 更新计时器缺省值是 90 秒，从而允许 IGRP 使用更少的带宽来进行周期性更新。然而，这样带来的弊端是 IGRP 具有比 RIP 更慢的收敛时间。这里说的所有计时器都是可以设置的，修改计时器的命令是 `timers basic update invalid holddown flush`。然而，只对网络上一台路由器的计时器进行修改可能会导致网络收敛

问题。建议一般不修改计时器。

如果网络发生了变化,比如在加入和删除了某个网络之后,IGRP 和 RIP 就使用闪速(Flash)更新。换句话说,IGRP 和 RIP 一旦检测到网络发生变化,它们就立即向邻居发送即时更新信息。例如,如果一台路由器的以太网接口变为不可用,该路由器就立即向它的邻居发送一个闪速更新,告诉它们以太网接口已不可用。在接到这个闪速更新后,它的邻居将会立即使该以太网进入抑制状态。

4.3 水平分割

水平分割是一种避免产生路由环的技术。使用水平分割,路由器就不会通过某路由的源接口再发送该路由。例如,在图 4-1 中,路由器 1 在串行接口上收到了来自路由器 2 的关于网络 X 的一个更新。如果启用了水平分割,路由器 2 就不会将网络 X 的路由通过同样的串行接口发回给路由器 1。如果禁用水平分割的话,路由器 2 就会把网络 X 的路由发回给路由器 1。当网络 X 在路由器 2 处变为不可用时,因为路由器 2 认为路由器 1 仍然具有一个合法的到网络 X 路由,所以它就会把那些到网络 X 的分组送往路由器 1,结果这些分组将被丢弃。



图 4-2 水平分割技术的一个示例

4.4 使用带有抑制逆转的水平分割

另外一种避免产生路由环的技术是使用带有抑制逆转的水平分割。使用这种技术,从某一接口上获得的路由将以一个无穷大的 IGRP 度量被发回该接口,这就称为抑制更新。当路由器接收到抑制更新时,它把该路由视为无效。例如,在图 4-2 中,路由器 1 接收到了来自路由器 2 的关于网络 X 的更新。使用抑制逆转技术,这一特殊的路由被发回至路由器 2,并且带有一个大小为 4,294,967,295 的意味着无穷大的 IGRP 度量。因为路由器 2 从路由器 1 那里收到了抑制更新,因此路由器 2 不认为路由器 1 是到达网络 X 的合法路径,也就避免了产生路由环的可能。

4.5 IGRP 分组格式

图 4-3 显示了 IGRP 分组格式。在图中,IGRP 的更新比 RIP 提供了更多的信息,同时也更加高效。在 IGRP 分组中不存在没有用到的字段,在 12 字节的分组头之后,就是一条接一条的路由项。因此,IGRP 并不对更新分组进行填充以强制满足 32 位字边界原则。这种高效

的设计使 IGRP 最多可以携带 104 个四字节的路由项。因此, 鉴于其 1500 字节的 MTU 大小, 每个 IGRP 分组能够携带比 RIP 更多的路由项。

0		8		16		24		31	
版本		操作码		版次		自治系统号			
内部路由数						系统路由数			
外部路由数						校验和			
目的地址							延迟		
延迟					带宽				
带宽			MTU				可靠性		
负载			跳计数		目的地址				
目的地址			延迟						
带宽							MTU		
MTU			可靠性		负载		跳点数		

图 4-3 IGRP 分组格式

4.6 IGRP 行为

距离向量协议是只根据相邻路由器提供的路由就能决定到达目的地的最佳路径的协议。距离向量协议的优点是它们的实现的简单性。然而, 由于具有较长的收敛时间, IGRP 不适合用于大型的网络。IGRP 和 RIP 都是经典的距离向量协议, 虽然 IGRP 和 RIP 在度量计算和更新计时器等方面不同, 但就发送和接收更新信息来讲, 二者表现出了相同的行为。

IGRP 在广播地址 255.255.255.255 上发送整个路由更新, 其 IP 协议号为 9。IGRP 处理非连续网络和变长子网掩码 (VLSM) 的方法与 RIP 相同。IGRP 不支持非连续网络, 在这些网络中, IGRP 在主要的网络边界上进行自动汇总, 因此, 子网信息不会被发往远程站点, 从而导致路由问题。因为 IGRP 不把子网掩码信息作为路由更新的一部分进行发送, 因此 IGRP 不支持 VLSM。

4.7 缺省路由与 IGRP

在 Cisco 路由器中, IGRP 不会将 0.0.0.0/0 当作缺省路由, 它有自己的方法传播缺省路由, 也就是使用 `ip default-network` 命令。

`ip default-network` 命令指定一个主网络地址并将其标志为缺省的网络。这个主网络可能直接相连, 由一组静态路由所定义, 或被动态路由协议发现。由 `ip default-network` 命令所指定的网络必须在命令生效之前就存在于路由表中, 否则就不会有缺省的路由被传播。图 4-4 展示了 `ip default-network` 命令是如何工作的。

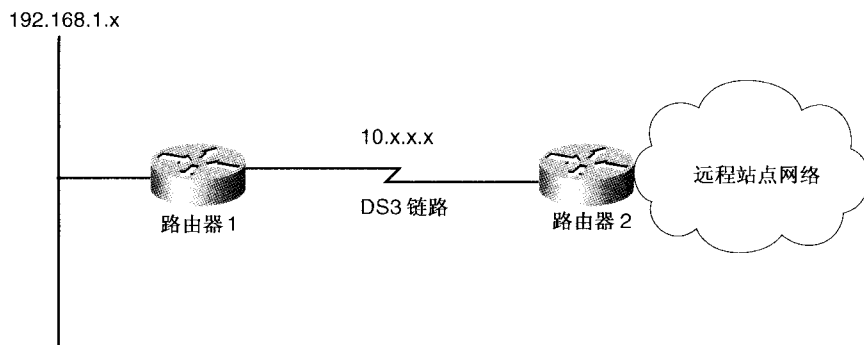


图 4-4 为 IGRP 传播缺省路由

在图 4-4 中，路由器 1 通过一个 DS-3 链路连到了远程的节点上。现在路由器 1 想要向路由器 2 和远程站点网络中的所有路由器发送一个缺省路由。在 IGRP 中，到 0.0.0.0 的路由不会被识别为缺省路由，而是要路由器 1 用命令 `ip default-network 192.168.1.0` 把路由 192.168.1.0 标志为缺省路由。路由器 1 将发送一个 192.168.1.0 的路由更新并将其标志为缺省路由，当远程站点网络中的路由器收到这一关于 192.168.1.0 的更新时，它们就会将其标记为缺省路由，并把到 192.168.1.0 的路由安装为最后可用的网关。

4.8 IGRP 中的非等价负载平衡

IGRP 和 RIP 都能够安装多达六条的用于负载平衡的并行等价路径。IGRP 还有一个 RIP 不具备的附加特性——能够进行非等价的负载平衡，即能够对那些在多条路径上流动、而对于各自的目的地又有不同度量的数据流作负载平衡。这一特性的优点在于，它给负载平衡工作提供了很好的灵活性，从而能充分利用链路。IGRP 使用 `variance` 命令配置非等价负载平衡。

在进行非等价负载平衡之前，有两条规则是必须遵循的：

- 1 用作备用路径的相邻路由器必须是距目的地较近的（也就是说，相邻路由器到目的地的度量必须比本地路由器到给定目的地的度量小）。
- 2 相邻路由器所提供的度量必须比本地路由器到目的地的度量的变化量小。

$$\text{变化量} = \text{变化因子} \times \text{本地度量}$$

考虑图 4-5 中所示的网络。

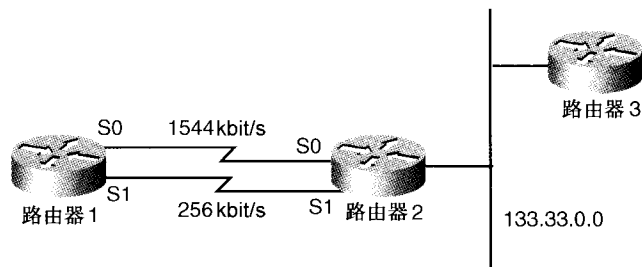


图 4-5 非等价负载平衡示例

当路由器 1 计算它到路由器 3 的度量时, 通过 1544bit/s 的链路的度量如下:

$$\text{IGRP 度量} = 6476 + 2100 = 8576$$

通过 256kbit/s 链路的度量如下:

$$\text{IGRP 度量} = 3902(3902) + 2100 = 41,162$$

如果没有非等价负载平衡, IGRP 就简单地选择 1544kbit/s 的链路来把分组转发到路由器 3, 如例 4-1 的输出所示。

例 4-1 没有非等价负载平衡时路由器 1 中的路由表输出

```
Router_1#show ip route 133.33.0.0
Routing entry for 133.33.0.0/16
  Known via "igrp 1", distance 100, metric 8576
  Redistributing via igrp 1
  Advertised by igrp 1 (self originated)
  Last update from 192.168.6.2 on Serial0, 00:00:20 ago
  Routing Descriptor Blocks:
  * 192.168.6.2, from 192.168.6.2, 00:00:20 ago, via Serial0
    Route metric is 8576, traffic share count is 1
  Total delay is 21000 microseconds, minimum bandwidth is 1544 Kbit
  Reliability 255/255, minimum MTU 1500 bytes
  Loading 1/255, Hops 0
```

如果要使用 IGRP 非等价负载平衡特性, 就要使用 **variance** 命令。变化量是一个乘数, 在其中的某个度量可能与对某一路由来说最低的度量有所不同。变化量的值必须是一个整数, 缺省的变化量是 1, 意味着多路由的度量必须与负载平衡相同。

在例 4-1 中, 通过 256kbit/s 链路的度量是通过 1544kbit/s 链路的度量的 4.8 倍。因此, 如果在路由表中考虑 256kbit/s 的链路, 路由器 1 就必须把变化量设置为 5。路由器 1 中的设置就是简单地在 **igrp** 命令下使用 **variance 5** 命令。例 4-2 中 **show ip route** 命令的输出显示路由器 1 正在路由表中同时安装两种链路。

例 4-2 通过添 Variance 命令实现非等价负载平衡之后路由器 1 中 show ip route 命令的输出

```
Router_1#show ip route 133.33.0.0
Routing entry for 133.33.0.0/16
  Known via "igrp 1", distance 100, metric 8576
  Redistributing via igrp 1
  Advertised by igrp 1 (self originated)
  Last update from 10.1.1.2 on Serial1, 00:01:02 ago
  Routing Descriptor Blocks:
  * 192.168.6.2, from 192.168.6.2, 00:01:02 ago, via Serial0
    Route metric is 8576, traffic share count is 5
  Total delay is 21000 microseconds, minimum bandwidth is 1544 Kbit
  Reliability 255/255, minimum MTU 1500 bytes
  Loading 1/255, Hops 0
```

(待续)

```
10.1.1.2, from 10.1.1.2, 00:01:02 ago, via Serial1
Route metric is 41162, traffic share count is 1
Total delay is 21000 microseconds, minimum bandwidth is 256Kbit
Reliability 255/255, minimum MTU 1500 bytes
Loading 1/255, Hops 0
```

注意在例 4-2 中，通过串行端口 0 的路由具有一个大小为 5 的流量共享计数，而串行端口 1 上的这一值是 1。这表明，每次从串行端口 1 上发送一个分组时，路由器将从串行端口 2 上发送 3 个分组。

4.9 小 结

IGRP 像 RIP 一样是一个距离向量路由协议。它是为弥补 RIP 的不足（如跳数的限制和频繁的定时更新）而开发的。与 RIP 不同的是，IGRP 使用带宽和延迟作为计算其度量的主要变量。因为 IGRP 和 RIP 都被认为是经典的距离向量路由协议，所以它们的一些行为完全相同。结果，不论是 IGRP 还是 RIP，它们都不支持非连续网络和 VLSM。然而，IGRP 与 RIP 相比，一个最大的优点就是它具有非等价负载平衡的能力。

4.10 复 习 题

1. 对于 IGRP 来说，缺省的更新计时器时间是多少？
2. 缺省情况下 IGRP 使用什么变量计算其度量？
3. IGRP 度量计算等式中的 K 值是什么？
4. 在 IGRP 中，使用什么命令进行非等价负载平衡？
5. 什么是水平分割？IGRP 支持这一特性吗？
6. IGRP 支持 VLSM 吗？

第 6 章

理解 EIGRP 协议

本章涵盖下列有关 EIGRP 协议的关键主题：

- 度量。
- EIGRP 邻居关系。
- 扩散更新算法 DUAL。
- DUAL 有限状态机。
- EIGRP 可靠传输协议。
- EIGRP 分组格式。
- EIGRP 行为。
- EIGRP 汇总。
- EIGRP 查询过程。
- 缺省路由和 EIGRP。
- EIGRP 中的非等价代价负载平衡。

随着网络规模的日益扩大，可以看到传统的距离向量路由协议，如 IGRP 和 RIP，不再能够满足网络的需要。IGRP 和 RIP 存在的一些最严重的可扩展性问题如下：

- 完全的定期路由更新消耗了带宽——RIP 每 30 秒将其整个路由表发送一次，而 IGRP 则每 90 秒将其整个路由表发送一次，这消耗了极大的带宽。
- RIP 跳数限制为 15——这个限制使得 RIP 协议在当今的网络中成为了一个不可扩展的协议，因为大多数中等规模的网络都包含 15 台以上的路由器。
- 不支持 VLSM 和非连续网络——这也阻碍了 RIP 和 IGRP 扩展自身以适应大型网络的能力。因为这个因素，路由汇总也不被支持。
- 收敛时间长——因为 RIP 和 IGRP 定期发送路由更新，所以如果一个网络的一部分变得不可用，则网