

## 第12章 路由信息协议(RIP)

作者：Marker A. Sportack

本章内容包括：

- 理解RFC 1058
- 操作机制
- 拓扑变化
- RIP的限制

路由信息协议，通常称为 RIP(Routing Information Protocol)，是使用最久的协议之一。RIP是一类基于距离-向量路由算法的协议，这种算法在 ARPANET出现之前即存在。在 1957 ~ 1962年之间人们对这种算法进行了理论上的研究。在整个 60年代，这些算法被不同的公司广泛实现并标以不同的名字。最终造成的结果是这些产品之间紧密相关，但同时由于被各公司进行功能强化而使它们不能提供完全的互操作能力。

本章深入讨论当前开放标准 RIP的细节、机制和使用情况。

### 12.1 理解RFC1058

1988年6月，RFC1058发布，这个文档描述了一个新的、真正开放的距离 -向量形式的路由协议：开放式标准 RIP。这个RIP，和其先代一样，是一个简单的距离 -向量路由协议，它是专门为小型简单网络而设计的内部网关协议 (IGP)。

使用RIP的每个设备至少要有一个网络接口。假设这个网络是一种局域网体系结构（如以太网、令牌环和FDDI），RIP只需为不与这个局域网直接相连的设备计算路由。依赖于所使用的应用程序，位于相同局域网上的设备可能只使用局域网机制进行通信。

#### 12.1.1 RIP报文格式

RIP使用特殊的报文来收集和共享至有关目的地的距离信息。图 12-1显示了路由信息域中只带一个目的地的RIP报文。

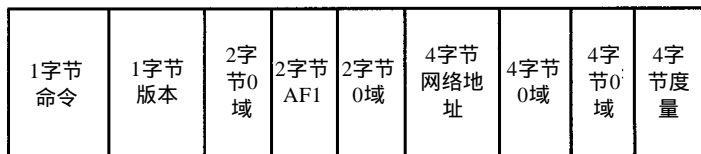


图12-1 RIP报文结构

RIP报文中至多可以出现 25个AF1、互联网络地址和度量域。这样允许使用一个 RIP报文来更新一个路由器中的多个路由表项。包含多个路由表项的 RIP报文只是简单地重复从 AF1到度量域的结构，其中包括所有的零域。这个重复的结构附加在图 12-1结构的后面。具有两个表项的RIP报文如图 12-2所示。

1字节 命令	1字节 版本	2字节 0域	两字 节： AFI	2字节 0域	4字节 网络 地址	4字节 0域	4字节 0域	4字节 度量
					4字节 网络 地址	4字节 0域	4字节 0域	4字节 度量

图12-2 具有两个表项的RIP报文

地址域可以既包括发送者的地址也包括发送者路由表中的一系列 IP 地址。请求报文含有一个表项并包括请求者的地址。应答报文可以包括至多 25 个 RIP 路由表项。

整个的 RIP 报文大小限制是 512B。因此，在更大的 RIP 网络中，对整个路由表的更新请求需要传送多个 RIP 报文。报文到达目的地时不提供顺序化；一个路由表项不会分开在两个 RIP 报文中。因此，任何 RIP 报文的内容都是完整的，即使它们可能仅仅是整个路由表的一个子集。当报文收到时接收节点可以任意处理更新，而不需对其进行顺序化。

比如，一个 RIP 路由器的路由表中可以包括 100 项。与其他 RIP 路由器共享这些信息需要 4 个 RIP 报文，每个报文包括 25 项。如果一个接收节点（结点）首先收到了 4 号报文（包括从 76 至 100 的表项），它会首先简单地更新路由表中的对应部分，这些报文之间没有顺序相关性。这样使得 RIP 报文的转发可以省去传输协议如 TCP 所特有的开销。

#### 1. 命令域

命令域指出 RIP 报文是一个请求报文还是对请求的应答报文。两种情形均使用相同的帧结构：

- 请求报文请求路由器发送整个或部分路由表。
- 应答报文包括和网络中其他 RIP 节点共享的路由表项。应答报文可以是对请求的应答，也可以是主动的更新。

#### 2. 版本号域

版本号域包括生成 RIP 报文时所使用的版本。RIP 是一个开放标准的路由协议，它会随时间而进行更新，这些更新反映在版本号中。虽然有许多像 RIP 一样的路由协议出现，但 RIP 只有两个版本：版本 1 和版本 2。这一章对通常使用的版本 1 进行描述。

#### 3. 0 域

嵌入在 RIP 报文中的多个 0 域证明了在 RFC 1058 出现之前存在许多如 RIP 一样的协议。大多数 0 域为的是为了向后兼容旧的如 RIP 一样的协议，0 域说明不支持它们所有的私有特性。

比如，两个旧的机制 traceon 和 traceoff。这些机制被 RFC 1058 抛弃了，然而开放式标准 RIP 需要和支持这些机制的协议向后兼容。因此，RFC 1058 在报文中为其保留了空间，但却要求这些空间恒置为 0。当收到的报文中这些域不是 0 时就会被简单地丢弃。

不是所有的 0 域都是为了向后兼容。至少有一个 0 域是为将来的使用而保留的。

#### 4. AFI 域

地址家族标识 (Address Family Identifier, AFI) 域指出了互联网络地址域中所出现的地址家族。虽然 RFC 1058 是由 IETF 创建的，因此适用于网际协议 (IP)，但它的设计提供了和以前

版本的兼容性。这意味着它必须提供大量互连网络地址构成或家族的路由信息的传输。因此，开放式标准RIP需要一种机制来决定其报文中所携带地址的类型。

#### 5. 互连网络地址域

4字节的互连网络地址域包含一个互连网络地址。这个地址可以是主机、网络，甚至是一个缺省网关的地址码。这个域内容如何变化的两个例子如下：

- 在一个单表项请求报文中，这个域包括报文发送者的地址。
- 在一个多表项应答报文中，这些域将包括报文发送者路由表中存储的 IP地址。

#### 6. 度量标准域

RIP报文中的最后一个域是度量标准域，这个域包含报文的度量计数。这个值在经过路由器时被递增。数量标准有效的范围是在 1 ~ 15之间。度量标准实际上可以递增至 16，但是这个值和无效路由对应。因此，16是度量标准域中的错误值，不在有效范围内。

### 12.1.2 RIP路由表

如上一节所描述的，使用 RIP报文中列出的项，RIP主机可以彼此之间交流路由信息。这些信息存储在路由表中，路由表为每一个知道的、可达的目的地保留一项。每个目的地表项是到达那个目的地的最低开销路由。

注意 每个目的地的表项数可以随路由生产商的不同而变化。生产商可能选择遵守规范，也可以对标准进行他们认为合适的“强化”。所以，用户很可能会发现某个特殊商标的路由器为每一个网络中的目的地存储至多4条相同费用的路由。

每个路由表项包括以下各域：

- 目的IP地址域
- 距离-向量度量域
- 下一跳IP地址域
- 路由变化标志域
- 路由计时器域

注意 虽然RFC 1058是一个开放式标准，能支持大量互连网络地址结构，然而它是由 IETF设计用于Internet中自治系统内的协议。如此，使用这种形式RIP的自然是网络互联协议。

#### 1. 目的IP地址域

任何路由表中所包含的最重要信息是到所知目的地的 IP地址。一旦一台 RIP路由器收到一个数据报文，就会查找路由表中的目的 IP地址以决定从哪里转发那个报文。

#### 2. 度量标准域

路由表中的度量域指出报文从起始点到特定目的地的总耗费。路由表中的度量是从路由器到特定目的地之间网络链路的耗费总和。

#### 3. 下一跳IP地址域

下一跳IP地址域包括至目的地的网络路径上下一个路由器接口的 IP地址。如果目的IP地址所在的网络与路由器不直接相连时，路由器表中才出现此项。

#### 4. 路由变化标志域

路由变化标志域用于指出至目的 IP 地址的路由是否在最近发生了变化。这个域是重要的，因为 RIP 为每一个目的 IP 地址只记录一条路由。

### 5. 路由计时器域

有两个计时器与每条路由相联系，一个是超时计时器，一个是路由刷新计时器。这些计时器一同工作来维护路由表中存储的每条路由的有效性。路由表维护过程在 12.2.2 节中详细描述。

## 12.2 操作机制

如第 11 章所述，使用距离-向量路由协议的路由器必须周期性地把路由表的内容发送给它的直接相邻路由器。路由表中含有路由器与所知目的地之间的距离信息。这些目的地可以是主机、打印机或其他的网络。

每个接收者给表加上一个距离向量，也就是，它自己的距离“值”，然后把改变了的表转发给它的直接相邻路由器。这个过程无方向地在相邻者之间进行。图 12-3 使用简单的 RIP 互连网络显示了直接相邻者概念。

图 12-3 中有 4 个路由器。网关路由器和每一台路由器互联。它必须和这些路由器交换路由信息。路由器 A、B 和 C 只有一条连接至网关。因此，它们只能和网关直接交换信息。它们可以通过共享网关的信息来学习到其他主机的信息。表 12-1 显示了其他三台路由器中路由表的简略内容。这些信息与网关路由器共享。

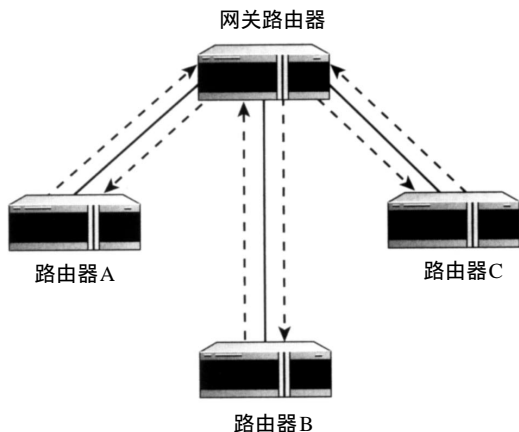


图 12-3 每个 RIP 节点把它的路由表内容广播给它的直接相邻者

表 12-1 路由表内容

路由器名字	主 机 名	下 一 跳
A	192.168.130.10	局部
	192.168.130.15	局部
B	192.168.125.2	局部
	192.168.125.9	局部
C	192.68.254.5	局部
	192.68.254.20	局部

网关路由器使用此信息建造自己的路由表。路由表中的简略内容如表 12-2 所示。

表 12-2 网关路由器路由表内容

主 机 名	下 一 跳	跳 数
192.168.130.10	A	1
192.168.130.15	A	1
192.168.125.2	B	1
192.168.125.9	B	1
192.68.254.5	C	1
192.68.254.20	C	1

表12-2中的路由信息通过路由信息更新报文和网络中的其他路由器共享。这些路由器使用这些信息来修正自己的路由表。表 12-3列出了路由器A在和网关共享路由信息之后的路由表内容。

表12-3 路由器A的路由表内容

主 机 名	下 一 跳	跳数
192.168.130.10	局部	0
192.168.130.15	局部	0
192.168.125.2	网关	2
192.168.125.9	网关	2
192.68.254.5	网关	2
192.68.254.20	网关	2

路由器A知道网关有一跳的距离。因此，就知道了 192.168.125.x和192.68.254.x主机离网关也有一跳距离，把这两个数加起来，得到每台机器的距离是两跳。

这个高度简化的一步一步过程导致每个路由器向其他路由器学习到信息并得到关于网络的累积视图及源和目的设备之间的距离。

### 12.2.1 计算距离向量

距离-向量路由协议使用度量来记录路由器与所有知道的目的地之间的距离。这个距离信息使路由器能识别至网络中某个目的地的最有效下一跳。

在RFC 1058 RIP中，有一个单一的距离-向量度量：跳数。RIP中缺省的跳度量为1。因此，对于每一台接收和转发报文的路由器而言，RIP报文数量域中的跳数递增1。这些距离度量用于建造路由表。路由表指明了一个报文以最小耗费到达其目的地的下一跳。

早一些私有的类RIP路由协议使用1作为惟一支持的每一跳耗费。RFC 1058 RIP保留了这个习惯作为缺省的跳数值，但提供给路由器的管理者选择更大耗费值的能力。这些值对于区分不同性能的链路是有好处的。这些值可以是不同网络链路（比如区分5Kbps线路和T1私有线路）带宽或者甚至是新路由器与旧模型之间的性能差异。

典型情况下，耗费1分配给和其他网络相连的路由器端口。这一点显然来源于在 RFC 1058之前，每一跳的耗费缺省值为1且不能被改变时的情形。在相对小的由同构传输技术组成的网络中，设置所有的端口耗费为1是合情合理的。图12-4显示了这一点。

路由器管理员可以改变缺省的度量。比如，管理员可以增加到其他路由器的低速链路的度量。虽然这样可以更准确地表示到一个给定目的地的耗费和距离，但并不建议这样做。设置比1大的度量值使报文到达最大跳数16变得更容易！图12-5显示了增大路由度量会使路由很快变为无效。

图12-5对图12-4中给出的广域网进行了一点改动。这个图为图12-4中的拓扑加入了低速冗余链路。网络管理员，为了保证可选路由保持其状态，把这些可选路由的度量值设为10。这些更高的耗费使得路由选择趋向于更高带宽的T1传输线路。在其中一条T1线路发生故障时，互联网络能继续保持工作正常，虽然由于56Kbps备份线路的可用带宽更低而造成性能降低。图12-6给出了当网关与路由器之间的T1线路发生故障时，互联网络如何反应的情况。

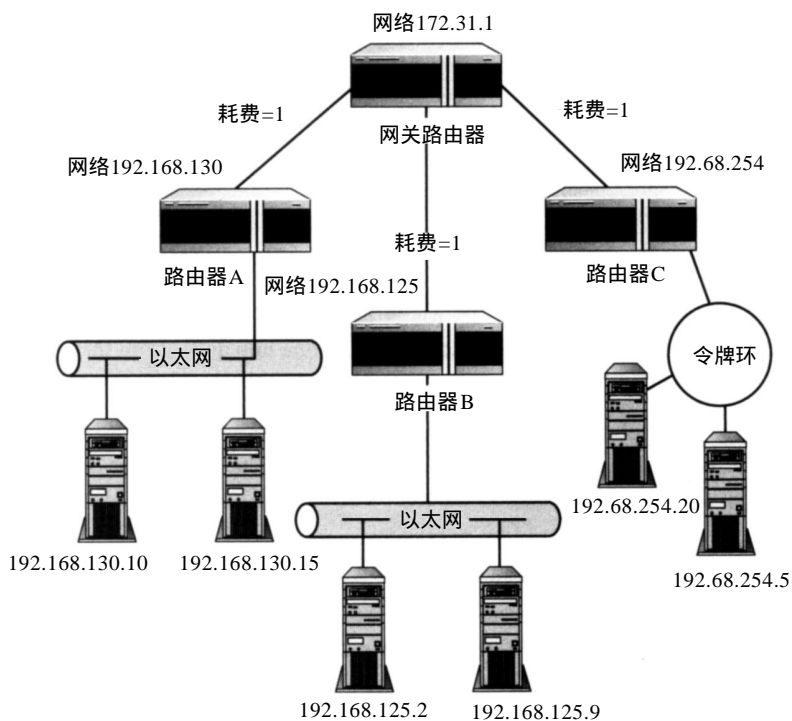


图12-4 具有相同耗费的同构网络

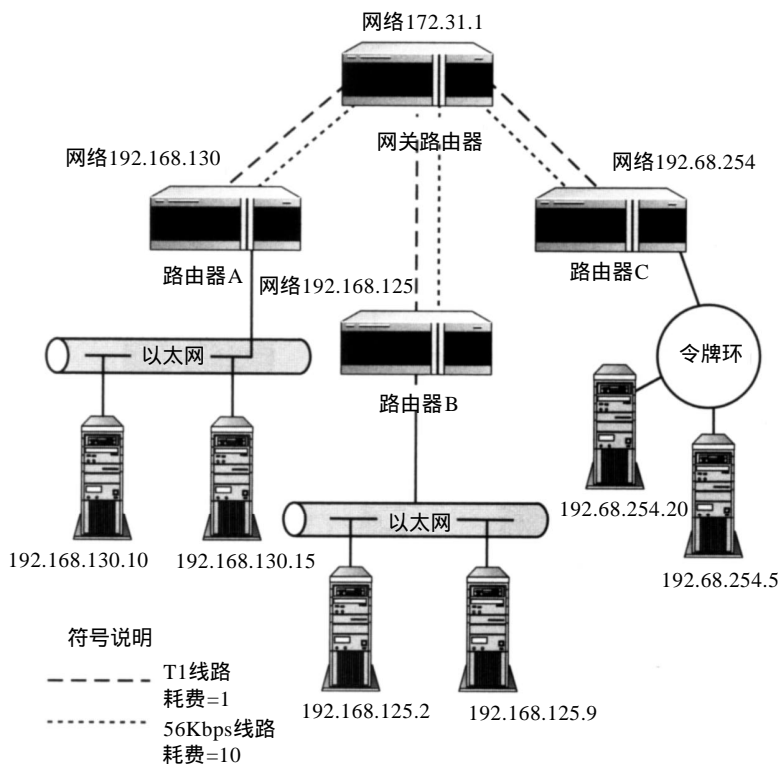


图12-5 改变跳数以区分基本路由和可选路由



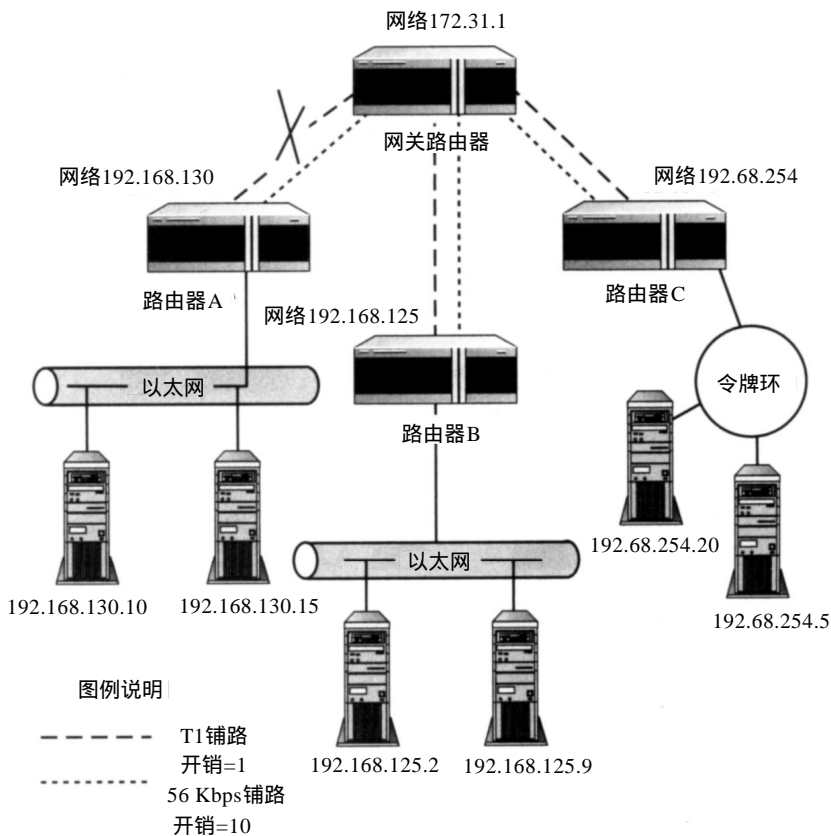


图12-6 跳数很快地加起来，但是网络仍保持工作

可选的56Kbps传输线路成为路由器A与其他网络部分进行通信的惟一路径。路由器A的路由表，在网络收敛于新的拓扑之后，其内容汇总在表12-4中。

表12-4 具有链路故障的路由器A的路由表内容

主机名	下一跳	跳数
192.168.130.10	局部	0
192.168.130.15	局部	0
192.168.125.2	网关	11
192.168.125.9	网关	11
192.68.254.5	网关	11
192.68.254.20	网关	11

虽然更大的路由耗费能更准确地反映这些可选路由提供的低带宽，但它会引入不必要的路由问题。在图12-7中，两条T1线路发生故障，因此，使得两条可选路由同时变为活跃。

由于两条可选链路具有耗费10，它们同时活跃导致一条路由耗费大于16。有效的RIP跳数范围是从0到16，16代表不可达路由。因此，如果一条路由的度量(或耗费)超过16，路由就被宣布为无效，一个通知报文(触发更新)就会发送给所有直接相邻的路由器。

显然，这个问题可以让缺省耗费等于1来避免。假如绝对需要增加一个给定跳的耗费度量，就应该很小心地选择新的耗费值。网络中任何给定源和目的对之间的路由耗费总和不应超过15。

表12-5显示了又一条链路故障对路由器 A 的路由表的影响。

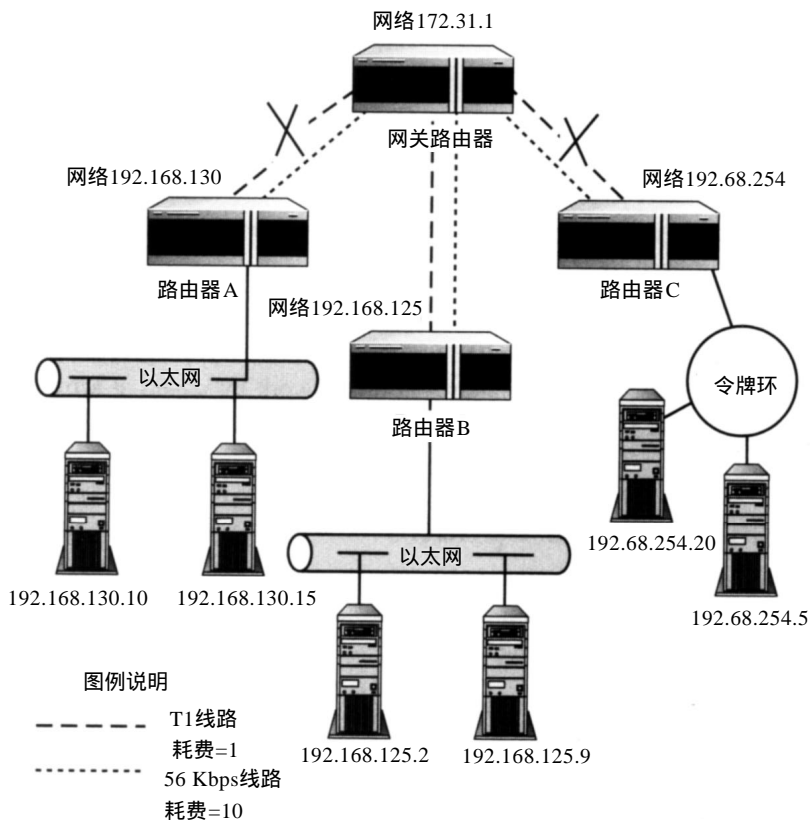


图12-7 跳数会很快加到16

表12-5 具有两条链路故障的路由器 A 的路由表内容

主 机 名	下 一 跳	跳 数
192.168.130.10	局部	0
192.168.130.15	局部	0
192.168.125.2	网关	11
192.168.125.9	网关	11
192.68.254.5	网关	16
192.68.254.20	网关	16

从表12-5中很明显地看出，路由器 A 和 C 之间的路由耗费超过 16，所有的表项声明为无效。路由器 A 仍能 and 路由器 B 通信，因为那条路由的总耗费仅为 11。

### 12.2.2 更新路由表

RIP 为每个目的地只记录一条路由的事实要求 RIP 积极地维护路由表的完整性。通过要求所有活跃的路由器在固定时间间隔广播其路由表内容至相邻的路由器来做到这一点，所有收到的更新自动代替已经存储在路由表中的信息。



RIP依赖3个计时器来维护路由表：

- 更新计时器
- 路由超时时器
- 路由刷新计时器

更新计时器用于在节点一级初始化路由表更新。每个 RIP节点只使用一个更新计时器。相反的，路由超时时器和路由刷新计时器为每一个路由维护一个。

如此看来，不同的超时和路由刷新计时器可以在每个路由表项中结合在一起。这些计时器一起能使RIP节点维护路由的完整性并且通过基于时间的触发行为使网络从故障中得到恢复。

#### 1. 初始化表更新

RIP路由器每隔30秒触发一次表更新。更新计时器用于记录时间量。一旦时间到，RIP节点就会产生一系列包含自身全部路由表的报文。

这些报文广播到每一个相邻节点。因此，每一个 RIP路由器大约每隔30秒钟应收到从每个相邻RIP节点发来的更新。

注意 在更大的基于RIP的自治系统中，这些周期性的更新会产生不能接受的流量。因此，一个节点一个节点地交错进行更新更理想一些。RIP自动完成更新，每一次更新计时器会被复位，一个小的、任意的时间值加到时钟上。

如果更新并没有如所希望的一样出现，说明互联网络中的某个地方发生了故障或错误。故障可能是简单的如把包含更新内容的报文丢掉了。故障也可能是严重的如路由器故障，或者是介于这两个极端之间的情况。显然，采取合适的措施会因不同的故障而有很大区别。由于更新报文丢失而作废一系列路由是不明智的（记住，RIP更新报文使用不可靠的传输协议以最小化开销）。因此，当一个更新丢失时，不采取更正行为是合理的。为了帮助区别故障和错误的重要程度，RIP使用多个计时器来标识无效路由。

#### 2. 标识无效路由

有两种方式使路由变为无效：

- 路由终止。
- 路由器从其他路由器处学习到路由不可用。

在任何一种情形下，RIP路由器需要改变路由表以反映给定路由已不可达。

一个路由如果在一个给定时间之内没有收到更新就中止。比如，路由超时时器通常设为180秒。当路由变为活跃或被更新时，这个时钟被初始化。

180秒是大致估计的时间，这个时间足以令一台路由器从它的相邻路由器处收到6个路由表更新报文（假设它们每隔30秒发送一次路由更新），如果180秒消逝之后，RIP路由器没收到关于那条路由的更新，RIP路由器就认为那个目的IP地址不再是可达的。因此，路由器就会把那条路由表项标记为无效。通过设置它的路由度量值为16来实现，并且要设置路由变化标志。这个信息可以通过周期性的路由表更新来与其相邻路由器交流。

注意 对于RIP节点而言，16等于无穷。因此，简单的设置耗费度量值为16能作废一条路由。

接到路由新的无效状态通知的相邻节点使用此信息来更新它们自己的路由表。这是路由变为无效的第二种方式。

无效项在路由表中存在很短时间，路由器决定是否应该删除它。即使表项保持在路由表中，报文也不能发送到那个表项的目的地址：RIP不能把报文转发至无效的目的地。

### 3. 删除无效路由

一旦路由器认识到路由已无效，它会初始化一个秒计时器：路由刷新计时器。因此，在最后一次超时计时器初始化后180秒，路由刷新计时器被初始化。这个计时器通常设为90秒。

如果路由更新在270秒之后仍未收到(180秒超时加上90秒路由刷新时间)，就从路由表中移去此路由(也就是刷新)。而为了路由刷新递减计数的计时器称为路由刷新计时器。这个计时器对于RIP从网络故障中恢复的能力绝对必要。

### 主动和被动站点

注意到为了使RIP互联网络正常工作，网络中的每一个网关必须参与进去这一点很重要。参与可以是主动参与也可以是被动参与，但所有的网关必须参与。主动节点是那些主动地进行共享路由信息的节点。它们从相邻者处接收更新，并且转发它们的路由表项拷贝至那些相邻节点。

被动站点从相邻者处接收更新，并且使用那些更新来维护它们的路由表。然而被动节点不主动地发布它们自己路由表项的拷贝。

被动维护路由表的能力在硬件路由器出现之前的日子里是特别有用的特性，那时路由是一个运行在UNIX处理器下的后台程序，这样会使UNIX主机上的路由开销达到最小。

## 12.2.3 寻址问题

IETF确保RIP完全向后兼容于所有知道的RIP和路由变体。考虑到这些协议都是高度个体化的，所以开放式的标准RIP没有规定地址类型是必要的。RIP报文中的地址标识域可以包含：

- 主机地址。
- 子网号。
- 网络号。
- 0，指示缺省路由。

这个灵活性暗示了如下事实，RIP允许计算至单独主机的路由，也允许计算至包含大量主机的网络的路由。为了适应这一操作中的地址灵活性，RIP节点当转发报文时使用最特别的可用信息。比如，当RIP路由器收到一个IP报文时，必须查看目的地址。它试图把这个地址与路由表中的目的地址作匹配。如果它不能找到那个目的地主机地址，就会检查目的地址是否能和一个已知的子网或网络号进行匹配。如果在这一级也不能进行匹配，RIP路由器会使用缺省路由来转发报文。

### 1. 路由至网关

到本章的这时为止，RIP路由表中的项一直假设为至个别主机的路由。这个简单的假设可以更好地描述路由原本的工作方式。现在，网络已变得太大，网络内有很多主机，记录到主机的路由是不现实的。基于主机的路由不必要地扩大了路由表，并且减慢了路由表中的路由速度。

在现实世界中，路由计算的是到网络的地址而非到主机的地址。比如，任一网络(子网)上的每一台主机可以通过相同的网关访问，路由表能简单地把网关定义为目的IP地址。所有寻址到那个网络或子网的报文可以转发至网关。之后网关承担把报文转发至最终目的地的责任。

图12-8显示了这一点：它保留了前面一些图的拓扑结构，但使用了更常规的 IP地址。

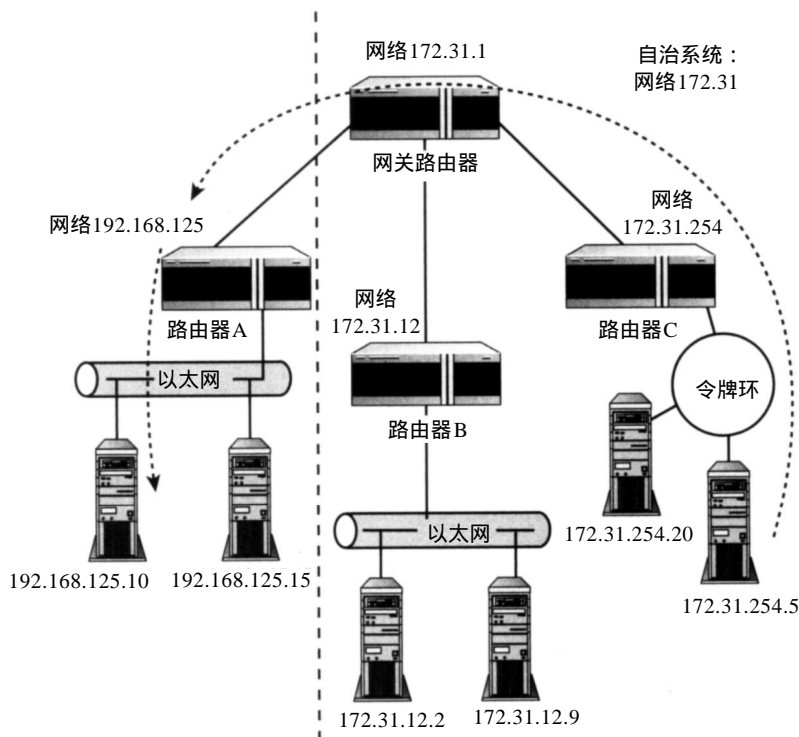


图12-8 RIP节点能把报文发送至网关

在图12-8中，主机172.31.254.5要传输一个IP报文至主机192.168.125.10。这个地址对路由器C而言是不可知的。路由器检查子网掩码 255.255.255.0。通过子网掩码路由器得出192.168.125是一个子网号。更重要的是，路由器C知道一条到那个子网的路由。路由器C认为子网上的网关路由器知道如何到达那个主机。因此，路由器C把报文转发至网关。这种方法要求主机只被与其最近的路由器所知，而不需要使整个网络中的路由器都知道。图12-8中的虚线显示了IP报文行程的两部分：从路由器C到路由器A，再从路由器A到主机192.168.125.10。

注意 RIP不支持可变长子网掩码(VLSM)。因此每个网络只能有一个掩码。一个网络包括多个子网是非常可能的，并且每个网络有自己的子网地址，这些子网地址使用相同长度的掩码。RIP也被称为“有类的”路由协议，因为它只支持基于有类的IPv4地址。

## 2. 网关之间的路由

在前一节所述的情况下，存在潜在的路由问题。如果路由器C不知道目的IP地址的子网掩码，并且地址的主机部分不为0，它就不能确定地址是子网地址还是主机地址，因此报文被认为不可转发而丢弃。

为了避免模糊性，至子网的路由不被广播到包括子网的网络之外。这个子网边界上的路由器作为网关；它把每个子网看作单独的网络。RIP更新在子网内彼此直接相邻的路由器之间进行，但是网络的网关只把网络地址广播给位于其他网络中的相邻网关。

这样做的实际含义是边界网关会向它的相邻者发送不同的信息。子网化网络内的相邻路由器会收到包含与发送者网关直接相连的子网列表的更新报文，路由项会列出每个子网的号。

网络之外的直接相邻者会收到只包含一个路由项的更新报文，那一项压缩包含了网络内所有子网的每一台主机。传输的度量耗费和到达网络的耗费相联系，而不包括网络内的跳数耗费。以这种方式，远端的 RIP 路由器会认为寻址到那个子网内任何主机的报文可以通过网络的边界网关路由器到达。

### 3. 缺省路由

IP 地址 0.0.0.0 用于描述缺省路由。非常类似于子网可以汇聚为至网关路由的方式，缺省路由用于路由至多个没有明确定义和描述的网络。惟一的要求是在这些网络之间必须有一个网关知道如何处理这些产生的报文。

创建缺省路由，RIP 需为地址 0.0.0.0 创建一项。这个特别地址被看作任何其他的目的 IP 地址。下一跳应该为相邻网关路由器的 IP 地址，这个路由项的使用同其他项的使用一样，但有一个重要的例外：在报文的地址不能和路由表中任何其他项匹配时才使用缺省路由。

表 12-6 显示了带有缺省路由的路由器 A 中路由表的简略内容。在这个表中，只明确标识有一台主机。任何其他局部产生的传输请求被自动转发至网关路由器。

表 12-6 带缺省路由的路由器 A 的路由表内容

主 机 名	下 一 跳
192.168.125.10	局部
192.168.125.15	局部
0.0.0.0	网关

## 12.3 拓扑变化

到此为止，RIP 的基本机制和特性已经以一种相当静态的方式进行了讨论，然而通过考察这些机制如何相互作用来适应网络的拓扑变化，可以获得对 RIP 这些机制更深层的理解。

### 12.3.1 收敛

RIP 互连网络中拓扑变化带来的最重要可能是它会改变相邻节点集，这种变化也会导致下一次计算距离向量时得到不同的结果。因此，新的相邻节点集必须得到汇聚，从不同的起始点汇聚到新拓扑结构的一致看法，得到一致性拓扑视图的过程称为收敛（convergence）。简单地讲，收敛就是路由器独立地获得对网络结构的共同看法。

图 12-9 显示了收敛过程；图中画出了两条可能的从路由器 A 和网络 192.168.125 到路由器 D 的路由。路由器 D 是一个网关路由器。到路由器 D 网络的基本路由要通过路由器 C。如果这条路由出现故障，就需要一些时间使所有的路由器收敛至新的拓扑结构，这个拓扑中不再包括路由器 C 和 D 之间的链路。

路由器 C 和 D 之间的链路出现故障，它就不再可用，但是整个网络却需要相当一段时间才能知道这一事实。收敛的第一步是 D 认识到至 C 的链路发生故障。这里假设路由器 D 的更新计时器先于 C 的计时器到期。因为这条链路本应传输从路由器 D 到路由器 C 的更新报文，所以 C 就不能收到 D 发送来的更新报文。C (A 和 B) 仍没有意识到 C-D 链路已经发生故障。互连网络中的

所有路由器会继续通过那条链路对寻址到路由器 D 网络的报文进行转发。收敛的第一阶段显示在图12-10中。

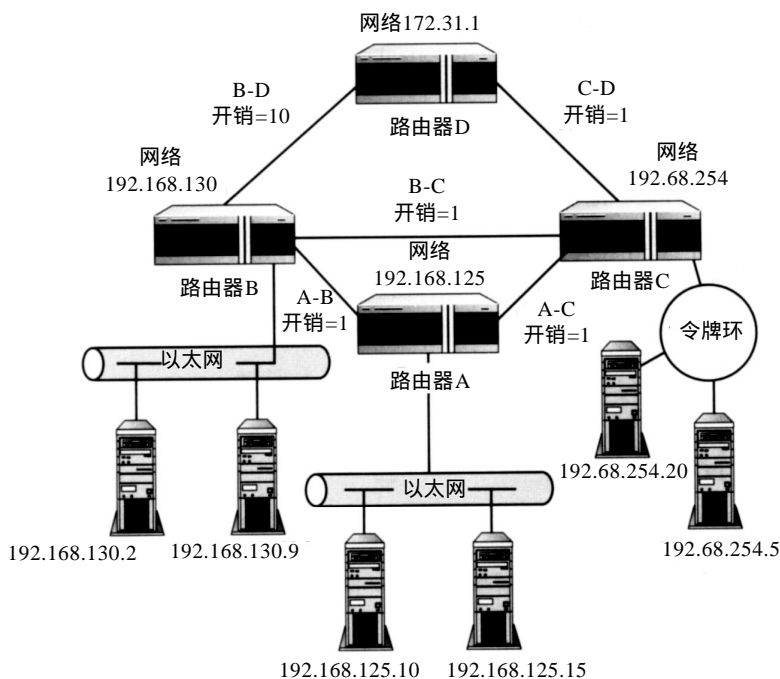


图12-9 从路由器A到路由器D的两条可能路径

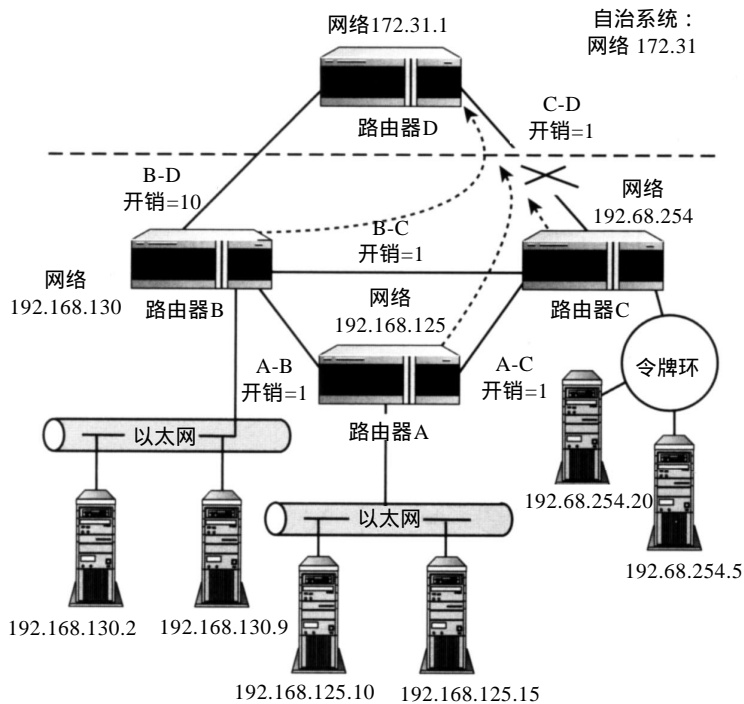


图12-10 只有路由器D意识到链路故障

一旦更新计时器超时，路由器 D 会试图把对网络拓扑变化的推测通知给它的相邻路由器。直接相邻者中只有路由器 B 能直接联系。收到更新报文，B 会更新它的路由表，设置从 B 到 D(通过 C)的路由为无穷。这样允许其通过 B-D 的链路与 D 进行通信。一旦 B 更新了自己的路由器，它会关于拓扑结构的新变化广播给它的其他相邻者，A 和 C。

注意 记住，RIP 节点通过设置路由的度量为 16 来作废一条路由——16 对 RIP 而言相当于无穷。

A 和 C 一收到更新报文并重新计算了网络耗费之后，它们就能用 B-D 的链路来替换路由表中使用 C-D 链路的表项。以前所有的节点，包括 B 本身都不使用 B-D 的路由，因为它比 C-D 的链路耗费大。它的耗费度量为 10，而 C-D 的耗费为 1。现在，C-D 链路发生了故障，B-D 链路的耗费变为最低。因此，这条新的路由会代替相邻节点路由表中超时的路由。

当所有的路由器认识到通过 B 是到 D 的最有效路由时，它们就收敛了，如图 12-11 所示。

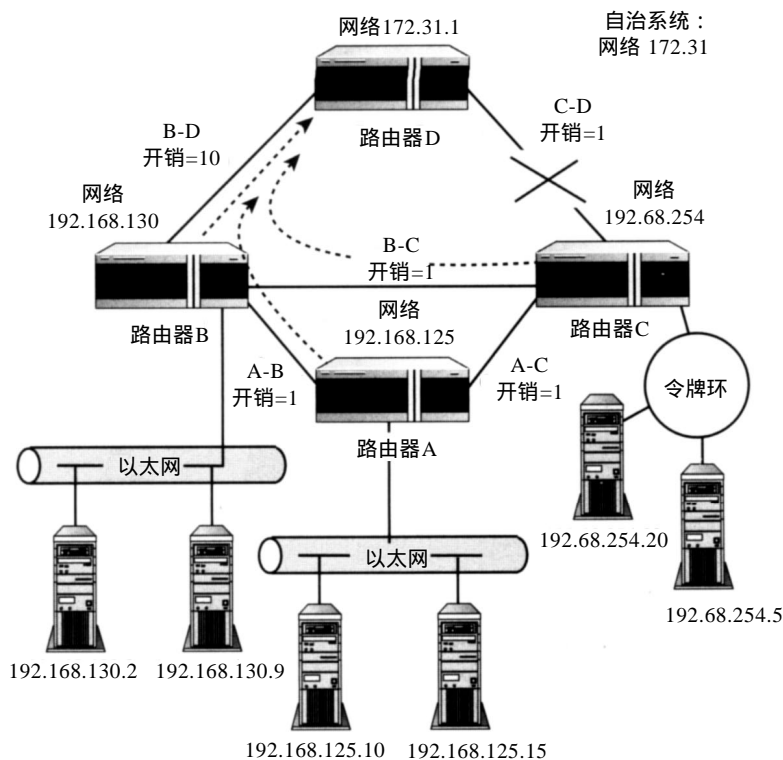


图12-11 路由器把B-D作为新路由

确定收敛完成之前所需的时间不容易。它因网络不同而区别很大，这要依赖于许多因素，包括路由器和传输线路的健壮性、交通流量等等。

### 12.3.2 计值到无穷

在前一节所举的例子中，惟一的故障发生在连接 C 和 D 的链路上。路由器能够收敛到新的拓扑结构，通过另一条路径恢复对网关路由器 D 上网络的访问。如果 D 自身发生故障会造成更



严重的结果。前面例子中的收敛过程开始于 D 能够通知 B 发生了链路故障。如果是 D，而不是到 C 的链路出现故障；B 和 C 就都不能收到更新，通知它们拓扑发生了变化。

这种情况下收敛到新拓扑能导致一种称为计值到无穷的现象。当网络变得完全不能访问时，基于如下错误的想法：存在另一个路由器能访问那个不可达的目的地，这种情形中的路由器会计值 RIP 度量到无穷。

为了从路由角度显示这种灾难性故障所带来的内在危险性，重新考虑收敛图中的拓扑结构。在图 12-12 中，路由器 D 发生故障。

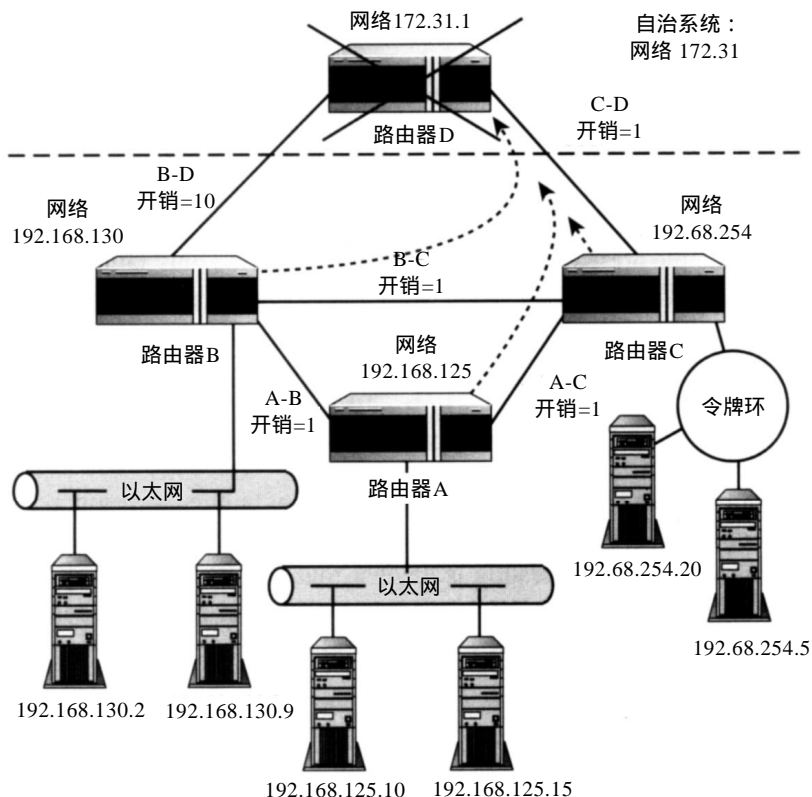


图12-12 路由器D发生故障

由于路由器 D 发生故障，位于网络之中的所有主机从外部不能再被访问。路由器 C，在没有收到路由器 D 的 6 个连续更新之后，会作废掉 C-D 路由，并且广播其为不可到达。这一点显示在图 12-13 中。路由器 A 和 B 对路由失效一无所知直到接到 C 的通知。

此时，A 和 C 相信通过 B 能到达 D。它们会重新计算自己的路由，包括这条更高耗费的迂回线路。图 12-14 显示了这一点。

这两个路由器向它们的直接相邻路由器 B 发送它们的下一个更新报文，路由器 B，已经超时了自己至 D 的路由，相信通过 A 或 C 仍能访问 D。显然，这样是不可能的，因为 A 和 C 依赖于 B 刚作废的链路。实质上，在 A、B、C 之间形成了一个环，这个环的形成是由下面的错误想法形成的，即 A 和 C 通过对方仍能到达路由器 D。这是因为二者都有到 B 的连接，而 B 有一条到 D 的连接。



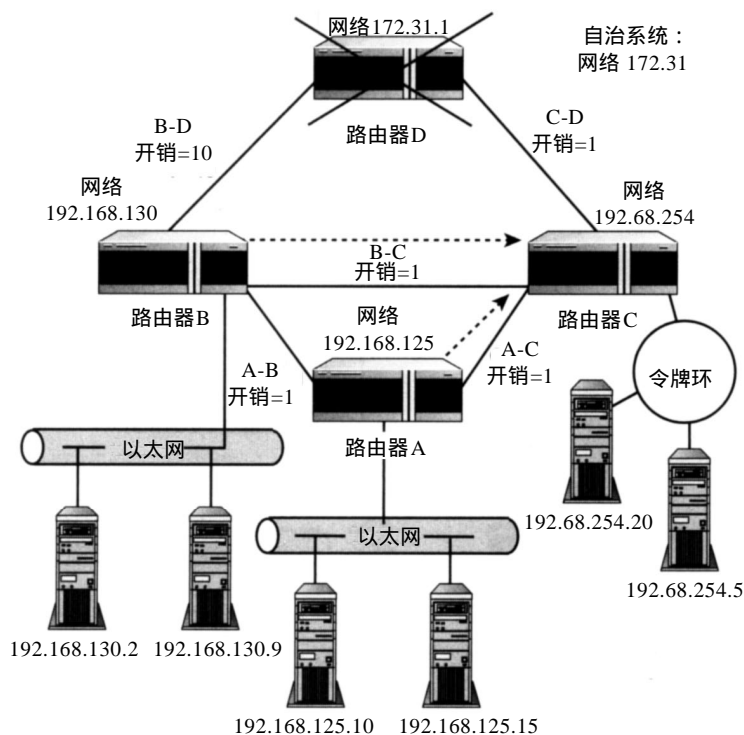


图12-13 路由器C作废了C-D路由

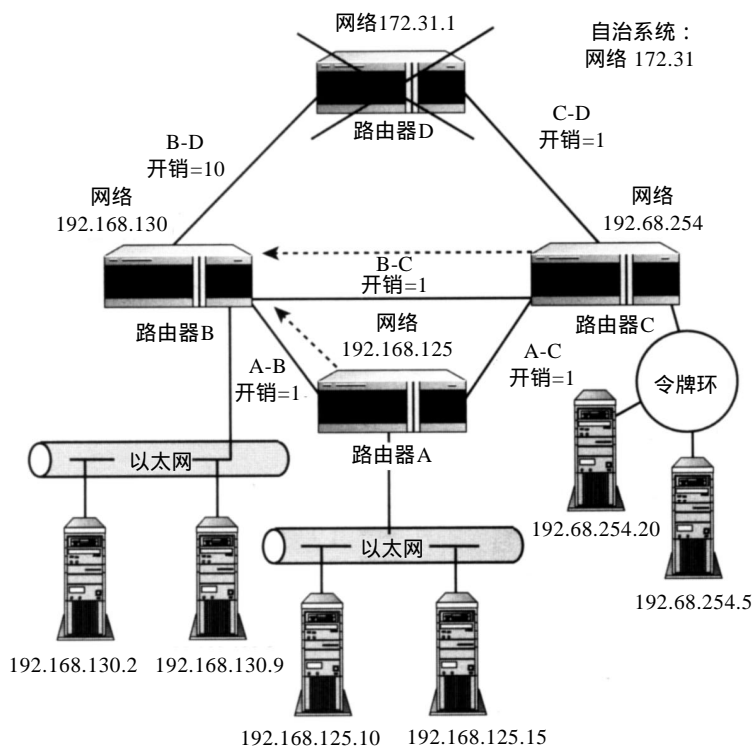


图12-14 A和C相信它们能通过B访问D

更新的每次叠代过程，耗费度量会因额外的下一跳而递增到已经计算过的环上。这种形式的循环是由于时间延迟而引起的，而这种时间延迟是通过相邻者发送更新报文的独立收敛过程的特点。

理论上讲，节点最终会认识到D是不可达的。然而，要想说出什么时候才能收敛几乎不可能。这个例子准确地反映了为什么RIP对无穷的解释设成如此小的值。一旦一个网络不可访问，通过更新来递增量度到实用值时必须中止此过程。这意味着这个上界要设为多大，当计值到此上界时才能宣布一个目的地不可达。任何上界和一个路由网络的直径限制相对应。在RIP例子中，它的最初设计者觉得15跳对一个自治系统来说早已足够大。比这更大的系统可以使用更复杂的路由协议。

RIP使用三种方法来避免计值到无穷循环问题：

- 分割水平线。
- 带抑制逆转位的分割水平线。
- 触发更新。

#### 1. 分割水平线

可以很明显地看出，上一节所描述的循环问题可以通过逻辑应用而得到防止，描述这个逻辑的术语为分割水平线。虽然RIP不支持分割水平线，但是理解了它有助于理解它所使用的稍复杂一些的变体——带抑制逆转位的分割水平线。

分割水平线的实质是，假设如果一条路由是从一个特定路由器处学习来的，RIP节点不广播关于这个特定路由的更新到这个相邻路由器。图12-15显示了这一点。

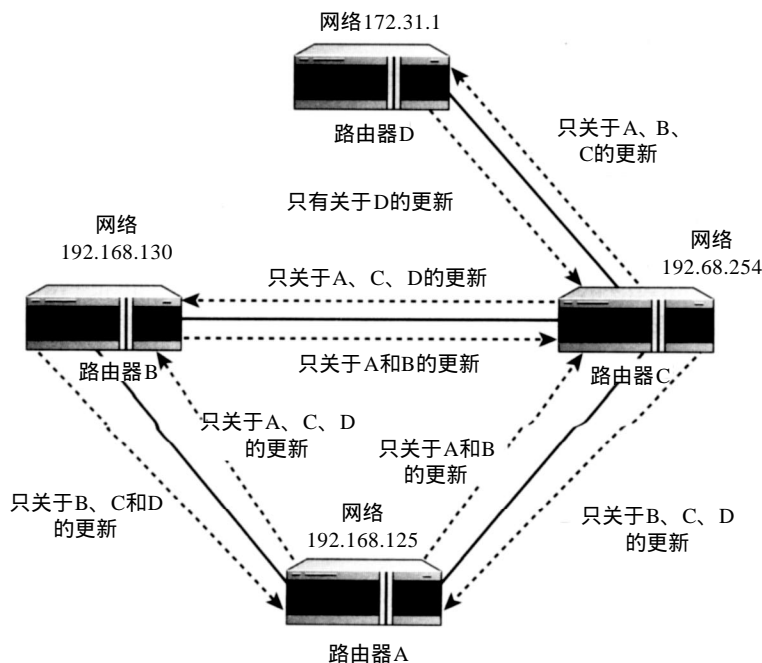


图12-15 分割水平线

在图12-15中，路由器支持分割水平线逻辑。因此，路由器C(支持到路由器D的惟一路径)不能收到从路由器A发来的关于网络D的更新。这是因为A(甚至B)的这条路由信息依赖于C。

这种分割循环的简单方法是非常有效的，但却有严重的功能限制：忽略掉广播来的反向路由，每个节点必须等到至不可达目的地的路由超时。

在RIP中，只有在6个更新消息没有更新一个路由之后才发生超时。因此，一个被错误通知的节点把关于不可达目的地的信息错误地通知给其他节点的可能性有 5种。就是这个延时可能造成无效路由信息形成环。由于这个不足，RIP支持一个稍加改动的版本称为带抑制逆转的分割水平线。

## 2. 带抑制逆转的分割水平线

简单的分割水平线策略试图通过中止把信息反传给其发送者来控制环。虽然这种方法有效，但是有更有效的方法来中止循环。带抑制逆转的分割水平线采用了一种更主动的方法来中止环。

这种技术实际上是通过设置路由的度量为无穷来抑制环的形成。图 12-16 显示了这一点。

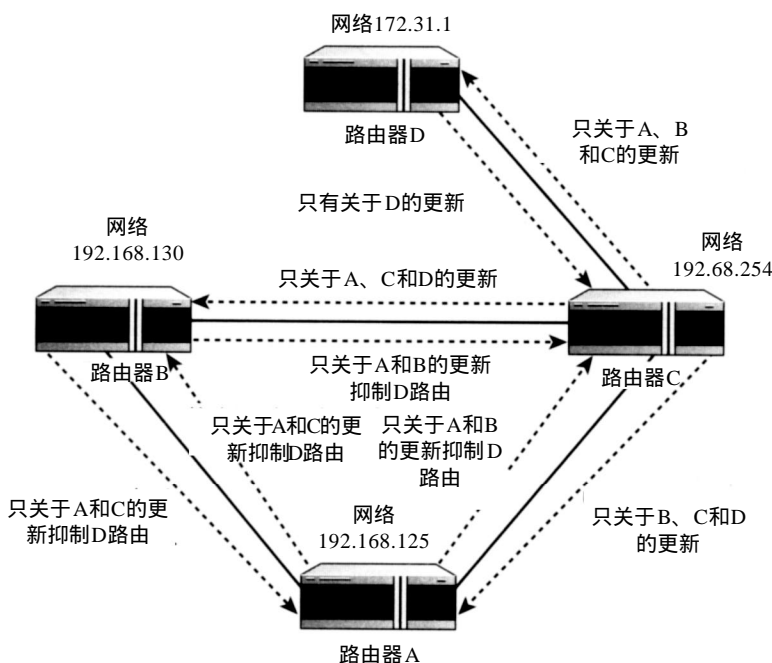


图12-16 带毒逆转的分割水平线

如图12-16所显示的，路由器A能给路由器B提供关于如何到达路由器D的信息，但此路由的度量为16。因此，路由器B不能更新它的路由表，因为表中信息能更好地到达目的地。实际上，A广播它不能到达D，这是真实的信息。这种广播能立即有效地打破环。

一般来讲，在距离-向量网络中带抑制逆转的分割水平线比单纯的分割水平线更安全。然而，二者都不是完美的。带抑制逆转的分割水平线在只有两个网关的拓扑中能有效地防止路由环。然而，在更大的互联网络中，RIP仍然会发生计值到无穷的问题。为了确保这样的无限循环尽可能早地被发现，RIP支持触发更新。

### 3. 触发更新

在三个网关连到一个公共网络的情况下，仍然会形成路由环，这个环是由于网关之间彼此欺骗造成的。图 12-17 显示了这一点。在这个图中有三个网关连到路由器 D，它们是 A、B 和 C。

在路由器D发生故障的情况下,路由器A可能相信路由器B仍可以访问路由器D,路由器B可能相信路由器C仍可以访问路由器D,而路由器C可能相信路由器A仍可以访问路由器D,结果形成了一个无限路由环,图12-18显示了这一点。

分割水平线逻辑在这种情况下因路由作废前的延时而丧失作用。RIP使用一种不同的技术来加速收敛过程,这种技术称为触发更新。触发更新是协议中的一个规则,它要求网关在改变一条路由度量时立即广播一条更新消息,而不管30秒更新记时器还剩多少时间。

触发更新通过把延迟减到最小从而克服了路由协议的脆弱性。

#### 4. 保持计时器

触发更新不是万能的!更新不会瞬时地传遍整个网络。因此,有可能(但不太可能)一个网关在从另一个网关处收到触发更新之前恰好发送了一个周期性的更新报文。在这种情况下,无效路由会在整个网络中被再次传播。虽然,发生这种情况的可能性非常低,但是在一个RIP网络之中还是有可能出现计值到无穷的循环(即使使用了触发更新)。

对这种潜在问题的解决方法是使用保持计时器。保持计时器和触发更新逻辑一同使用。实质上,一旦产生触发更新报文,一个时钟就会开始向下计数直到0。一旦计时器递减到0,路由器就不再接收从任何相邻路由器处发来的关于此路由或目的地的更新。

这种方式防止RIP路由器接收已经在一个配置时间内被作废了的路由更新。也能防止路由器错误地认为另一个路由器有到达无效目的地的可靠路由。

## 12.4 RIP的限制

虽然RIP有很长的历史,但它还是有自身的限制。它非常适合于为早期的网络互联计算路由;然而,技术进步已极大地改变了互联网络建造和使用的方式。因此,RIP会很快被今天的互联网络所淘汰。

RIP的一些最大限制是:

- 不能支持长于15跳的路径。
- 依赖于固定的度量来计算路由。

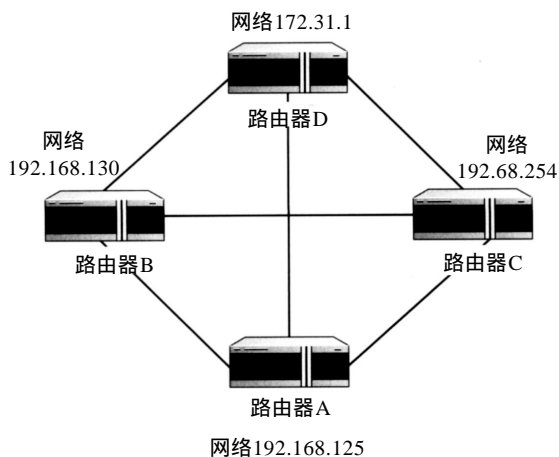


图12-17 三个通向D的网关

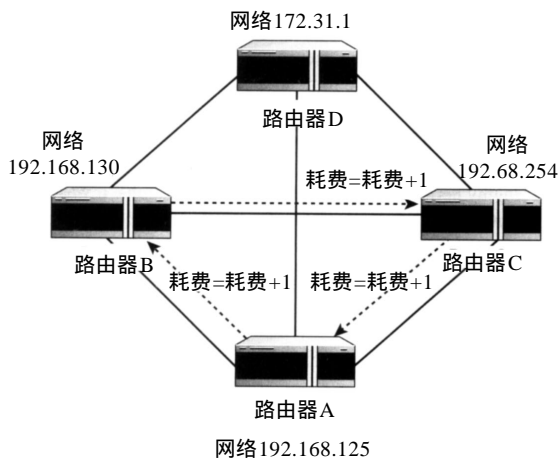


图12-18 三个网关计值到无穷

- 对路由更新反应强烈。
- 相对慢的收敛。
- 缺乏动态负载均衡支持。

#### 12.4.1 跳数限制

RIP设计用于相对小的自治系统。这样一来，它强制规定了一个严格的跳数限制为 15跳。当报文由路由设备转发时，它们的跳数计数器会加上其要被转发的链路的耗费。如果跳数计值到15之后，报文仍没到达它寻址的目的地，那个目的地就被认为是不可达的，并且报文被丢弃。

这会有效地固定网络直径最大是 15跳。依赖于如何聪明地设计网络，这个值足够大用于建造一个相当大的网络，但是和其他更现代化的路由协议相比较，RIP仍受到严格的限制。因此，如果你要建造的网络具有很多特性但又不是非常小，那么，RIP可能不是正确的选择。

#### 12.4.2 固定度量

对跳数的讨论为考察RIP的下一个基本限制作了很好的铺垫，这个限制就是：固定耗费度量。虽然耗费度量能由管理员配置，但它们本质上是静态的。RIP不能实时地更新它们以适应网络中遇到的变化。由管理员定义的耗费度量保持不变，直到手动更新。

这意味着RIP尤其不适合于高度动态的网络，在这种环境中，路由必须实时计算以反映网络条件的变化。举个例子，假如网络支持对时间敏感的应用，那么使用能基于可测的传输线路延迟或者给定线路上存在的负载情况来计算路由的协议就是合理的想法。RIP使用固定度量，因此，它不能支持实时路由计算。

#### 12.4.3 对路由表更新反应强烈

RIP节点会每隔30秒钟无向地广播其路由表。在具有许多节点的大型网络中，这会消耗掉相当数量的带宽。

#### 12.4.4 收敛慢

从人的角度来看，等待30秒进行一次更新不会感到不方便。然而，路由器和计算机以比人快得多的速度运行。不得不等上30秒进行一次更新会有很明显的不利结果。这点可以在本章12.3节中看出来。

比仅仅等上30秒进行一次更新更具破坏性的却是不得不等上180秒来作废一条路由。而这只是一台路由器开始进行收敛所需的时间量。依赖于互联的路由器个数及它们的拓扑结构，可能需要重复更新才能完全收敛于新拓扑。RIP路由器收敛速度慢会创造许多机会使得无效路由仍被错误地作为有效路由进行广播。显然，这样会降低网络性能。

这一章本应充分地显示RIP内在的收敛慢所带来的危险性。

#### 12.4.5 缺乏负载均衡

RIP的另一个明显不足是其缺乏动态负载均衡能力。图12-19显示了一台具有两条至另一台路由器串行链接的情况。理想情况下，图中的路由器会尽可能平等地在两条串行链接中分

配流量。这会使两条链路上的拥塞最小，并优化性能。

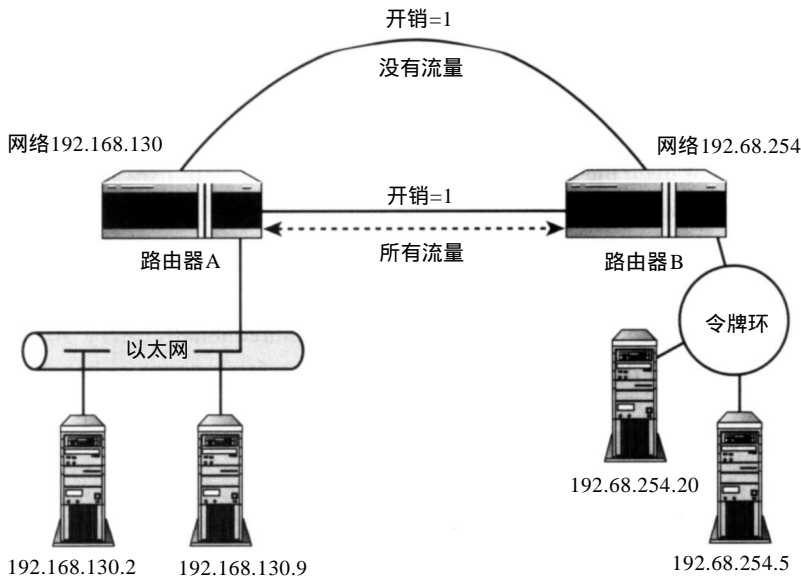


图12-19 具有冗余串行链接的路由器

不幸的是，RIP不能进行这样的动态负载均衡。它会使用首先知道的一条物理链路。它会在这条链接上转发所有的报文，即使在第二条链接可用的情况下也是如此。改变这种情况的惟一方式是图12-19中的路由器接收到一个路由更新通知它到任何一个目的地的度量发生了变化。如果更新指出到目的地的第二条链路具有最低的耗费，它就会停止使用第一条链路而使用第二条链路。

RIP内在的缺乏负载均衡的能力使其使用限制在小型网络中。简单网络的突出特点往往是几乎没有冗余路由。因此，负载均衡不作为设计要求，可以不支持。

## 12.5 小结

RIP易于配置、灵活和容易使用的特点使其成为非常成功的路由协议。从RIP开发以来，它在计算、组网和互联技术等方面已有了长足进步。这些进步的积累效应使RIP成为流行协议。实际上，在今天有许多使用中的路由协议比RIP先进。虽然这些协议取得成功，但RIP仍是非常有用的路由协议，前提是理解了其不足的实际含义并能正确地使用它。