

RSVP 协议端到端 QoS 控制机制的研究

Study of the End-to-End QoS Control Mechanism in the RSVP

蔡皖东

(西北工业大学 西安 710072)

Abstract In this paper, the RSVP (Resource Reservation Protocol) and its end-to-end QoS control mechanism is described. The RSVP is a real-time transport protocol to support multimedia conference application. It can provide the control function of end-to-end QoS by creating the RSVP session between sender, routers and receivers in order to guarantee the bandwidth for the data flow.

keywords RSVP protocol, QoS control, Resource reservation, Multimedia conference

1 引言

为了支持在 Internet/Intranet 上开发多媒体应用, IETF 开发了两个支持多媒体通信的传输协议: 实时传输协议 RTP 和资源保留协议 RSVP, 这两种传输协议都是在无连接协议 UDP 上提供端到端实时传输服务的。本文主要讨论 RSVP 协议。

RSVP 目标是在网络中为建立特定的服务质量 (QoS) 提供一种方法, 以减小网络传输延迟。RSVP 定义了一种称为会话 (session) 的特殊 QoS 控制关系, 支持端到端的 QoS 协商和控制。

RSVP 的基本原理是发送者在发送数据前首先发送 Path 消息与接收者建立一个传输路径, Path

消息含有数据流标识符 (ID) 和其它控制信息。沿途的各个路由器都记录这个流标识符, 并为它做好保留资源的准备。接收者收到 Path 消息后, 则使用相同的流标识符回送一个 Resv 消息进行应答。Resv 消息沿相同的路径传送给发送者, 途径各个路由器时, 对 Path 消息指定的 QoS 级给予确认。以后, 发送者和接收者之间通过这条路径传输数据流, 沿途的各个路由器为该数据流保留资源, 按协商的 QoS 级提供转发服务。

RSVP 是一种建立在 TCP/IP 上的应用型协议, 它通过目的地址、传输层协议类型 (典型的是 UDP) 和目的端口的组合来标识一个会话。图 1 是一种 RSVP 的应用模型。

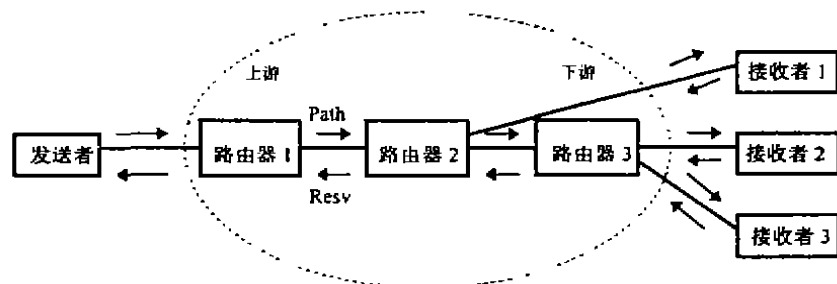


图 1 一种 RSVP 的应用模型

2 发送者的 Path 消息

每个 Path 消息含有如下的信息:

①:Phop: 指出转发该 Path 消息的最后可兼容

RSVP 节点的地址。这个地址在该路径的每个支持 RSVP 的路由器上都被更新。

②:Sender Template: 定义一种发送者的过滤器规范, 包括发送者的 IP 地址和可选择的发送者端

口。

③ Sender Tspec: 定义发送者的传输特性。这种传输特性是用一种漏桶流量模型描述的, 其中有数据流峰值速率 ρ 、桶深 b 、标记桶速率 r 、最小管理单元 m 以及最大数据报长度 M 等参数。

④ Adspec: 可选项, 含有 OPWA (One Pass With Advertising) 信息, 使得接收者能计算出应保留的资源级, 以获得给定的端到端 QoS, 这些信息在该路径的每个支持 RSVP 的路由器上都被更新。

尽管 Adspec 是一个可选项, 但它含有接收者用来计算 QoS 的重要信息。因此, 这里对 Adspec 进行详细的讨论。

Adspec 是由一个消息头、一个缺省通用参数 DGP 段以及至少一个 QoS 段组成。目前, RSVP 支持保证服务 (GS) 和被控负载服务 (CLS) 两个基本的 QoS 类, 省略 QoS 段的 Adspec 是无效的。

(1) 缺省通用参数段。DGP 段包含如下字段:

- 最小路径等待时间。是指在路径上单个连接等待时间的累加和, 表示无任何排队延迟的端到端等待时间。在 GS 中, 接收者可以使用该值计算端到端排队延迟限制, 以及所有端到端延迟限制。

- 路径带宽。是指在路径上单个连接带宽的最小值。

- 全局中止位。是一个标志位。发送者创建 Adspec 时, 该位置 0。当路径上任何不支持 RSVP 的路由器都可将该位置 1, 以通知接收者 Adspec 是无效的。

- 综合服务 (IS) 网段 (hop) 计数。在路径上每个支持 RSVP/IS 的路由器都将该值加 1。

- 路径最大传输单元 (Path MTU)。它是指在路径上单个连接最大传输单元 (MTU) 的最小值。

这些参数在路径的每个支持 RSVP 的路由器上都被更新, 以便将端到端的值表示成接收者。

(2) 保证服务段。Adspec 的 GS 段包含如下字段:

- C_{tot} : 端到端偏差项 C 的总和。

- D_{tot} : 端到端偏差项 D 的总和。

- C_{cum} : 自上次刷新点开始 C 的总和。

- D_{cum} : 自上次刷新点开始 D 的总和。

偏差项 C 和 D 是由漏桶流量模型引入的, 表示路由器的近似模型与理想模型之间所允许的偏差。在分布树的某些点上, C_{cum} 和 D_{cum} 被用于刷新处理。

- GS 中止位。是一个标志位。发送者创建 Adspec 时, 该位置 0。当路径上任何支持 RSVP/IS 但

不支持 GS 的路由器都可将该位置 1, 以通知接收者 Adspec 是无效的, 服务不能得到保证。

- GS 通用参数头/值。是一个选项。就接收者所希望的 GS 保留而言, 如果选择了其中的任何一个, 都会忽略 DGP 段所给定的相应值。

(3) 被控控制服务段。Adspec 的 CLS 段包含如下字段:

- CLS 中止位。是一个标志位。发送者创建 Adspec 时, 该位置 0。当路径上任何支持 RSVP/IS 但不支持 CLS 的路由器都可将该位置 1, 以通知接收者 Adspec 是无效的, 服务不能得到保证。

- CLS 通用参数头/值。是一个选项。与 GS 段一样, 它忽略 DGP 段所给定的特殊服务通用参数。

发送者通过 Path 消息中的 Adspec OPWA 定义端到端服务的保留模式。如果在 Path 消息中没有定义 Adspec 选项, 则保留模式只是简单地提交 "One Pass", 接收者也就无法确定端到端的服务。

Path 消息通过多个中间支持 RSVP 的路由器传输给一个或多个接收者, 并形成一条传输路径。在各个路由器上, Path 消息建立起相应的路径状态, 并等待接收者 Resv 消息的协商确认, 最终将按所需 QoS 确定该路径上的保留资源。

3 接收者的 Resv 消息

接收者可以从接收到的 Path 消息提取 Sender Tspec 所含的传输特性参数和 Adspec 所含的 QoS 参数。利用这些参数可建立起接收者保留规范 Rspec。Rspec 由如下参数组成:

- 带宽 R。根据 Sender Tspec 参数计算而成。如果得到的 R 值大于 Adspec 中的路径带宽值, 则 R 值必须相应地减小, R 值将保存在各个路由器上。

- 时隙 S。表示端到端延迟限制与应用所需端到端延迟的差值, 初始为 0。通过设置 S 值, 将为各个路由器在确定局部保留上提供更多的可伸缩性, 提高端到端保留的成功率。

利用 Rspec 可以创建一个 Resv 消息。一个 Resv 消息包含如下的内容:

- 保留风格指示。可以是 FF、SE 或 WF (下面将讨论)。

- 过滤器规范 (Filterspec)。用来标识发送者和格式, 该格式和一个 Path 消息中的 Sender Template 相同。

- 数据流规范 (Flowspec)。由 Rspec 和 Tspec 组成。通常, 将 Tspec 设置成接收到的 Sender

Tspec。

- 保留确认对象(ResvConf)。是可选项,含有接收者的 IP 地址,用于指示接收这个保留请求的节点。ResvConf 消息在分布树上向上传播,最终达到该接收者,表明端到端保留的成功。

Resv 消息按所存储的路径状态被送往前网段上游路由器。在该路由器上,Resv 消息可以和达到同一接口的其它 Resv 消息合并,再传送到下一个上游路由器。

4 路由器的 RSVP 处理

4.1 Path 消息的处理

在点到多点的传输路径上,要通过多个中间支持 RSVP 的路由器,形成一个分布树。这些路由器都要截获 Path 消息,并检查其有效性。如果发现错误,则要卸下 Path 消息,并用 PathErr 消息通告给上游的发送者,以便让发送者采取适当的动作。如果 Path 消息是有效的,则路由器将执行下列处理:

- 更新由 Sender Template 标识的发送者路径状态登记项。如果尚无路径状态,则要建立该状态。路径状态包含 Sender Tspec,地址、前网段上游路由器 Phop 以及任意一个 Adspec。Phop 必须存储,以便在分布树的相反方向上路由 Resv 消息。Sender Tspec 提供一个最高限度,以限制 Resv 消息中的 Tspec 超过规定。

- 设置清除计时器。它等效于清除超时间隔和重启动计时器。计时器与每个路径状态登记项相关联。计时器计满将会触发路径状态的删除。如果在清除超时间隔时已接收到该登记项的一个 Path 消息,则计时器就不会计满。这就是所谓的 RSVP 软状态机制。

- 产生和转发 Path 消息。根据所存储的路径状态产生 Path 消息,并沿着分布树向下转发,确保每个输出接口的 Adspec 和 Phop 对象都相应的改变。一旦 RSVP 发现存储的路径状态发生改变,或者在数据转发路径的输出接口集合上通过改变下层路由协议发出通告,都会产生 Path 消息并转发它。否则,每个刷新周期超时间隔,都要创建和转发每个特定路径状态登记项的 Path 消息,以刷新下游的路径状态。

刷新周期超时间隔比清除超时间隔要小若干倍,这样偶尔丢失的 Path 消息就不会引起不必要的路径状态的删除。但最好是用最小网络带宽配置 RSVP 消息,以避免因拥挤而丢失数据。

如果一直没有 Path 消息的刷新,路径状态最终因超时而删除。当路径状态登记项被删除时,将产生 PathTear 消息,它沿着和 Path 消息相同的路径传送,并确切地下载路径状态。因此,对于某一个发送者来说,所产生的 PathTear 消息将会删除该发送者所有下游的路径状态,任何路径状态登记项的删除都会引起与之相关的保留状态的删除。

4.2 Resv 消息处理

当路由器接收到 Resv 消息后,按其保留风格对 Flowspec 和 Filterspec 进行如下处理:

- 有效的 Flowspec 传送给路由器的传输控制模块。通过传输控制模块实施许可控制和策略控制,以确定是否接受保留。许可控制将单独地确定是否有足够容量来满足保留请求。策略控制采用某种策略实施控制,如采取某种策略来限制用户的保留带宽等。

- 如果该保留请求被拒绝,则路由器将保持已存在的保留,并向下游发送一个 ResvErr 消息。

- 如果接受该保留请求,则路由器将保留状态设置成与有效的 Flowspec 和 Filterspec 相一致。当接受该请求时,允许采用某种规则改变与该保留相关联的 Rspec。还可以采用某种规则将该保留和其它保留合并,以产生新的 Resv 消息。

路由器将从所存储的路径状态中获得下一个上游路由器,将 Resv 消息转发给它。

4.3 保留风格

在每个路由器的接口上,由 Filterspec 定义其保留模式。Filterspec 将随着一个有效的 Flowspec 一起实施保留控制。对一个路由器接口上所收到 Resv 消息集进行选择性的合并处理后,便可以获得 Filterspec 和有效的 Flowspec。合并处理规则依赖于每个 Resv 消息的保留风格。路由器对 Resv 消息中的 Filterspec 和 Flowspec 进行计算,并与所存储保留状态进行合并,然后重新创建 Resv 消息,并把它们发送到前网段上游路由器。在路由器中,有两种情况都要重新创建和发送 Resv 消息,一是当改变所存储的保留状态时,将立即创建 Resv 消息并发送给上游节点;二是在刷新周期超时且保留状态无变化的情况下,将周期地建 Resv 消息并发送给上游节点。这是由于路径状态是用软状态形式存放在路由器中,因此要用 Resv 消息进行周期性刷新,以防止路径状态的消失。

需要说明的是,合并处理仅适合于相同的会话分组,且只能在使用相同保留风格的消息间发生。目

前,可用的保留风格主要有如下三种:

①Fixed Filter(FF)。在一个接口上所设置的每个 FF 保留的 Filterspec 仅由单一发送者组成,所设置的有效 Flowspec 是从该接口上接收特定发送者的全部 FF 保留请求中的最大值。FF Resv 消息的 Flowspec 将单点发送给这个特定发送者的前网段,这个 Flowspec 是在该路由器上为这个特定发送者而设置的所有保留的最大 Flowspec。

②Wildcard Filter(WF)。在一个接口上所设置的每个 WF 保留的 Filterspec 是通配符,并可与上游的任何发送者匹配。所设置的有效 Flowspec 是从特定接口上接收的全部 WF 保留请求中的最大值,每个 WF Resv 消息的 Flowspec 将单点发送给前网段上游,这个 Flowspec 是在该路由器上设置的所有 WF 保留的最大 Flowspec。

③Shared Explicit(SE)。在一个接口上所设置的每个 SE 保留的 Filterspec 都含有一个特定的来自上游发送者的集合,并且是由这个接口上接收的每个 SE 保留请求的各个 Filterspec 联合设定的。所设置的有效 Flowspec 是从这个特定接口上接收的所有 SE 保留请求中的最大值。一个 SE Resv 消息的 Filterspec 将从一个接口输出单点发送给前网段上游的所有发送者联合,并且这些发送者被包含在该路由器上至少一个 SE 保留的 Filterspec 中。同样,这个 SE Resv 消息的 Flowspec 是由所有 SE 保留的最大 Flowspec 设定的。这些 Filterspec 至少包含一个经过该接口的前网段发送者。

SE 和 WF 适合于会议应用,在这类应用中,某一时刻只有一个发送者是主动的,应能保存发送者音频和视频的保留请求和发送带宽,以便允许一定的超量。

结束语 RSVP 通过在发送者、路由器和接收者建立一条路径提供基于不连接协议(UDP)的端

到端 QoS 控制,以支持多媒体会议之类的多媒体应用。实现 RSVP 的关键技术是:

- 路由器对 RSVP 的支持能力。这是 RSVP 技术的核心问题,其中路由器的 QoS 编码方案、资源调度策略、可提供的 RSVP 会话数量等都将对 RSVP 性能产生直接的影响。

- 基于 RSVP 的应用开发问题。尽管 RSVP 规范描述了基本的 RSVP API,但它并未在操作系统上实现。目前,开发 RSVP 应用的主要手段是 WinSock v2,但支持 RSVP 的应用软件还很少。

由于 RSVP 会话与 ATM 虚路径概念相吻合,这意味着 RSVP 将在 LAN-ATM 体系结构中发挥更大的作用。通过 RSVP 可以改变目前 LAN-ATM 体系结构中不支持 QoS 的状况,使采用 LAN-ATM 体系结构的企业网或园区网能够充分支持多媒体应用。

参考文献

- 1 Beaden R. Resource Reservation Protocol(RSVP)-Version 1 Functional Specification. 1996. Available at: <http://www.ietf.org/html.charters/intserv-charter.html>
- 2 Paul P. RSVP and Integrated Services in the Internet: A Tutorial. IEEE Communications Magazine, 1997, 35(5), 100~106
- 3 Busse J. et al. Dynamic QoS of Multimedia Application based on RTP. Computer Communication, 1996, 19: 49~58
- 4 Coulson G. et al. Supportion the Real-time requirements of Continuous Media in Open Distributed Processing. Computer Network and ISDN System, 1995, 27: 1231~1246
- 5 IETF home page. Available at: <http://www.ietf.cnri.reston.va.us>

(上接第 85 页)

(Vtable)中删除指向旧服务者的函数指针;装入新服务者构件,向虚拟函数表插入指向新服务者的函数指针,一旦有某个客户需要调用相关的服务,将会动态地发现这个新服务者的接口,就可以通过 Vtable 指针调用新服务者的新的服务了,这样客户在并不知道它所调用的服务者已经更换的情况下,继续得到服务,系统照常运行。

由于即插即用构件已被封装为二进制代码,构件之间的通信通过指针,客户通过服务者的接口得到服务,而不能访问服务者的内部实现,这种即插即

用的过程在合适的配置环境下就可以进行,几乎不受编程语言、系统平台以及构件分布地址的影响。

小结 基于中间件的软件即插即用方法以中间件为基础,基本支持系统动态更新的几个过程,它具有如下特点:集成化的过程描述、形式化的模型、可执行的重用构件、配置无关性和地址透明性。我们设计了规范分析器 Matchable 和构件生成器 Generator。随着分布式中间件和 INTERNET 版的中间件的发展,软件即插即用方法应该在 INTERNET 上得到进一步的实现。