

适用于移动 MPLS 的改进 RSVP 协议研究*

崔丙锋, 杨 震, 丁 炜

(北京邮电大学 宽带通信网络实验室, 北京 100876)

摘要: 首先提出了一种改进的资源预留协议, 能够保证基于分级移动的移动 MPLS 在切换过程中连续的集中服务质量。阐述了该改进协议的工作过程, 证明了它能很好地适应移动 MPLS, 并能保证对移动 MPLS 在切换后的新路径进行快速的资源预留, 从而保障业务的集中服务质量。最后, 给出仿真结果并进行分析。

关键词: RSVP; 移动 MPLS; HMIP; QoS

中图法分类号: TN913.24

文献标识码: A

文章编号: 1001-3695(2005)02-0040-03

Study on Improved RSVP Adapt to Mobile MPLS

CUI Bing-feng, YANG Zhen, DING Wei

(Laboratory of Broadband Communication Network, Beijing University of Posts & Telecommunications, Beijing 100876, China)

Abstract: A new improved RSVP is proposed, which can be used to ensure Int-serv QoS of Mobile Multi-Protocol Label Switching(MPLS) based on Hierarchical Mobile IP(HMIP) during its handover. Its procedure is expatiated in detail. The theory analysis indicates that the improved RSVP can adapt to Mobile MPLS properly. It can reduce the time spent on resource reservation set-up and realize the fast resource reservation after handover. In the end, the simulation and its analysis are given.

Key words: RSVP; Mobile MPLS; HMIP; QoS

随着数据业务的迅速增长, 目前的无线接入网络已经不能满足日益增加的需求。各种需求变得越来越复杂, 从简单的语音业务到多媒体业务, 并且各种需求对业务的 QoS 要求越来越高。因此, 无线网络必须能够提供宽带、高 QoS 的业务才能满足这些需求。移动 IP(Mobile IP) 为未来统一的全 IP 移动网络提供了一个三层解决方案, 它能够兼容不同的无线接入网络, 提供一种简单而又有效的方法, 支持网络的移动性。但是, 它不能够实现快速切换以及无缝漫游。为此, 分级移动 IP(Hierarchical Mobile IP)、蜂窝 IP(Celluar IP) 等新的解决方案又被提出。这些方案都是利用移动 IP 解决宏观移动性, 它们把整个移动网络分成不同的域(Domain), 移动终端在域之间的移动靠移动 IP 来解决, 而当移动终端在域内移动时, 则不需要通知家乡代理(Home Agent, HA)。这些解决微观移动的方案能够减少送往家乡代理的信令负荷, 在域内实行快速位置更新来实现快速切换。但是它们都缺乏服务质量(QoS)的支持。

MPLS 作为下一代因特网的核心技术, 可以跨越不同的两层网络, 保障不同 IP 业务的 QoS, 实现流量工程。因此, 移动 IP 与 MPLS 的融合将为下一代全 IP 移动网络提供优异的性能, 能够满足各种复杂的业务需求。

1 基于 HMIP 的 MPLS

HMIP 是为了实现 MIP 在微观覆盖小区之间能够进行无缝快速切换而提出的解决方案。其基本出发点是通过减少移动节点(Mobile Node, MN)发往家乡代理以及通信对端的信令数目来提高 MIP 的切换性能。随着通信数据量的增加以及使

用的载频变得越来越高, 一个基站覆盖的小区会变得越来越小。例如, 4G 系统中一个蜂窝小区的半径只有 3G 系统中的一半, 这就意味着 4G 系统需要更多的基站形成更多的小区^[1]。小区的增多使得切换会变得更加频繁, MN 和家乡代理以及通信对端的信令交互也会加大。HMIP 通过引入移动支撑点(Mobility Anchor Point, MAP) 形成一个域来管理多个小区。当 MN 在同一个域内的各个小区之间移动时, 就不必向家乡代理及通信对端进行注册和信息更新, 从而实现快速切换, 提高切换的性能。但是, 不管如何这种切换并不能保证业务的 QoS。

MPLS 作为下一代骨干网上的关键技术, 可以跨越不同的链路层, 如 ATM 和帧中继。分组数据通过 MPLS 边缘路由器进入 MPLS 网络, 分组数据在边缘路由器内被分成不同的等价转发类(Forwarding Equivalence Class, FEC)。边缘路由器根据分组数据中的信息, 如目的 IP、优先级、QoS 信息等形成不同的 FEC。根据 FEC 分组数据被标上不同的标签就可以在标签交换路径(Lable Switched Path, LSP) 上进行传输, 属于同一 FEC 的分组数据在 LSP 上传输时会得到同样的处理。

基于 HMIP 的 MPLS 的架构(图 1)。由多个基站子系统以及 MPLS 边缘路由器组成一个 MPLS 域, HMIP 中的 MAP 由一个具有 MPLS 交换功能的网管(Gate-Way, GW) 来实现。为了保证业务端到端的 QoS, GW 与边缘 LSR 之间会动态形成多个 LSP。当数据由 MN 通过基站进入边缘 LSR 时, 边缘 LSR 会给这些数据加上标签。至于标签的分发, IETF 定义了三种标签分发机制, IETF 推荐使用普通标签分发协议(Lable Distributed Protocol) 作为标签分发机制^[2]。当 MN 首次进入一个 MPLS 域的时候, 它会像 MIP 一样要向其家乡代理进行注册。当 MN 在同一个域内的不同小区之间移动切换的时候, 基站会检测到这种移动切换并将 MN 的位置报告给 GW, GW 会根据这些报告

信息将 MN 与其相对应的边缘路由器进行绑定映射, 这样就实现 GW 对 MN 的位置跟踪。这时的切换并不需要向家乡代理进行任何注册, 从而实现 MN 在 MPLS 域内的快速切换。本文研究的内容就是在这种架构下, 如何保证切换后端到端数据业务的 QoS。

2 一种改进 RSVP 算法

为了满足一些对 QoS 需求敏感的实时媒体业务的需求, IETF 制定了 RSVP 协议标准, 其主要目标就是能够在基于 IP 的网络上保证端到端的业务 QoS。RSVP 中资源的预留以及路径的建立主要依靠 Path 和 RESV 消息来完成。Path 消息由发送端发出, 它像其他 IP 数据包一样被传送到接收端。接收端会按原路返回一个 RESV 消息, 该消息逐个询问沿途的路由器, 其现有资源是否可以完全满足该应用数据流的要求。如果 RESV 信息成功地回到发送方, 则发送方就可以成功地在已经预留资源的路径上发送应用数据。否则, 应用将无法进行。RSVP 要求中间的路由器要保持有关资源预留的软状态, RSVP 会定时刷新这些状态。由此可以看出 RSVP 的几个缺点: 资源预留的过程是一个串行的过程, 对于移动 MPLS 来说, 如果每次越区切换都要执行这种过程, 显然时延会增大。

RSVP 要求沿途的每个路由器为每一个数据流都维持一个软状态。这无疑也限制了这种结构的可扩展性, 因为每个路由器的内存有限, 可以保存的软状态信息都是有限的。RSVP 会定时刷新软状态, 如果不能定时刷新, 沿途路由器会自动释放预留的资源。这对越区切换来说不能忍受, 因为切换很可能需要相当长的时间。

针对以上缺点, 结合基于 HMIP 的 MPLS 特点, 现提出一种改进的 RSVP 算法。其特点是资源预留采用并行与串行相结合的方式, 缩短资源预留建立的时间。它不需要定时刷新软状态, 沿途路由器也不需要保存这些软状态。充分利用 MPLS 的优点, 保证端到端的业务 QoS (图 2)。

送 RESV_FAIL。只是发送有顺序要求, 即在 LSR C 没有发送 RESV_OK 之前, A, B 要么不发送消息, 要发只能在预留成功时发送 RESV_OK 消息。

同样 A 在 B 没有发送 RESV_OK 之前也是只能发送 RESV_OK 消息。发送端只要收到一个 RESV_FAIL, 就表明资源预留失败。只有接收到所有 RESV_OK 之后, 才表明资源预留成功。如果在 LSR C 发出 RESV_OK 之后, LSR B 资源预留还没成功的话, 它依然会有一个时钟周期的时间进行资源预留, 一个时钟周期之后会将预留结果发送给发送端。依此类推, LSR A 也会进行同样的处理。

(3) 发送端在接收到 RESV 消息后会等待各个中间 LSR 向其报告资源预留结果。只有所有的中间 LSR 报告 RESV_OK 消息之后, 才表明整个资源预留成功, 否则就是失败。如果在预定的时间窗口内没有接收到消息, 接收端也认为整个资源预留失败。如果资源预留成功, 发送端会向接收端发送 RESV_Success 消息。该消息包含每个中间节点的标签信息, 中间 LSR 根据该消息进行标签映射, 用来转发用户数据。如果资源预留不成功, 发送端会向接收端发送 RESV_Abort 消息, 沿路的中间 LSR 会释放掉已分配的资源, 整个资源预留失败。

3 性能分析

性能分析基于这样一种假设: 对于发送端来说, 距离发送端越远的中间节点其资源预留失败的概率越大。例如在图 2 中, 对于发送端来说, LSR C 预留失败的概率最大, 并且中间 LSR 的数量 2。这种假设在该改进算法中是合理的, 因为对于发送端来说接收到第一个 RESV_FAIL 总是来自 LSR C, LSR A, LSR B 的预留失败对发送端来说都可以等价成 LSR C 的预留失败, LSR 至少要有入口 LSR 和出口 LSR, 因此中间 LSR 的数量 2 也是合理的。在这种假设下, 离发送端最远的 LSR 必须在等待一定的时间上限之后, 如果再预留资源不成功才能发送 RESV_FAIL 消息。设 T_{Path} 和 T_{Resv} 分别是中间 LSR 处理 Path 消息和 RESV 消息的时延。发送端和接收端之间的跳数为 N_{Hop} , T_{Sender} 和 $T_{Receiver}$ 分别是接收端处理 Path 消息以及发送端处理 RESV 消息的时延。链路上的平均传输时延为 $T_{Transit}$ 。从图 2 中可以看出整个处理时延 $T_{Process}$ 为

$$T_{Process} = 3 N_{Hop} T_{Transit} + T_{Sender} + T_{Receiver} + T_{Path} + T_{Resv} \quad (1)$$

发送端在接收到 RESV 消息后, 如果此时的中间 LSR 还没有完全向发送端报告预留结果, 它会等待。假设等待时间为 T_{Clock} , 等待的所有时钟个数为 N_{Clock} , 等待的时钟门限为 $T_{Timeout}$ 。所以有

$$T_{Clock} = \sum_{k=1}^{N_{Clock}} T_{clock-k} T_{Timeout} \quad (2)$$

假设发送端在 j 个时钟周期内接收到 N 个中间 LSR 发送的预留结果信息的概率为 $P_j(N)$ 。例如: $P_1(N)$ 表示发送端只需等待一个时钟周期就接收到所有 N 个中间 LSR 发送过来的预留结果状态信息。设中间 LSR 在一个时钟周期内预留资源失败的概率为 q , 则在前一个时钟周期内有 m 个资源预留失败的中间 LSR 而在当前时钟周期内其 n 个资源预留再次失败的概率为 $f(n, m) = C_m^n q^n (1-q)^{m-n}$ 。所以有

$$P_j(N) = \sum_{k=1}^N f(k, N) P_{j-1}(k) = (1-q^j)^N - (1-q^{j-1})^N [3]$$

则发送端平均等待的时钟周期数为

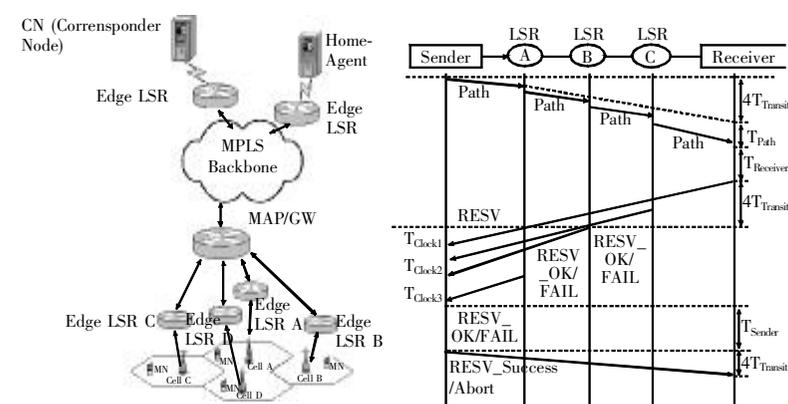


图 1 基于 HMIP 的 MPLS 架构 图 2 改进 RSVP 工作流程

其实现过程分为三步, 具体如下:

(1) 与 RSVP 一样, 发送端首先发送 Path 消息建立资源预留路径。中间的 LSR 在处理这条消息的同时会进行对该路径分配标签, 创建源路由信息。同时这条消息还会探询中间 LSR 资源状况。

(2) 接收端接收到 Path 消息以后, 首先保存源路由信息, 然后同样会发送 RESV 消息。只是中间 LSR 节点不再是简单串行处理这个消息。当 LSR C 接收到 RESV 消息后, 会记录下有关信息, 然后立即原路转发到 LSR B, LSR B 也是同样处理, 这样该消息就会被送往发送端。A, B, C 这些中间 LSR 在转发完 RESV 消息后会并行进行资源预留处理。每个 LSR 都要将预留结果发往发送端, 若预测成功则发送 RESV_OK, 失败则发

$$\overline{N_{Clock}} = \sum_{j=1}^{\text{上限}} j P_j(N) \quad j P_j(N) = j((1-q)^j - (1-q^{j-1}))$$

经过计算可以发现,在给定 q 值的情况下, $\overline{N_{Clock}}$ 随中间 LSR 数量的增加而增加,但是增加得非常缓慢。例如在 $q=0.1, N=20$ 时 $\overline{N_{Clock}}=2.083, N=30$ 时, $\overline{N_{Clock}}=2.251, N=40$ 时 $\overline{N_{Clock}}=2.260, N=1430$ 时 $\overline{N_{Clock}}=3.910$ 。因此我们不妨设 $\overline{N_{Clock}}=4$ 。所以整个资源预留完成的时间为

$$T_{Total} = T_{Process} + \overline{N_{Clock}} \times T_{Clock} = T_{Process} + 4 \times T_{Clock} \quad (3)$$

T_{Clock} 是发送端等待的一个时钟周期时间,由 RESV_OK 消息的传输时间以及处理时间来决定。如在图 2 中,可以不妨令 $T_{Clock} = T_{Resv} + 3 \times T_{Transit}$ 。由式(3)可以看出整个资源预留所需最小时间为 $(T_{total})_{min} = T_{Process} = 3 N_{hop} T_{Transit} + T_{Sender} + T_{Receiver} + T_{Path} + T_{Resv}$ 最大所需时间为 $(T_{total})_{max} = T_{Process} + 4 \times T_{Clock} = 3 N_{hop} T_{Transit} + T_{Sender} + T_{Receiver} + T_{Path} + T_{Resv} + 4(T_{Resv} + (N_{hop} - 1) \times T_{Transit}) < 7 N_{hop} T_{Transit} + T_{Sender} + T_{Receiver} + T_{Path} + 5 T_{Resv}$ 。相比之下,RSVP 整个资源预留所花费的时间为

$T_{Rsvp} = 2 N_{hop} T_{Transit} + (N_{hop} - 1)(T_{Path} + T_{Resv}) + T_{Sender} + T_{Receiver}$ 其中 $T_{Transit}$ 包括传输时间以及路由的时间,即 $T_{Transit} > T_{Transit}$,因此在传输时间与中间 LSR 处理 Path 和 RESV 消息的时间近似相等,以及中间 LSR 2 的情况下有: $(T_{Total})_{min} < T_{Rsvp}$ 。而随着 N_{hop} 的增加应该有: $(T_{Total})_{max} < T_{Rsvp}$ 。后面的仿真也验证了这一点。因此,该改进协议能够进一步缩短时延,保证切换后的业务 QoS。

4 仿真分析

如图 3 所示,经过仿真,给出两种 RSVP 资源预留平均时间分布。在中间 LSR 资源预留失败概率 $q=0.1$ 下,以 $T_{Transit}$ 为单位表示整个资源预留所需要的时间。从图 3 中可以看出当 $N_{hop}=6$ 时,改进 RSVP 稍微比 RSVP 所需时间多一些。但当 $N_{hop}>6$ 时,RSVP 平均所需要时间明显要比改进 RSVP 要多,而且随着 N_{hop} 的增加,两者时间差越来越大。这正反映当中间 LSR 数量增加时,改进 RSVP 能够缩小整个资源预留所需时间。其根本原因是 RSVP 采用的是串行方式来进行资源预留,而改进 RSVP 则采用并行与串行相结合的方式来进行资源预留,因此能够缩短整个资源预留的时间。

对于等待的时钟周期也进行了仿真。如图 4 所示,在中间

LSR 资源预留失败概率 $q=0.1$ 下,可以发现等待时钟周期个数 $N_{Clock}=1$ 的概率随着跳数 N_{hop} 的增加近似线性下降。对于 N_{Clock} 的概率分布,当中间 LSR 数量增加,即 N_{hop} 变大,其变化较缓慢。特别地在 N_{hop} 的情况下 N_{Clock} 的概率总是大于 0.9。这说明 N_{Clock} 对中间 LSR 数量的增加并不很敏感,并且当 $N_{hop}=15$ 的情况下 $N_{Clock}=2$ 的概率在 0.9 左右。而且当中间 LSR 资源预留失败概率 q 变小的情况下, $N_{Clock}=2$ 的概率会进一步增加。

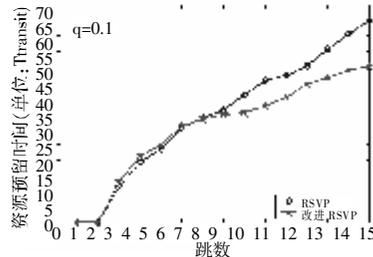


图 3 资源预留时间比较

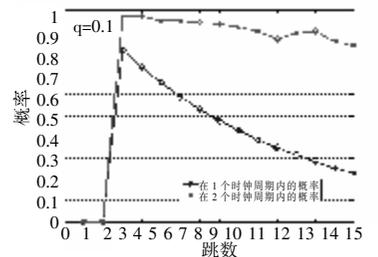


图 4 等待时钟周期概率分布

5 结束语

能够为用户提供端到端的业务并能够保障业务 QoS 是无线宽带 IP 网络的发展方向。对一种改进的 RSVP 进行分析,通过仿真验证其有效性。分析表明它能更好地适应基于 HMIP 的移动 MPLS 网络,能够缩短切换后资源预留建立的时间,从而保障业务的 QoS。通过仿真,给出了该改进协议的一些具体性能参数,对该协议的进一步发展有重要意义。

参考文献:

- [1] asos Vassiliou, et al. A Radio Access Network for Next Generation Wireless Networks Based on Multi-Protocol Label Switching and Hierarchical Mobile IP [C]. Proceedings. VTC, 2002. 154-162.
- [2] E Rosen, et al. Multi-Protocol Label Switching Architecture [EB/OL]. http://www.ietf.org/rfc/rfc3031.txt January 2001 IETF Internet RFC.
- [3] Oliver T W Yu. Next Generation MPLS-based Wireless Mobile Network [C]. WCNC. 2000 IEEE, 2000. 168-174.
- [4] R Braden, et al. Resource ReSerVation Protocol (RSVP), Functional Specification [EB/OL]. http://www.ietf.org/rfc/rfc2205.txt September 1997. IETF Internet RFC.
- [5] H Soliman, et al. Hierarchical MIPv6 Mobility Management [EB/OL]. IETF draft-ietf-mobileip-hmip6-05.txt, 2001.

作者简介:

崔丙锋 (1976-), 男, 安徽人, 博士研究生, 主要研究方向为流量工程及其关键技术、移动 IP 与 MPLS 融合技术等; 杨震 (1976-), 男, 山西人, 博士研究生, 主要研究方向为 MPLS 关键技术、高速路由与交换技术等; 丁炜 (1935-), 男, 云南人, 教授, 博士生导师, 主要研究方向为宽带通信网。

(上接第 36 页) 结果如图 4 所示, 预先设置的关键词分别被反显。

自焚与“法轮功”无关之说被统百出

新华社北京1月30日电: 中国政府依法取缔“法轮功”以来, “法轮功”组织的邪教本质昭然若揭, 其反党反社会和与法律抗衡、与国家和人民为敌的真面目大白于天下。然而, 投靠西方反华势力的李洪志贼心不死, 一再散布“升天圆满”、“忍无可忍”、“制造流血”的妖言, 蒙骗、煽动受其精神控制的“法轮功”顽固分子铤而走险, 甚至不惜置“法轮功”痴迷者于死地, 以达到其不可告人的政治目的。1月23日, 在天安门广场发生的几名“法轮功”痴迷者自焚事件就进一步暴露了“法轮功”反人类、反社会、反科学的邪教本质。

图 3 识别流程图

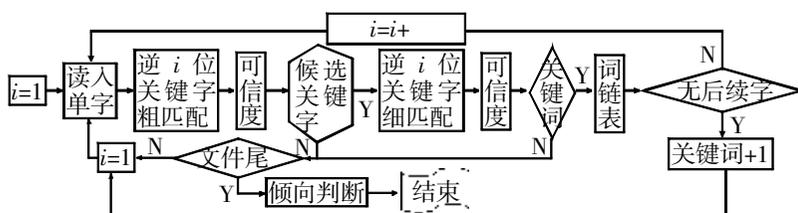


图 4 实验结果演示

实验结果证明了该方法的有效性, 对多字体及污染文档误识率明显降低。今后的工作将集中在是否可以保持识别精度情况下适当降低特征维数以进一步提高速度, 同时关键词广义可信度包

括识别可信度和倾向判断可信度也是进一步研究的方向。

参考文献:

- [1] Kameshiro, et al. A Document Image Retrieval Method Tolerating Recognition and Segmentation Errors of OCR Using Shape-feature and Multiple Candidates [C]. Proceedings of the 5th International Conference on Document Analysis and Recognition, 1999. 681-684.
- [2] D Doermann. The Indexing and Retrieval of Document Images: A Survey [J]. Computer Vision and Image Understanding, 1998, 70 (3): 287-298.
- [3] Y He, Z Jiang, et al. Content-based Indexing and Retrieval Method of Chinese Document Images [C]. Proc. of the Fifth International Conference on Document Analysis and Recognition, 1999. 685-688.
- [4] Y Lu, C L Tan. Word Spotting in Chinese Document Images Without Layout Analysis [C]. Proc. of the 16th International Conference on Pattern Recognition, 2002. 57-60.
- [5] 张洪刚. HCL2000 汉字数据库与高精度识别算法的研究 [D]. 北京: 北京邮电大学硕士论文, 1999. 44-46.
- [6] 邱朗. 手写汉字脱机识别的后处理研究 [D]. 北京: 北京邮电大学硕士论文, 2001. 36-41.

作者简介:

陈界伟, 男, 在读博士, 研究方向为智能信息处理; 徐蔚然, 男, 讲师, 研究方向为智能信息处理; 郭军, 男, 博士生导师, 研究方向为智能信息处理。