

[19] 中华人民共和国国家知识产权局

[51] Int. Cl.

H04L 12/56 (2006.01)

H04L 29/06 (2006.01)



# [12] 发明专利说明书

专利号 ZL 200610141436.8

[45] 授权公告日 2010年3月24日

[11] 授权公告号 CN 100596102C

[22] 申请日 2006.9.29

[21] 申请号 200610141436.8

[73] 专利权人 中国电信股份有限公司

地址 100032 北京市西城区金融大街 31 号

[72] 发明人 何晓明 朱明英

[56] 参考文献

US20060018326A1 2006.1.26

KR20030026679A 2003.4.3

KR20020096752A 2002.12.31

CN1756233A 2006.4.5

CN1466339A 2004.1.7

New Preemption Policies for DiffServ – Aware-TrafficEngineering to Minimize Rerouting in MPLS Networks. Jaudelice C. de Oliveira, et. al. IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 12 No. 4. 2004

审查员 罗 啸

[74] 专利代理机构 中国国际贸易促进委员会专利  
商标事务所

代理人 李镇江

权利要求书 4 页 说明书 19 页

[54] 发明名称

最小化路径抢占代价的标签交换路径建立方法

[57] 摘要

一种多协议标签交换网络中最小化路径抢占代价的标签交换路径建立方法，包括：剪除网络拓扑中未预留带宽小于被请求建立的标签交换路径的带宽  $r$  的链路，在剩余网络拓扑中，使用每条链路的剩余带宽作为路由度量，运行基于约束的最短路径优先算法(CSPF)，为该标签交换路径寻找一条最佳路径；对于该选定的最佳路径上的每段链路，分析其剩余带宽是否大于或等于被请求建立的标签交换路径的带宽  $r$ ，如果是，则不需要抢占；如果不是，则需要抢占，抢占公式为： $Y = \alpha p + \epsilon / |b - r| + \delta n + \theta b$ 。本发明不仅可实现以最小抢占代价为一条新的被请求的 LSP 建立标签交换路径，而且能达到负载均衡，有效提高网络资源利用率。

1. 一种在多协议标签交换网络中最小化路径抢占代价的标签交换路径建立方法, 包括:

步骤 a. 当要在首端路由器和末端路由器之间建立一条特定优先级的标签交换路径时, 剪除多协议标签交换网络拓扑中未预留带宽小于被请求建立的标签交换路径的带宽  $r$  的链路, 在剩余网络拓扑中, 首端路由器使用每条链路的剩余带宽作为路由度量, 运行基于约束的最短路径优先算法 CSPF, 为该标签交换路径寻找最佳路径, 如果存在多条这样的路径, 选择一条跨越跳数最少的路径作为该标签交换路径的最佳路径;

步骤 b. 对于在步骤 a 中选定的最佳路径上的每条链路, 分析其剩余带宽是否大于或等于被请求建立的标签交换路径的带宽  $r$ , 如果该最佳路径上所有链路的剩余带宽都大于或等于被请求建立的标签交换路径的带宽  $r$ , 首端路由器使用基于流量工程的资源预留协议为该请求的标签交换路径建立起标签交换路径, 并更新该路径所经过的每一路由器中记录的以该路由器为起点的那段链路的未预留带宽, 该路径所经过的每一路由器在接收到来自上游路由器的 PATH 消息时, 记录该 PATH 消息中 EXPLICIT\_ROUTE 对象的路径信息, 即该标签交换路径中该路由器下游的每一跳, 当下一轮有新的标签交换路径请求到来且需要抢占带宽资源的情况下, 这些记录的路径信息用于比较每条已经建立的标签交换路径同该下一轮被请求建立的标签交换路径共享相同链路的程度; 如果该选定的最佳路径上存在一段或多段链路的剩余带宽不能大于或等于  $r$ , 需要在这些链路上对比该被请求标签交换路径的优先级低的标签交换路径实行抢占, 在某条这样的链路上的抢占是由该链路始端路由器进行的, 对其上任一条待抢占标签交换路径来说, 抢占公式为:

$$Y = ap + \varepsilon / |(b-r)| + \delta n + \theta b \quad \text{——公式1}$$

公式 1 中,  $p$  表示待抢占标签交换路径的优先级,  $b$  是待抢占标

签交换路径的带宽,  $1/|b-r|$  表示带宽适应性,  $n$  表示待抢占的标签交换路径位于该链路始端路由器下游的那些链路与该选定最佳路径共享、且链路剩余带宽小于被请求标签交换路径的带宽  $r$  的链路数, 系数  $\alpha$ 、 $\varepsilon$ 、 $\delta$ 、 $\theta$  分别是为公式 1 中的  $p$ 、 $1/|b-r|$ 、 $n$ 、 $b$  所分配的权重, 对于该需要进行抢占的链路上的所有待抢占标签交换路径, 逐一按公式 1 计算  $Y$  值, 然后按照每条标签交换路径中  $Y$  值从大到小的顺序选择被抢占的标签交换路径, 直到被选择抢占的标签交换路径的带宽和大于或等于  $r$ , 对于该选定的最佳路径上存在多段链路的剩余带宽不能大于或等于  $r$  的情况, 按照从上游到下游的顺序依次在该多段链路上进行抢占, 直到该选定的最佳路径上的所有需要抢占的链路都已实施优先级抢占, 该选定的最佳路径的首端路由器仍然定时发出 PATH 消息, 该路径所经过的每一路由器在接收到来自上游路由器的 PATH 消息时, 记录该 PATH 消息中 EXPLICIT\_ROUTE 对象的路径信息。

2. 根据权利要求 1 的方法, 其中在步骤 b 中, 为新的标签交换路径建立请求实施抢占及建立该标签交换路径的流程如下:

b1. 首端路由器将该标签交换路径的请求带宽  $r$  与首端路由器到首端路由器的下一跳路由器这段链路的剩余带宽进行比较, 如果该剩余带宽大于或等于  $r$ , 首端路由器就会按照基于流量工程的资源预留协议对 PATH 消息的规定, 产生 PATH 消息, 发送到首端路由器的下一跳路由器, 即第二跳路由器, 同时启用路径建立 PATH 消息重传定时器, 第二跳路由器收到 PATH 消息后, 记录 PATH 消息的 EXPLICIT\_ROUTE 对象的路径信息, 并从 PATH 消息的 EXPLICIT\_ROUTE 对象中删除该第二跳路由器本身的地址, 然后检查 PATH 消息中该标签交换路径的请求带宽  $r$ , 比较该请求带宽  $r$  与该第二跳路由器到第二跳路由器的下一跳路由器—第三跳路由器相连的这段链路的剩余带宽, 如果该剩余带宽大于或等于  $r$ , 那么第二跳路由器就会按照基于流量工程的资源预留协议对 PATH 消息的规定, 产生一个新的 PATH 消息, 然后把它发给 EXPLICIT\_ROUTE 对象中指定的该第二跳路由器的下一跳路由器—第三跳路由器, 依此类推,

如果选定最佳路径中的所有链路的剩余带宽都大于或等于  $r$ ，PATH 消息将一直到达 EXPLICIT\_ROUTE 对象中的最后一跳路由器，即末端路由器，末端路由器经过该选定最佳路径上从下游到上游的各路由器向首端路由器返回包含请求建立标签交换路径使用标签的 RESV 消息，当首端路由器收到 RESV 消息及该消息包含被请求建立标签交换路径使用的标签时，禁用路径建立 PATH 消息重传定时器；如果该选定最佳路径中某段链路的剩余带宽小于  $r$ ，该链路的始端路由器就不再向该链路的尾端路由器发 PATH 消息，而是沿从下游到上游的方向向首端路由器返回 PATH ERR 消息，同时，该始端路由器在该链路上实施按照公式 1 的标记交换路径抢占，将被抢占的标签交换路径信息从该标签交换路径所经过的所有路由器中记录的路径信息表中删除，同时更新该标签交换路径所经过的所有路由器流量工程数据库中的关于链路的未预留带宽信息，抢占完毕后，被请求建立的标签交换路径的路径信息也从该被请求建立的标签交换路径所经过的所有路由器中记录的路径信息表中删除；

b2. 该路径建立 PATH 消息重传定时器的值优选设置得比在一段链路上进行公式 1 的标记交换路径抢占所花费的时间长，这样，当一个 PATH 消息抵达某段需要抢占链路带宽的链路的始端路由器时，该始端路由器在该链路上进行所述的链路带宽抢占，当下一个 PATH 消息抵达该始端路由器时，该段链路的优先级抢占已告完毕，PATH 消息将到达下一处需要抢占链路带宽的路由器，这样可减少路径建立 PATH 消息重传的次数，当路径建立 PATH 消息重传定时器超时，但首端路由器未收到包含请求建立的标签交换路径使用的标签的 RESV 消息时，首端路由器再次尝试沿着该最佳路径发送 PATH 消息，同时启用路径建立 PATH 消息重传定时器，再次在路径建立 PATH 消息重传定时器的定时内等待包含请求建立的标签交换路径使用的标签的 RESV 消息，当接收到该消息时，被请求的标签交换路径建立过程结束，如果定时器超时而没有接收到该消息，首端路由器第三次尝试沿着该最佳路径发送 PATH 消息，同时启用路径建立 PATH 消息重传定

---

时器，依次类推，直到收到包含请求建立的标签交换路径使用的标签的 RESV 消息为止，此时禁用路径建立 PATH 消息重传定时器，该请求的标签交换路径的建立宣告完毕。

## 最小化路径抢占代价的标签交换路径建立方法

### 技术领域

本发明涉及数据通信领域，尤其涉及一种在多协议标签交换网络中最小化路径抢占代价的标签交换路径建立方法。

### 背景技术

在 IP 多业务承载网，特别是骨干网上提供基于多协议标签交换 (MPLS) 的流量工程，以最大化网络资源利用率、均衡网络的负载分配，并实现语音、视频和数据等多种业务的差异化服务，是目前 IP 通信网络领域最为活跃的研究课题。MPLS 的流量工程的核心是带宽预留与管理。在带宽资源变得稀缺以及存在大量时延敏感的业务流的网络环境中，抢占能确保高优先级的业务 (标签交换路径 LSP) 总能够被路由到相对有利的路径上，以确保该类的业务的服务质量。被抢占的低优先级业务流 (标签交换路径) 将被重新路由到次优的路径或被拆除。在差分敏感的流量工程 (DS-TE) 中实现带宽预留与管理，优先级抢占已成为一项非常具有吸引力的策略。而且，以 GMPLS 为控制核心的自动交换光网络 (ASON) 已开始商用，抢占可以减少高优先级业务故障条件下的恢复时间。

在 MPLS 流量工程中，一条新的 LSP 建立请求有两个重要参数：带宽和抢占优先级。为了最小化抢占代价，我们可以通过优化一个目标函数来选择被抢占的 LSP。这个目标函数可以是以下 3 个参数中的一个或多个的组合：

- 1) 抢占最低优先级的 LSP。高优先级 LSP 业务的服务质量 (QoS) 能够得到更好的满足。
- 2) 抢占最少数目的 LSP。需要重新路由或被撤销的 LSP 数目降至最低。

3) 抢占仍能满足新的 LSP 建立请求最少数目的带宽。网络资源利用率将得到改善。

目前已经商用、且具有 MPLS 流量工程的路由器通常选择最低优先级的 LSP 作为抢占对象, 结果导致大量带宽资源的浪费以及较多数目的 LSP 重新路由或撤除。一些文献中提出按某种抢占优化准则的重要性顺序的抢占策略, 如被抢占的 LSP 数目、带宽和优先级; 或被抢占的 LSP 优先级、带宽和 LSP 数目。实际情况是, 运营商可能会根据用户和网络资源应用情况不断调整这 3 个参数甚至更多参数的重要性顺序。J. C. de Oliveira, C. Scoglio, I. F. Akyildiz., G. Uhl, "New preemption policies for DiffServ-aware traffic engineering to minimize rerouting in MPLS networks," *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol. 12, no. 4, pp. 733-745, Aug. 2004 的文献提出了一种灵活通用的抢占策略, 称为 V-PREPT (一种通用的最小化抢占优化公式)。这种抢占策略结合了 3 个主要的抢占优化准则: 被抢占的 LSP 数目、被抢占的 LSP 优先级以及被抢占的 LSP 带宽总和。策略 V-PREPT 的新颖性在于: 根据运营商的需要灵活调整三个优化准则的重要性程度, 不需要排列特别的优化准则顺序。

对于由少数目的 LSP 构成的网络, 使用 V-PREPT 优化公式在线实时选择被抢占的 LSP 是一种较为快速而又准确的方法。然而, 对于由大量 LSP 组成的大规模网络, 使用该优化公式的计算复杂度和计算时间将随着  $N$  的增加成指数增长, 数学上证明这是个 NP-完全问题, 显然不利于路由器的在线实时计算。设计某种启发式算法将有利于降低复杂度、减少计算时间, 但可能会带来近似的优化结果, 甚至与 V-PREPT 优化公式得到的准确结果相比相去甚远。J. C. de Oliveira, C. Scoglio, I. F. Akyildiz., G. Uhl, "New preemption policies for DiffServ-aware traffic engineering to minimize rerouting in MPLS networks," *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol. 12, no. 4, pp. 733-745, Aug. 2004 的文献也提出了一种启发式算法, 该算法虽然能减少计算时间, 但却带来低的选择准确性。当新的 LSP 请求带宽增大时, 这种准

确性随着被选择的 LSP 数目的增加而降低。

最小化抢占策略 V-PREPT 可使用在对于被请求的 LSP 由单条链路构成, 或被请求的 LSP 由多段链路组成、且所有链路都运行相同 LSP 的场合。比如被请求建立的标签交换路径为 LSP1, 其由多段链路构成, 如 L1-L2-L3-L4-L5, 其中 L1、L2、L3、L4、L5 是 5 段顺次相接的链路, L1、L2、L3、L4、L5 此时都运行着 LSP2、LSP3 这两条 LSP, 没有运行其它 LSP, 这时如果要进行优先级抢占的话, 由于 LSP2、LSP3 都是在由 L1、L2、L3、L4、L5 构成的整个路径上运行, 因此, 这种由多段链路构成的 LSP 最小化抢占与单条链路构成的 LSP 最小化抢占情形完全相同。然而, 在实际网络中, LSP 往往会跨越多个网络节点, 即 LSP 是由多段链路构成, 每段链路上运行的 LSP 也各不相同。比如被请求的标签交换路径为 LSP1, 其由多段链路构成, 如 L1-L2-L3-L4-L5, 其中 LSP2 在 L1、L2 上运行, LSP3 在 L2、L3、L4 上运行, LSP4 在 L1 上运行, LSP5 在 L1、L2、L3、L4、L5 上运行, 也就是说, L1 上运行有 LSP2、LSP4、LSP5, L2 上运行有 LSP2、LSP3、LSP5, L3 上运行有 LSP3、LSP5, L4 上运行有 LSP3、LSP5, L5 上运行有 LSP5。这种情况下, 问题就复杂了。采用 V-PREPT 在每段链路上选择被抢占的 LSP, 虽然可使得单条链路的抢占最小化, 但并不一定导致被请求 LSP 在整个路径上的抢占最小化。在一条已选定的、被请求 LSP 必须经过的路径上, 运行在其上的每一条 LSP 所跨越的链路数可能各不相同: 某些 LSP 可能只跨越该路径中的一段链路, 某些 LSP 可能跨越多段甚至所有链路。显而易见, 抢占那些跨越该路径中较多链路的 LSP 必将减少整个路径中被抢占的 LSP 数目, 总的路径抢占代价也会减小!

选择一条最小抢占代价的路径也是一个 NP-完全问题。目前, 很少有文献对后一种情况的最小化抢占的路径选择进行研究。B. Szviatovszki, A. Szentesi, and A. Juttner. "Minimizing re-routing in MPLS networks with preemption-aware constraint-based routing", Computer Communications 25 (1076-1083), 2002 文献提出了



一种新的基于约束的开放最短路径优先 (CSPF) 算法的最小化抢占的路径选择解决方案。该解决方案利用一种基于约束的开放最短路径优先 (CSPF) 算法, 即 Dijkstra 算法, 这种 CSPF 算法是现有技术中已知的, 其算法的基本思想是: 使用网络拓扑中的每条链路的某个指标 (例如链路代价、链路剩余带宽、链路时延等) 作为路由度量, 通过该算法就能为标记交换路径寻找到最佳路径。在该文献中, 以网络中所有链路的链路代价作为第一路由度量, 通过该算法寻找最佳路径, 并把因抢占而受影响的标记交换路径的最高优先级数目及该标记交换路径被抢占的带宽作为第二路由度量, 当基于第一路由度量得到的最优建立路径不止一条时, 通过基于第二度量选择一条最优化的 LSP 建立路径。当选出最优化的 LSP 建立路径后, 检查该最优路径的每一段链路的剩余带宽是否大于或等于待建立的 LSP 的带宽, 如果某段链路的剩余带宽大于或等于待建立的 LSP 所需带宽, 则在该段链路上就不用抢占低优先级 LSP; 如果小于待建立的 LSP 所需带宽, 在该段链路上按照优先级从低到高的顺序抢占已有 LSP 的带宽, 直到被抢占的带宽总和能够满足待建立的 LSP 的带宽为止, 这样就得出对于一段链路需要抢占的 LSP 数目, 然后把构成该选定最优 LSP 建立路径的各段链路得到的抢占 LSP 数目汇总, 这就得到了路径抢占的总代价。

Yu Ke, Zhang Lin, Zhang Hui-min, "A preemption-aware path selection algorithm for DiffServ/MPLS networks," *Proc. IEEE working group on Oct.2004*, pp. 1374-1377. pp:129 - 133 提出了另一种最小化抢占的路径选择解决方案, 它与 B. Szviatovszki, A. Szentesi, and A. Juttner. "Minimizing re-routing in MPLS networks with preemption-aware constraint-based routing", *Computer Communications* 25 (1076-1083), 2002. 的区别仅在于: 它使用每段链路被抢占的总带宽以及被抢占 LSP 的最高优先级构建一种距离函数作为路由度量, 运行 CSPF 算法得到被请求 LSP 的最佳建立路径。

上述两种最小化抢占的路径选择解决方案的缺点是: 使用同样的抢占策略, 即总是最先抢占最低优先级的 LSP, 而没有考虑被抢占的

LSP 的带宽及这些 LSP 跨越选定最优 LSP 建立路径的链路情况，结果导致非最小抢占代价路径选择。

另外，上述 B. Szviatovszki, A. Szentesi, and A. Juttner. "Minimizing re-routing in MPLS networks with preemption-aware constraint-based routing", *Computer Communications* 25 (1076-1083), 2002. 技术由于受最短路径优先原则的约束，不能实现负载均衡和高效的资源利用的目的。

在描述本发明的内容之前，先对本发明的技术基础进行如下描述。

当前在实际网络上部署的 MPLS 流量工程 (MPLS-TE) 由四个主要功能模块构成。第一个功能模块是内部网关路由协议 (IGP) 扩展，即开放最短路径优先流量工程 (OSPF-TE)，或中间系统-中间系统流量工程 (IS-IS TE)，由它们发布每条链路上每个优先级的未预留带宽 (UB)，这些带宽信息被保存在路由器的流量工程数据库 (TED) 并定时或触发更新。第二个功能模块是为一条新的 LSP 请求计算并选择路径。这个过程称为基于约束路由 (CR)，基于约束路由的计算结果是产生一条显式路径 (ER)，即一张新的 LSP 请求必须跨越的标签交换路由器 (LSR) 的列表。第三个功能模块是为该新的 LSP 预留带宽和分发标签的标记分发协议的操作，当前，流量工程使用的主流标记分发协议是资源预留协议扩展，即 RSVP-TE。第四个功能模块是显式路径上的各 LSR 为该 LSP 实施接纳控制，更新 UB。

由于所有业务类型受单一带宽约束的限制，MPLS-TE 并不能为多种类型的业务提供更加精细化的、有差异的 QoS 保证。基于业务类别的带宽分配并结合 DiffServ QoS 特性的 Differentiated Services-aware MPLS 流量工程 (DS-TE) 近两年被提出。DS-TE 引进了类型级别 (CT)、带宽约束 (BC)、流量工程类别 (TE-Class) 等新概念。在 DS-TE 网络环境里，TE-Class 是主要的 LSP 属性。为了支持 DS-TE，原有的 MPLS-TE 协议 (OSPF-TE、IS-IS TE 和 RSVP-TE) 进一步被扩展。扩展的 RSVP-TE 携带有一个新的对象

—LSP CT 值, 连同原 RSVP-TE 中 SESSION\_ATTRIBUTE 对象所包含的建立和保持优先级域, 一条 RSVP-TE 路径消息 (PATH Message) 包含有标识 TE-Class 的完整信息。扩展的 IGP<sub>s</sub> - TE 包含一个新的类型 - 长度 - 值 (TLV) 对象, 用于提供带宽约束 (BC) 信息, 而且, 原有的用于携带属于单一 BC 的 8 个优先级的 UB 的 TLV 对象被重新定义为 8 个 TE-Class 的未预留带宽 (UB)。

当前网络中的 MPLS-TE 路由器通过 IGP<sub>s</sub> - TE 把与之相连的每条链路上每个优先级的 UB 定时通告给网络中其它节点。网络中的 LSR 并没有所有 LSP 的路径信息、优先级及带宽等属性。为一条新的 LSP 计算一条基于 CSPF 的路径时, 首端的标记边缘路由器 (LER) 知道被选定的路径由特定的 LSR 构成。所有产生于 LER 的 LSP 属性, 包括 CT、抢占优先级、带宽及路径信息都被保存在它的 TE 链路管理器中。当 LER 使用 RSVP-TE 为一条新的 LSP 建立一条标签交换路径时, 它沿下游 LSR 发送 PATH 消息, PATH 消息中的 EXPLICIT\_ROUTE 对象规定了该 LSP 隧道必须跨越的 LSR 列表。每个下一跳 LSR 接收到 PATH 消息, 从 EXPLICIT\_ROUTE 对象中删除它自己。该 LSP 显式路径中的每个 LSR 都为特定抢占优先级 LSP 实施接纳控制, 并更新链路上各优先级的 UB。在 DS-TE 环境里, 所不同的是, 每个 LSR 为特定 TE-Class 的 LSP 实施接纳控制, 并更新链路上各 TE-Class 的 UB。

### 发明内容

本发明的一个目的是克服现有技术只考虑被抢占 LSP 的优先级, 不考虑被抢占的 LSP 带宽、该带宽与所需抢占的带宽的匹配程度, 尤其不考虑及这些被抢占的 LSP 跨越已选定最优 LSP 建立路径的链路情况, 结果导致非最小抢占代价的问题, 提供一种在考虑被抢占 LSP 的优先级的同时还要考虑被抢占的 LSP 的带宽、该带宽与所需抢占的带宽的匹配程度、尤其考虑及这些被抢占的 LSP 跨越选定最优 LSP 建立路径的链路情况, 使抢占代价最小的最小化路径抢占代价的标签

## 交换路径建立方法。

本发明的另一个目的是达到负载均衡和高效的网络资源利用率。

本发明提供了一种在多协议标签交换网络中最小化路径抢占代价的标签交换路径建立方法，包括：

步骤 a. 当要在首端路由器和末端路由器之间建立一条特定优先级的标签交换路径时，剪除多协议标签交换网络拓扑中未预留带宽小于被请求建立的标签交换路径的带宽  $r$  的链路，在剩余网络拓扑中，首端路由器使用每条链路的剩余带宽作为路由度量，运行基于约束的最短路径优先算法 CSPF，为该标签交换路径寻找最佳路径，如果存在多条这样的路径，选择一条跨越跳数最少的路径作为该标签交换路径的最佳路径；

步骤 b. 对于在步骤 a 中选定的最佳路径上的每条链路，分析其剩余带宽是否大于或等于被请求建立的标签交换路径的带宽  $r$ ，如果该最佳路径上所有链路的剩余带宽都大于或等于被请求建立的标签交换路径的带宽  $r$ ，首端路由器使用基于流量工程的资源预留协议为该请求的标签交换路径建立起标签交换路径，并更新该路径所经过的每一路由器中记录的以该路由器为起点的那段链路的未预留带宽，该路径所经过的每一路由器在接收到来自上游路由器的 PATH 消息时，记录该 PATH 消息中 EXPLICIT\_ROUTE 对象的路径信息，即该标签交换路径中该路由器下游的每一跳，当新一轮有新的标签交换路径请求到来且需要抢占带宽资源的情况下，这些记录的路径信息用于比较每条已经建立的标签交换路径同该新一轮被请求建立的标签交换路径共享相同链路的程度；如果该选定的最佳路径上存在一段或多段链路的剩余带宽不能大于或等于  $r$ ，需要在这些链路上对比该被请求标签交换路径的优先级低的标签交换路径实行抢占，在某条这样的链路上的抢占是由该链路始端路由器进行的，对其上任一条待抢占标签交换路径来说，抢占公式为：

$$Y = ap + \varepsilon / |(b-r)| + \delta n + \theta b \quad \text{——公式1}$$

公式 1 中， $p$  表示待抢占标签交换路径的优先级， $b$  是待抢占标

签交换路径的带宽,  $1/|(b-r)|$  表示带宽适应性,  $n$  表示待抢占的标签交换路径位于该链路始端路由器下游的那些链路与该选定最佳路径共享、且链路剩余带宽小于被请求标签交换路径的带宽  $r$  的链路数, 系数  $\alpha$ 、 $\varepsilon$ 、 $\delta$ 、 $\theta$  分别是为公式 1 中的  $p$ 、 $1/|(b-r)|$ 、 $n$ 、 $b$  所分配的权重, 对于该需要进行抢占的链路上的所有待抢占标签交换路径, 逐一按公式 1 计算  $Y$  值, 然后按照每条标签交换路径中  $Y$  值从大到小的顺序选择被抢占的标签交换路径, 直到被选择抢占的标签交换路径的带宽和大于或等于  $r$ , 对于该选定的最佳路径上存在多段链路的剩余带宽不能大于或等于  $r$  的情况, 按照从上游到下游的顺序依次在该多段链路上进行抢占, 直到该选定的最佳路径上的所有需要抢占的链路都已实施优先级抢占, 该选定的最佳路径的首端路由器仍然定时发出 PATH 消息, 该路径所经过的每一路由器在接收到来自上游路由器的 PATH 消息时, 记录该 PATH 消息中 EXPLICIT\_ROUTE 对象的路径信息。

在步骤 b 中, 为新的标签交换路径建立请求实施抢占及建立该标签交换路径的流程如下:

b1. 首端路由器将该标签交换路径的请求带宽  $r$  与首端路由器到首端路由器的下一跳路由器这段链路的剩余带宽进行比较, 如果该剩余带宽大于或等于  $r$ , 首端路由器就会按照基于流量工程的资源预留协议对 PATH 消息的规定, 产生 PATH 消息, 发送到首端路由器的下一跳路由器, 即第二跳路由器, 同时启用路径建立 PATH 消息重传定时器, 第二跳路由器收到 PATH 消息后, 记录 PATH 消息的 EXPLICIT\_ROUTE 对象的路径信息, 并从 PATH 消息的 EXPLICIT\_ROUTE 对象中删除该第二跳路由器本身的地址, 然后检查 PATH 消息中该标签交换路径的请求带宽  $r$ , 比较该请求带宽  $r$  与该第二跳路由器到第二跳路由器的下一跳路由器—第三跳路由器相连的这段链路的剩余带宽, 如果该剩余带宽大于或等于  $r$ , 那么第二跳路由器就会按照基于流量工程的资源预留协议对 PATH 消息的规定, 产生一个新的 PATH 消息, 然后把它发给 EXPLICIT\_ROUTE 对象中指定的该第二跳路由器的下一跳路由器—第三跳路由器, 依此类推,

如果选定最佳路径中的所有链路的剩余带宽都大于或等于  $r$ ，PATH 消息将一直到达 EXPLICIT\_ROUTE 对象中的最后一跳路由器，即末端路由器，末端路由器经过该选定最佳路径上从下游到上游的各路由器向首端路由器返回包含请求建立标签交换路径使用标签的 RESV 消息，当首端路由器收到 RESV 消息及该消息包含被请求建立标签交换路径使用的标签时，禁用路径建立 PATH 消息重传定时器；如果该选定最佳路径中某段链路的剩余带宽小于  $r$ ，该链路的始端路由器就不再向该链路的尾端路由器发 PATH 消息，而是沿从下游到上游的方向向首端路由器返回 PATH ERR 消息，同时，该始端路由器在该链路上实施按照公式 1 的标记交换路径抢占，将被抢占的标签交换路径信息从该标签交换路径所经过的所有路由器中记录的路径信息表中删除，同时更新该标签交换路径所经过的所有路由器流量工程数据库中的关于链路的未预留带宽信息，抢占完毕后，被请求建立的标签交换路径的路径信息也从该被请求建立的标签交换路径所经过的所有路由器中记录的路径信息表中删除；

b2. 该路径建立 PATH 消息重传定时器的值优选设置得比在一段链路上进行公式 1 的标记交换路径抢占所花费的时间长，这样，当一个 PATH 消息抵达某段需要抢占链路带宽的链路的始端路由器时，该始端路由器在该链路上进行所述的链路带宽抢占，当下一个 PATH 消息抵达该始端路由器时，该段链路的优先级抢占已告完毕，PATH 消息将到达下一处需要抢占链路带宽的路由器，这样可减少路径建立 PATH 消息重传的次数，当路径建立 PATH 消息重传定时器超时，但首端路由器未收到包含请求建立的标签交换路径使用的标签的 RESV 消息时，首端路由器再次尝试沿着该最佳路径发送 PATH 消息，同时启用路径建立 PATH 消息重传定时器，再次在路径建立 PATH 消息重传定时器的定时内等待包含请求建立的标签交换路径使用的标签的 RESV 消息，当接收到该消息时，被请求的标签交换路径建立过程结束，如果定时器超时而没有接收到该消息，首端路由器第三次尝试沿着该最佳路径发送 PATH 消息，同时启用路径建立 PATH 消息重传定

时器，依次类推，直到收到包含请求建立的标签交换路径使用的标签的 RESV 消息为止，此时禁用路径建立 PATH 消息重传定时器，该请求的标签交换路径的建立宣告完毕。

由于现有技术根据 CSPF 算法找出最优化的 LSP 建立路径后，在对每一段链路进行抢占时，先抢占该链路上已有的最低优先级的 LSP，而不考虑其它因素。本发明的特点是：在根据 CSPF 算法找出最优化的 LSP 建立路径后，创造性地提出了优先级抢占公式  $Y = ap + \varepsilon / |(b-r)| + \delta n + \theta b$ ，并基于该公式对需要实施抢占的链路上低优先级 LSP 进行抢占。这样，除了考虑被抢占 LSP 的优先级以外，还要考虑被抢占的 LSP 的带宽、该被抢占的 LSP 带宽与所需抢占的带宽的匹配程度、尤其考虑这些被抢占的 LSP 跨越选定最优 LSP 建立路径的链路情况，这样就能实现真正的抢占代价最小化。

本发明尤其考虑到了这些被抢占的 LSP 跨越位于该抢占节点下游、与选定最优 LSP 建立路径的共享相同链路情况，即尽量抢占那些共享该选定路径位于该节点下游较多链路的 LSP，从而减小整个路径中被抢占的 LSP 数目，使总路径抢占代价最小。由于本发明的方法能抢占与选定最优 LSP 建立路径共享更多链路的 LSP，该方法真正能够达到最小化抢占，减少被抢占的 LSP 重路由代价。

本发明的另一个特点是采用 MPLS 网络链路的剩余带宽作为路由度量，应用 CSPF 算法首先为新的 LSP 请求选择一条链路中具有最多剩余带宽的路径，这样就从整体上减少了被抢占的 LSP 数目，使最小化抢占成为可能。并且，以网络中每条链路的剩余带宽作为路径度量计算得到的最佳路径能够较好地达到负载均衡，提高网络资源利用率。

基于现有技术，网络中间路由器并不知道已经建立的 LSP 的路径信息，即各条 LSP 穿越网络的节点情况。本发明通过改变标签交换路径的建立流程，让中间路由器记录 PATH 消息中 EXPLICIT\_ROUTE 对象的路径信息，这样，就有办法抢占位于该节点下游、与选定最优 LSP 路径共享更多链路的 LSP，从而达到最小化

重路由 LSP 数目的目的。本发明在首端路由器增添一个路径建立 PATH 消息重传定时器，以确保新的请求 LSP 在需要抢占的选定路径上得以成功建立。PATH 消息重传定时器的时间可根据网络规模及负载情况进行调整。不需要对现有 RSVP-TE 协议做任何改动，网络具有良好的后向兼容性和适应性。

### 具体实施方式

本发明提供了一种在多协议标签交换网络中最小化路径抢占代价的标签交换路径建立方法，包括：

步骤 a. 当要在首端路由器和末端路由器之间建立一条特定优先级的标签交换路径时，剪除多协议标签交换网络拓扑中未预留带宽小于被请求建立的标签交换路径的带宽  $r$  的链路。对于现有的多协议标记交换流量工程，其中未预留带宽 (UB) 是指该链路上的剩余带宽加上该链路上优先级低于该被请求建立的标记交换路径的建立优先级的所有标记交换路径的已预留带宽总和；对于即将部署的差分服务敏感的流量工程 (DS-TE)，链路未预留带宽对应于该被请求建立的标记交换路径所属流量工程级别 (TE-Class) 的未预留带宽，该值的计算取决于差分服务敏感流量工程中的不同带宽约束模型，如最大分配带宽约束模型 (MAM)、俄罗斯套娃带宽约束模型 (RDM)，这种计算是已有技术，故不多赘述。在剩余网络拓扑中，首端路由器使用每条链路的剩余带宽作为路由度量，首端路由器运行基于约束的最短路径优先算法 (CSPF)，为该标签交换路径寻找最佳路径 (该 CSPF 算法在背景技术中已描述，其可以利用每条链路的任何参数作为路由度量，运行该算法后，都能找出最佳路径，该算法是已有算法)，如果存在多条这样的路径，选择一条跨越跳数最少的路径作为该标签交换路径的最佳路径。跳数即中间经过的链路数。每个链路称为一跳。

步骤 b. 对于在步骤 a 中选定的最佳路径上的每条链路，分析其剩余带宽是否大于或等于被请求建立的标签交换路径的带宽  $r$  (大于或等于  $r$  说明不用抢占)，如果该最佳路径上所有链路的剩余带宽都



大于或等于被请求建立的标签交换路径的带宽  $r$ ，首端路由器使用基于流量工程的资源预留协议为该请求的标签交换路径建立起标签交换路径，并更新该路径所经过的每一路由器中记录的以该路由器为起点的那段链路的未预留带宽（以便在下一次接到建立新标签交换路径的请求时在步骤 a 中判断未预留带宽与  $r$  的关系时使用），该路径所经过的每一路由器在接收到来自上游路由器的 PATH 消息(PATH 消息是现有 RSVP-TE 协议中的一种消息)时，记录该 PATH 消息中 EXPLICIT\_ROUTE 对象的路径信息，即该标签交换路径中该路由器下游的每一跳(在 PATH 消息的 EXPLICIT\_ROUTE 对象的路径信息中规定承载有这种信息)，当下一轮有新的标签交换路径请求到来且需要抢占带宽资源的情况下，这些记录的路径信息用于比较每条已经建立的标签交换路径同该下一轮被请求建立的标签交换路径共享相同链路的程度；如果该选定的最佳路径上存在一段或多段链路的剩余带宽不能大于或等于  $r$ ，需要在这些链路上的比该被请求标签交换路径的优先级低的标签交换路径中实行抢占，在某条这样的链路上的抢占是由该链路始端路由器进行的，对其上任一条待抢占标签交换路径来说，抢占公式为：

$$Y = \alpha p + \varepsilon / |(b-r)| + \delta n + \theta b \quad \text{——公式1}$$

公式 1 中， $p$  表示待抢占标签交换路径的优先级， $b$  是待抢占标签交换路径的带宽， $1/|(b-r)|$  表示带宽适应性， $n$  表示待抢占的标签交换路径位于该链路始端路由器下游的那些链路与该选定最佳路径共享、且链路剩余带宽小于被请求标签交换路径的带宽  $r$  的链路数，系数  $\alpha$ 、 $\varepsilon$ 、 $\delta$ 、 $\theta$  分别是为公式 1 中的  $p$ 、 $1/|(b-r)|$ 、 $n$ 、 $b$  所分配的权重，对于该需要进行抢占的链路上的所有待抢占标签交换路径，逐一按公式 1 计算  $Y$  值，然后按照每条标签交换路径中  $Y$  值从大到小的顺序选择被抢占的标签交换路径，直到被选择抢占的标签交换路径的带宽和大于或等于  $r$ ，其中，在该选定的最佳路径上存在多段链路的剩余带宽不能大于或等于  $r$  的情况下，按从上游到下游的顺序依次在该多段链路上进行抢占，直到该选定的最佳路径上的所有需要抢占的链路都

已实施了优先级抢占，该选定的最佳路径的首端路由器仍然定时发出 PATH 消息，该路径所经过的每一路由器在接收到来自上游路由器的 PATH 消息时，记录该 PATH 消息中 EXPLICIT\_ROUTE 对象的路径信息。

在步骤 b 中，为新的标签交换路径建立请求实施抢占及建立该标签交换路径的流程如下：

首端路由器将该标签交换路径的请求带宽  $r$  与首端路由器到首端路由器的下一跳路由器这段链路的剩余带宽进行比较，如果该剩余带宽大于或等于  $r$ ，首端路由器就会按照基于流量工程的资源预留协议对 PATH 消息的规定，产生 PATH 消息，发送到该下一跳路由器 - 第二跳路由器，同时启用路径建立 PATH 消息重传定时器，第二跳路由器收到 PATH 消息后，记录 PATH 消息的 EXPLICIT\_ROUTE 对象的路径信息，并从 PATH 消息的 EXPLICIT\_ROUTE 对象中删除该第二跳路由器本身的地址（在现有技术中也是当路由器收到 PATH 消息后从 EXPLICIT\_ROUTE 对象中删除其本身地址，只不过不记录上述路径信息，而本发明后面有比较，所以要记录），然后检查 PATH 消息中该标签交换路径的请求带宽  $r$ （对于现有的多协议标签交换流量工程，该请求带宽  $r$  为该标签交换路径的特定建立优先级带宽；对于即将部署的差分服务敏感的流量工程，该请求带宽  $r$  即为某个 TE-Class 的请求带宽），比较该请求带宽  $r$  与该第二跳路由器到该第二跳路由器的下一跳路由器 - 第三跳路由器相连的这段链路的剩余带宽，如果该剩余带宽大于或等于  $r$ ，那么该第二跳路由器就会按照基于流量工程的资源预留协议对 PATH 消息的规定，产生一个新的 PATH 消息，然后把它发给 EXPLICIT\_ROUTE 对象中指定的下一跳路由器 - 第四跳路由器，依此类推，如果选定最佳路径中的所有链路的剩余带宽都大于或等于  $r$ ，PATH 消息将一直到达 EXPLICIT\_ROUTE 对象中的最后一跳路由器，即末端路由器，末端路由器经过该选定最佳路径上从下游到上游的各路由器向首端路由器返回包含请求建立标签交换路径使用的标签的 RESV 消息（RESV 消息也是现有协议里的内容），

当首端路由器收到 RESV 消息及该消息包含请求建立标签交换路径使用的标签时，禁用路径建立 PATH 消息重传定时器；如果该选定最佳路径中某个链路的剩余带宽小于  $r$ ，该链路的始端路由器（始端路由器与首端路由器不同，首端路由器是整个标记交换路径的起点，而始端路由器是某个链路的起点）就不再向该链路的尾端路由器（尾端路由器与末端路由器不同，末端路由器是整个标记交换路径的终点，而尾端路由器是某个链路的终点）发 PATH 消息，而是沿从下游到上游的方向向首端路由器返回 PATH ERR 消息（PATH ERR 消息也是现有协议消息），同时，该始端路由器在该链路上实施按照公式 1 的标记交换路径抢占，将被抢占的标签交换路径信息从该标签交换路径所经过的所有路由器中记录的路径信息表中删除，同时更新该标签交换路径所经过的所有路由器流量工程数据库（该数据库是现有的）中的关于链路的未预留带宽信息，抢占完毕后，被请求建立的标签交换路径的路径信息也从该被请求建立的标签交换路径所经过的所有路由器中记录的路径信息表中删除。因为只要有其中一段链路需要 LSP 抢占，首端路由器就收不到 RESV 消息，其仍会发 PATH 消息，中间路由器在下次收到 PATH 消息时仍会记录 PATH 消息的 EXPLICIT\_ROUTE 对象的路径信息。

该路径建立 PATH 消息重传定时器的值最好设置得比在一条链路上进行公式 1 的标记交换路径抢占所用的时间稍长，这样，当一个 PATH 消息抵达某段需要抢占链路带宽的链路的始端路由器时，该始端路由器在该链路上进行所述的链路带宽抢占，当下一个 PATH 消息抵达该始端路由器时，该段链路的优先级抢占已告完毕，PATH 消息将到达下一处需要抢占链路带宽的路由器，这样可减少路径建立 PATH 消息重传的次数。当路径建立 PATH 消息重传定时器超时，但首端路由器未收到包含请求建立的标签交换路径使用的标签的 RESV 消息时（说明已进行完一条链路上的 LSP 抢占），首端路由器再次尝试沿着该最佳路径发送 PATH 消息，同时启用路径建立 PATH 消息重传定时器，再次在路径建立 PATH 消息重传定时器的定时内等待包含

请求建立的标签交换路径使用的标签的 RESV 消息,当接收到该消息,则被请求的标签交换路径建立过程结束;如果定时器超时而没有接收到该消息,首端路由器第三次尝试沿着该最佳路径发送 PATH 消息,同时启用路径建立 PATH 消息重传定时器,依次类推,直到收到包含请求建立的标签交换路径使用的标签的 RESV 消息为止,此时禁用路径建立 PATH 消息重传定时器,该请求的标签交换路径的建立宣告完毕。

现在对本发明的方法详细描述如下:

第一步:当要在首端路由器和末端路由器之间建立一条特定优先级的 LSP 时,这时首端路由器就要对整个网络拓扑进行分析,为该被请求的 LSP 选择一条具有最小抢占代价的路由。MPLS 网络通常运行内部网关路由协议 (IGP) 扩展,如开放最短路径优先流量工程 (OSPF-TE) 或中间系统-中间系统流量工程 (IS-IS TE)。对于现有的 MPLS-TE,由它们发布每条链路上每个优先级的未预留带宽 (UB);对于即将部署的 DS-TE,由它们发布每条链路上每个 TE-Class 的未预留带宽 (UB),这些带宽信息被保存在路由器的流量工程数据库 (TED) 并定时或触发更新。这样,首端路由器存储有整个网络的拓扑图,包括每条链路的带宽使用情况。它首先从网络拓扑中剪除 UB 小于被请求建立的 LSP 的带宽  $r$  的链路。在剩余网络拓扑中,使用每条链路的剩余带宽作为路由度量,运行 CSPF,为该 LSP 寻找一条最佳路径。如果存在多条这样的路径,选择一条跨越跳数最少的路径作为该 LSP 的最佳路径。

第二步:在第一步已经为被请求的 LSP 找到了一条最佳路径,剩下的问题就是怎样为该 LSP 沿这条最佳路径建立一条标签交换路径,同时使得建立这条标签交换路径的抢占代价为最小。首端路由器将该标签交换路径的请求带宽  $r$  与首端路由器到首端路由器的下一跳路由器这段链路的剩余带宽进行比较,如果该剩余带宽大于或等  $r$ ,首端路由器就会按照基于流量工程的资源预留协议对 PATH 消息的规定,产生 PATH 消息,发送到该下一跳路由器,同时启用路径建立

PATH 消息重传定时器（本发明中首端路由器新增加的一个软件定时器，可以由软件实现）。假设首端路由器是 R1，目的节点是 R5，在第一步中找到的最佳路径是 R1-R2-R3-R4-R5，该路径由 R1-R2、R2-R3、R3-R4、R4-R5 等 4 段链路构成。假设首端路由器 R1 到下一跳节点 R2 的第一段链路的剩余带宽大于或等于被请求的带宽  $r$ ，于是 R1 向 R2 发送路径建立的 PATH 消息，下一跳路由器 R2 收到 PATH 消息后，把 PATH 消息中的 EXPLICIT\_ROUTE 对象的路径信息记录在该路由器的 LSP 路径信息表中（这一点是与现有技术不同的，现有技术不保存这些路径信息），EXPLICIT\_ROUTE 对象的路径信息是 PATH 消息格式中的应有内容，该路径信息含有该请求 LSP 经过该路由器下游的所有路由器的地址信息，在本例中 R2 收到并记录的 EXPLICIT\_ROUTE 对象的路径信息即为 R2-R3-R4-R5，并从 EXPLICIT\_ROUTE 对象中删除本节点地址。然后判断 R2-R3 之间这段链路的剩余带宽是否大于或等于  $r$ 。若是，在 R2-R3 这段链路上不需要实施优先级抢占，那么 R2 就会按照 RSVP-TE 协议对 PATH 消息的规定，产生一个新的 PATH 消息，然后把该新的 PATH 消息发给 EXPLICIT\_ROUTE 对象中的路径信息中指示的下一跳路由器，即 R3。R3 收到 PATH 消息后，把 PATH 消息中的 EXPLICIT\_ROUTE 对象的路径信息记录到 R3 的 LSP 路径信息表中，该路径信息含有该请求 LSP 经过 R3 下游的所有路由器的信息，在本例中即为 R3-R4-R5，并从 EXPLICIT\_ROUTE 对象中删除自己，然后判断 R3-R4 之间链路的剩余带宽是否大于或等于被请求建立的 LSP 的带宽  $r$ 。如果链路 R3-R4 的剩余带宽大于或等于被请求建立的 LSP 的带宽  $r$ ，在该链路上不需要抢占，那么 R3 就会按照 RSVP-TE 协议对 PATH 消息的规定，产生一个新的 PATH 消息，然后把该新的 PATH 消息发给 EXPLICIT\_ROUTE 对象中的路径信息中指示的下一跳路由器 R4，R4 也重复 R2、R3 的动作，直到达到最后一个路由器（即末端路由器 R5）为止。上面讨论都是假设在该选定的最佳路径上每一段链路的剩余带宽都大于或等于被请求建立的 LSP 的带宽  $r$  的情况。下面讨论如

果该选定的最佳路径上的某一段或某几段链路的剩余带宽小于被请求建立的 LSP 的带宽  $r$  的情况。假设 R2-R3 这段链路的剩余带宽小于  $r$ ，R2 就向上一跳路由器 R1 返回一个 PATH ERR 消息，然后 R2 对 R2-R3 这段链路按照公式 1 实施优先级抢占：

$$Y = \alpha p + \varepsilon / |b-r| + \delta n + \theta b \quad \text{——公式1}$$

公式 1 中， $p$  表示被抢占 LSP 的优先级（由公式 1 可知，优先级越小， $p$  值越大， $Y$  值也越大，表明被抢占 LSP 的优先级越小越好）； $b$  是被抢占 LSP 的带宽， $1/|b-r|$  表明被抢占 LSP 的带宽同所需带宽  $r$  的匹配程度（ $b$  与  $r$  越接近，则匹配得越好， $1/|b-r|$  越大， $Y$  值也越大）； $n$  表示待抢占的标签交换路径位于该链路始端路由器下游的那些链路与该选定最佳路径共享、且链路剩余带宽小于被请求标签交换路径的带宽  $r$  的链路数。假设被请求建立的路径为 LSP1，其经过 R1-R2-R3-R4-R5，在 R2-R3 这段链路上判断出需要优先级抢占。在 R2-R3 这段链路上已运行有 LSP2 和 LSP3 两条 LSP。因为按照上述的方法，当 LSP2 和 LSP3 在建立的时候，路由器 R2 的路径信息表中保存有 LSP2 和 LSP3 经过 R2 的所有下游节点信息，比如 LSP2 还要经过 R2-R3-R4-R5-R6.....，而 LSP3 还要经过 R2-R3-R6-R7-.....。LSP2 还要经过的链路与该选定最佳路径 R1-R2-R3-R4-R5 共享 R2-R3、R3-R4、R4-R5 这 3 段链路，假设这 3 段链路的剩余带宽都小于  $r$ ，所以  $n=3$ ；而对于 LSP3 来说，还要经过的链路与该选定最佳路径只共享 R2-R3 这一段链路，这一段链路的剩余带宽不满足  $r$ （即小于  $r$ ），所以  $n=1$ 。被抢占的 LSP 与该选定最佳路径共享且不能满足请求带宽  $r$  的后续链路数越大，则  $n$  越大， $Y$  也越大；式中增加最后一项  $\theta b$  项的目的是：当 2 条以上的 LSP 具有相同的  $p$ 、 $n$  以及  $|b-r|$  值时，较高带宽的 LSP 具有更大的抢占值  $Y$ ，将优先考虑被抢占。这样可避免具有相同抢占值  $Y$  的两条以上的 LSP，排列在前面的较小带宽的 LSP 首先被抢占，由于带宽不够，还需抢占另一条 LSP 的情形，从而减少抢占代价和重路由数目。系数  $\alpha$ 、 $\varepsilon$ 、 $\delta$ 、 $\theta$  是为被抢占 LSP 的优先级、被抢占 LSP 的带宽与被请求建立的 LSP 的带宽  $r$  的匹配程度、

被抢占的 LSP 共享选定路径位于该抢占节点下游的链路数、被抢占 LSP 的带宽所分配的权重，这些系数可由运营商根据实际需要动态调节。对于该链路上已运行的所有 LSP，逐一按公式 1 计算  $Y$  值，按照每条 LSP 的  $Y$  值从大到小的顺序选择被抢占的 LSP，直到被选择抢占的 LSP 的带宽和大于或等于  $r$ 。然后将被选择抢占的这些 LSP 的路径信息从所有经过的路由器中的路径信息中删除（比如选择了抢占上述 LSP2，LSP2 的路径是.....R2-R3-R4-R5-R6.....，就将被选择抢占的标签交换路径 LSP2 的路径信息从.....R2-R3-R4-R5-R6.....的路径信息表中删除，同时更新网络中所有受影响链路的未预留带宽  $UB$ 。如果该选定的最佳路径中的所有链路的剩余带宽都大于或等于  $r$ ，PATH 消息将一直到达 EXPLICIT\_ROUTE 对象的 LSP 路径信息中所指示的末端路由器，末端路由器向上一跳路由器回送 RESV 消息（RESV 消息也是现有协议 RSVP-TE 规定的消息之一），该 RESV 消息包含被请求的 LSP 使用的到下一跳的标签。该收到 RESV 消息的路由器改变 RESV 消息中的标签值，同样将该 RESV 消息回送到该上一跳路由器的再上一跳路由器，直至到达首端路由器。当首端路由器（本例中的 R1）收到包含被请求的 LSP 使用标签的 RESV 消息时，禁用路径建立 PATH 消息重传定时器，表明为该被请求的 LSP 成功建立了一条标签交换路径。如果该选定的最佳路径上的某一段或某几段链路的剩余带宽小于被请求的 LSP 的带宽  $r$ ，由于那些需要实施优先级抢占的节点需要一定时间来对不能满足被请求带宽的链路的低优先级 LSP 抢占，如果在该标签交换路径上发生了多段链路的优先级抢占，路径建立 PATH 消息重传定时器将会超时。首端路由器应再次尝试为该请求 LSP 沿既定路径发送路径建立 PATH 消息，由于路径建立 PATH 消息重传定时器设置得比链路的抢占时间稍长，所以当 PATH 消息再一次传递到上一次 PATH 消息到来需要实施抢占的路由器时，该路由器已经完成对链路的优先级抢占（PATH 消息重传定时器设置过短会造成 PATH 消息频繁发送，增加了链路协议开销）。如果该选定路径上还有链路的剩余带宽不能满足  $r$ ，该链路的始端路由器继续

对该链路实施优先级抢占,当被请求建立的 LSP 的路径建立 PATH 消息经过多次重传后,这时沿路径的各段链路被抢占的低优先级 LSP 全部释放占用带宽,最终,沿既定路径的所有链路都有剩余带宽接纳被请求建立的 LSP 的带宽  $r$ 。每一次首端路由器发送路径建立 PATH 消息,都将触发一段链路的低优先级抢占。

在本发明中,公式 1 中的各权重系数  $\alpha$ 、 $\varepsilon$ 、 $\delta$ 、 $\theta$  可以根据运营商的实际需要灵活调整和配置。当优先级  $p$  被选择作为重要准则时,运营商可增加系数  $\alpha$ ,低优先级的 LSP 可能首先被选择为抢占对象;当带宽  $b$  和  $r$  的匹配程度被选择作为重要准则时,可以增加系数  $\varepsilon$ ,那么,具有最好带宽适配性的 LSP (带宽浪费最小) 优先选择为抢占对象;当被抢占 LSP 数目作为重要准则时,可以增加系数  $\delta$ ,这样,那些跨越最多段链路的 LSP 优先选择为抢占对象,从而减小被撤除的 LSP 数目,即最小化重路由的 LSP 数目。

基于现有技术,网络中间路由器并不知道已经建立的 LSP 的路径信息,即各 LSP 穿越网络的路由器情况。本发明通过改变标签交换路径的建立流程,让中间路由器记录 PATH 消息中 EXPLICIT\_ROUTE 目标的路径信息,这样,就有办法抢占与选定最佳路径共享更多链路的 LSP,从而最小化重路由的 LSP 数目。本发明采用的定时器的时间设定可根据网络规模及负载情况进行调整。不需要对现有 RSVP-TE 协议做任何改动,网络具有良好的后向兼容性和适应性。

本发明的方法既适用于已广泛部署的 MPLS-TE,也适用于即将部署的 DS-TE 网络环境。