

基于六元组的混合式 QoS 信息聚合算法^①熊 轲^②* ** 裘正定* 张 煜* 张宏科**

(* 北京交通大学信息科学研究所 北京 100044)

(** 北京交通大学下一代互联网互联设备国家工程实验室 北京 100044)

摘 要 针对层次路由中的 QoS 信息表述问题,首先提出了一种均匀折线的几何聚合方法,采用均匀折线来表示两个边界路由器间多条路径的 QoS 支持区域。为进一步提高聚合性能,将均匀折线法与线段聚合法相结合,提出了一种基于六元组的混合式 QoS 信息几何聚合算法。该算法可根据聚合精确度适应性地从直线模型和均匀多折线模型中选择最佳的模型进行聚合,聚合后的信息仅用六元组数据便可表示。定义了聚合误差率,以此作为准则来精确衡量几何聚合算法性能的优劣。实验结果表明,文中所提混合式聚合算法的性能优于现有算法,可以实现更低的聚合误差率。

关键词 拓扑聚合, QoS 信息表示, 聚合误差率, 层次路由, 服务质量路由

0 引 言

随着网络技术的不断发展和网络用户数量的日益增加,互联网的规模已得到空前的发展。据互联网系统联盟(ISC)^[1]2008 年 1 月的统计,Internet 上接入的主机数已近 6 亿。对于像互联网这样大规模的网络,采用层次式的结构进行组织和管理是必然的结果。

在层次结构的路由体系中,路由器节点被分成若干个组,同一组的路由器节点组成一个自治域(autonomous system, AS),不同域之间通过信息扩散来实现域间路由。一个自治域中的拓扑和资源状态信息必须经过聚合才能向其它自治域扩散^[2],原因有两个:一是路由扩展性因素:记录和维护路由信息需要消耗路由器大量的存储资源,扩散路由信息需要占用网络大量可用带宽,因而网络中的路由器不可能获取并存储整个网络的详细拓扑信息;二是商业机密性因素:自治域通常隶属于某个网络服务提供商(internet service provider, ISP),出于网络安全性和商业机密性的考虑,ISP 们都不愿将自己所辖域中的详细信息向其它自治域扩散,因此,路由器通常只能获取自己所属域的详细拓扑和资源信息,所能得知的其它域的信息都是经过压缩和聚合后的信息。

用少量具有代表性的逻辑节点和链路表示网络的详细拓扑信息称为拓扑汇聚^[3](topology aggregation, TA)技术。TA 的目的有两个:(1)对网络的拓扑连接状况进行聚合,有单节点法^[2]、星型结构法^[4]、Full Mesh 结构法^[4]和生成树结构法^[4]等;(2)对网络服务质量(QoS)状态信息进行聚合。网络路由协议依据自治域间扩散的聚合拓扑信息进行 QoS 选路。由于信息的准确性直接影响着 QoS 路由的性能,而聚合必然会导致一定量的信息损失,所以如何用尽可能少的数据尽可能精确地描述网络的拓扑状态信息是 TA 算法设计追求的目标。

本文对 TA 的 QoS 状态信息聚合问题进行了研究,针对延时(delay)和带宽(bandwidth)两种 QoS 参数的聚合问题,首先提出了一种基于规则多折线(regular polyline, RPL)的聚合算法。该算法采用六元组数据描述聚合后的信息,聚合误差与规则虚拟阶梯(regular virtual staircase, RVS)算法^[5]相比有明显的降低。然而,实验结果表明 RPL 的平均误差略大于文献[6]所提的线段(line segment, LS)算法。尽管如此,在 60000 次的实验中发现,RPL 方法至少有 30%的情况优于 LS 算法(见附录 A 的实验结果)。因此,本文进一步将 RPL 算法与 LS 算法相结合,提出了一种混合式的聚合算法,聚合后的信息依然采用六元组表示。实验证明,所提基于六元组的混合

① 973 计划(2007CB307101),863 计划(2007AA01Z202),教育部科技创新工程重大项目培育资金(706005)和高等学校学科创新引智计划“111 计划”(B08002)资助项目。

② 男,1981 生,博士生;研究方向:多媒体通信,下一代互联网络;联系人,E-mail: xiongke.bjtu.iis@gmail.com
(收稿日期:2008-07-17)

式聚合方法比现有算法能获得更低的误差率。

1 问题描述和相关工作

为了实现层次网络域间路由的可扩展性,各个自治域的拓扑连接状况必须进行 TA 处理。如图 1 所示,(a)中的网络由四个域 I, II, III 和 IV 组成,其中白色小方框代表边界路由器,黑色小圆点代表核心路由器。域 I 中的路由器所能得知的拓扑信息如图(b)所示,了解到的域 I, II, III 和 IV 的信息是聚合后的结果。

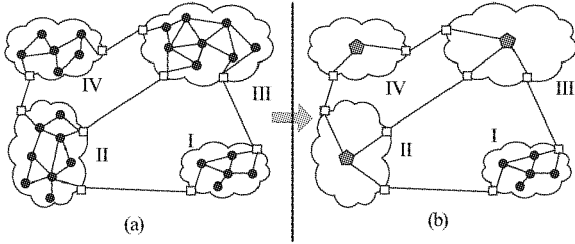


图 1 (a)整个网络拓扑 (b)域 I 中路由器所看到拓扑

除拓扑连接聚合外,为实现层次网络间 QoS 路由的可扩展性,还需要对自治域边界路由器间的 QoS 路径信息进行聚合。

用加权图 $G(V, B, E)$ 表示一个网络, V 代表 G 中所有路由器节点集合, B 表示 V 中边界路由器节点的集合 ($B \subseteq V$), E 代表 G 中链路(边)的集合, (u, v) 代表节点 u 到 v 的有向边 ($u, v \in E$)。边上的权重代表链路的 QoS 参数。给定一对边界路由器 B_0 和 B_1 ($B_0, B_1 \in B$), P 为 B_0, B_1 间的一条路径, 其传输延时可表示为 $D_P = \sum_{(u,v) \in P} d_{u,v}$, 带宽可表示为 $B_P = \min_{(u,v) \in P} \{b_{u,v}\}$, 其中, $d_{u,v}$ 为链路 (u, v) 的传输延时, $b_{u,v}$ 为链路 (u, v) 的带宽。假设业务 S 的数据流需要通过 B_0, B_1 穿越域进行 G 传输, S 对 G 的 delay 和 bandwidth 需求分别为 d_{req} 和 b_{req} , 若 $D_P \leq d_{\text{req}} \& B_P \geq b_{\text{req}}$, P 就可为 S 提供服务。将 (D_P, B_P) 对应为 delay-bandwidth 坐标平面上的一个点, P 可提供的服务范围则表现为一个 $d \geq D_P, b \leq B_P$ 的长方形区域, 该区域反映了路径 P 的 QoS 支持能力。定义此区域为 P 的服务支持区域(service support region, SSR)^[7], 表示为

$$SSR(P) = \{(d, b) \mid d \geq D_P \text{ and } b \leq B_P\} \quad (1)$$

由于在 B_0 和 B_1 间往往同时存在多条路径, 每条路径都有自己的 SSR。这些路径中只要有一条路

径满足 S 的需求, 就能为其提供服务。因此, B_0, B_1 间所有路径的 SSR 的综合结果就反映了 B_0, B_1 间可提供服务的范围。定义路由器间的服务支持区域为

$$SSR(B_0, B_1) = \{\bigcup SSR(P) \mid \text{for all } P_s \text{ Between } (B_0, B_1)\} \quad (2)$$

$SSR(B_0, B_1)$ 实际上反映了 B_0, B_1 间支持 QoS 的能力。如图 2 所示的网络由四个域 I、II、III 和 IV 组成, 图中给出了自治域 II 的详细拓扑信息, II 中链路上的权重二元组代表 (delay, bandwidth)。 B_0 和 B_1 之间共有 12 条不同的路径, 分别表示为 $P_1, \dots, P_{12}$ 。每条路径对应一组 (delay, bandwidth), 如 P_1 的延时和带宽为 (5, 3)。

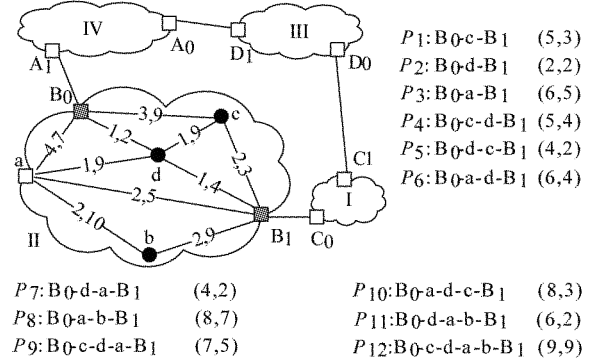


图 2 域间网络和域内网络的连接结构

定义: 假设 P_i 和 P_j 为边界路由器 B_0, B_1 间的两条不同路径, D_k 和 B_k 分别为 P_k ($k = i, j$) 的延时和带宽, 若 $SSR(P_j) \subseteq SSR(P_i)$, 即 $D_i \leq D_j \& B_i \geq B_j$, 就称 P_j 可被 P_i 支配掉, 或称 P_j 为 P_i 的受支配路径(dominated path)^[8]。

以路径 P_4 和 P_{10} 为例, P_4 可为 $d_{\text{req}} \geq 5$ 和 $b_{\text{req}} \leq 4$ 的请求服务, P_{10} 可为 $d_{\text{req}} \geq 8$ 和 $b_{\text{req}} \leq 3$ 的请求服务, 它们之间满足 $SSR(P_{10}) \subset SSR(P_4)$ 的关系。这说明 P_{10} 能提供的服务 P_4 都可以提供。在此种情况下, 域 II 不需要将 P_{10} 和 P_4 的信息同时向其它域扩散, 仅仅广播 P_4 的状态信息即可。因此, 路径支配的概念实际上反映了路径间的 QoS 支持能力涵盖关系, 通过路径支配可将路由通告信息进行初步压缩。

将图 2 中的 12 条路径表示在 delay-bandwidth 坐标平面上, 每个路径可用一个坐标点表示, 如图 3 所示。可以看出, 白色小圆点代表的路径都可以被某条黑色小圆点代表的路径支配掉, 如 P_{11} 、 P_5 和 P_7 都可被 P_2 支配掉。此外, 图 3 中整个阶梯状的阴影

区域恰好代表了 $SSR(B_0, B_1)$, 也就是说只要落在阶梯阴影区域内的路由请求都可以在 B_0 和 B_1 间找到至少一条满足要求的路径为其服务。阶梯状的阴影区域, 可以由阶梯上的凸起拐点精确描述, 称这些阶梯的凸拐点为代表节点 (representative point, RP)^[8]。RP 对应的路径实际上就是不受支配的路径。

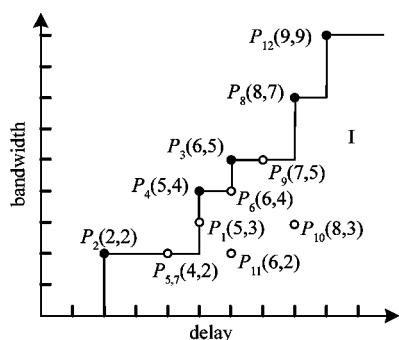


图 3 SSR 在 delay-bandwidth 平面上的表示

假设两个边界路由器之间有 n 条不同路径, 经 dominate 操作后, 剩下 k 条 RP 路径, 因此有 $k \leq n$ 。然而, 对于因特网这样具有高连接密度的网络, n 和 k 的值往往都会很大, 即便是只将 k 条 RP 路径通告给其他域, 所需通告的数据量也会很大。考虑到网络路由的可扩展性, 需要对 dominate 处理后的 QoS 状态信息进一步聚合, 达到 $O(1)$ 的空间复杂度。聚合的目的是用尽可能少的数据量尽可能精确地描述服务支持区域, 即阶梯状的阴影区域。

近年来, 随着互联网域间 QoS 路由研究的深入, 拓扑聚合问题, 特别是 delay 和 bandwidth 两个 QoS 状态的聚合问题受到了研究者广泛的关注^[3-6, 9-10]。由于服务支持区域表示在 delay-bandwidth 平面上有着明显的几何特征, 文献[4]指出基于几何的压缩方法对解决 delay-bandwidth 的 QoS 状态信息聚合问题非常有效。Korkmaz 等^[3]定义了伸展因子 (stretch-factor) 来反映路径参数和最优值的偏离度并采用曲线模型来拟合阶梯凸拐点。Lu 等^[5]提出了 RVS 算法, 采用规则虚拟阶梯的方法近似表示原始的非均匀阶梯。Lui 等^[6]提出了 LS 法, 通过线性回归的方式拟合阶梯上的凸拐点, 压缩后通过线段的两个端点坐标来描述代表阶梯状阴影区域。Tang 和 Chen^[9, 10]先后提出了多种方法来近似表示阶梯状阴影区域, 首先提出了曲线法, 采用 m 阶多项式以最小平方准则近似逼近 k 个阶梯凸点所构成的曲线, 这种方法需要 $n + 5$ 个数据来表示 m 阶多项式, m 值越大, 压缩信息损失越小; 他们提出的第二种方法

是采用三次样条插值的方法拟合阶梯凸点构成的曲线, g 为阶梯最低点和最高点间的等分插值点个数, 压缩后的数据量为 $g + 5$ 个, g 的值越大聚合精确度越高。尽管如此, 现有算法的聚合结果与聚合前的拓扑信息相比偏差仍然很大。

本文在现有工作的基础上, 对 bandwidth 和 delay 的 QoS 状态聚合问题展开了研究, 从几何描述角度出发, 首先提出了 RPL 方法对 RVS 算法进行了改进, 然后进一步结合 LS 算法, 提出了一种混合式的聚合方法。实验结果表明, 本文所提方法能够获得比现有算法更低的聚合误差率。

2 基于六元组的 QoS 信息聚合方法

2.1 基于 RPL 的聚合方法

首先分析阶梯状阴影区域的几何特征。

定理 1 阶梯边缘曲线函数是广义单调递增函数。

证明: 任取阶梯曲线上的两点 (d_α, b_α) 和 (d_β, b_β) , 满足 $d_\alpha < d_\beta$ 。假设 $b_\alpha > b_\beta$, 根据支配路径定义, (d_β, b_β) 一定受 (d_α, b_α) 支配。 (d_α, b_α) 所处位置只有下述三种情况: ①当 (d_α, b_α) 本身是阶梯凸拐点或凹拐点时, 由于 $d_\alpha \neq d_\beta$, $b_\beta \neq b_\alpha$, 由上述分析知, (d_β, b_β) 一定不可能在阶梯曲线上, 这与证明假设相矛盾。②当 (d_α, b_α) 是阶梯某段水平线上的点时, 因为 $b_\beta \neq b_\alpha$, (d_β, b_β) 一定不在阶梯曲线上, 这也与证明假设矛盾。③当 (d_α, b_α) 为阶梯某段垂直直线上的点时, 因为 $d_\alpha \neq d_\beta$, 故 (d_β, b_β) 一定不在阶梯曲线上, 这也与证明假设矛盾。综上所述 (d_α, b_α) , (d_β, b_β) 为阶梯曲线上两点, 若 $d_\alpha < d_\beta$, 必有 $b_\alpha \leq b_\beta$, 即阶梯曲线函数是广义单调递增函数。

推论 1 阶梯相邻凸拐点连接构成的曲线函数是单调递增函数。

证明: 根据定理 1, 任取阶梯上的两个相邻凸点, (d_α, b_α) 和 (d_β, b_β) , 若 $d_\alpha < d_\beta$, 则 $b_\alpha < b_\beta$ 且 b_α 一定不可能等于 b_β , 所以 $(b_\beta - b_\alpha) / (d_\beta - d_\alpha) > 0$, 即连接 (d_α, b_α) 和 (d_β, b_β) 的线段的斜率大于 0, 因而该线段是单调递增函数。由阶梯凸拐点连成的曲线是由这样一系列的单调递增的线段分段相连得到, 因而也是单调递增函数。

由于阶梯区域有上述几何特性, 本文借助圆弧曲线模型来描述阶梯区域的轮廓线, 利用圆弧曲线上的等分点构成的规则多折线来拟合阶梯凸点组成

的单调递增曲线,目标是找到均匀折线所在的圆弧,使均匀多折线和 delay 轴所围面积和阶梯区域面积的误差最小,即:

$$\theta^* = \arg_{\theta \in (0, \frac{\pi}{2})} \min \{ |S_{\text{diamond}}(\theta) - S_{\Delta}(\theta) - |S_{\text{staircase}} - S_{\text{trapezoid}}|| \} \quad (3)$$

如图 4 所示,式(3)中 θ 是圆弧所属扇形 $O \overline{A_1 A_k}$ 圆心角的半角, θ^* 是满足式(3)的 θ 的最优值。 $S_{\text{diamond}}(\theta)$ 表示钻石形区域 $OA_1 A_2 \cdots A_k$ 的面积, $S_{\Delta}(\theta)$ 表示三角形 $OA_1 A_k$ 的面积, $S_{\text{staircase}}$ 表示阶梯区域的面积, $S_{\text{trapezoid}}$ 表示直角梯形 $A_1 A_k CD$ 的面积。计算方法如下:

$$S_{\text{diamond}}(\theta) = \frac{1}{8} l^2 \frac{(k-1) \sin(2\theta/(k-1))}{\sin^2 \theta} \quad (4)$$

$$S_{\Delta}(\theta) = \frac{l^2 \cos \theta}{4 \sin \theta} \quad (5)$$

$$S_{\text{trapezoid}} = (d_k - d_1) \times (b_k + b_1)/2 \quad (6)$$

$$S_{\text{staircase}} = \int_{d_i}^{d_k} C_{\text{staircase}} dx \quad (7)$$

其中 $l = \sqrt{(b_k - b_1)^2 + (d_k - d_1)^2}$, $C_{\text{staircase}}$ 表示阶梯轮廓曲线。

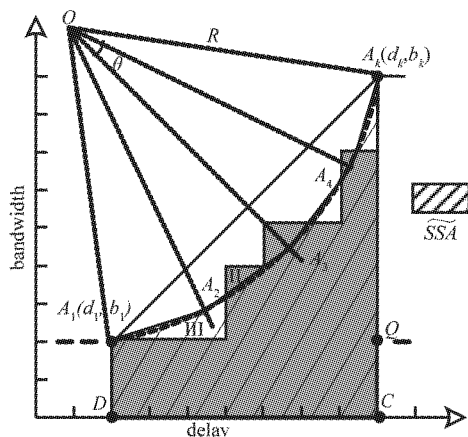


图 4 基于规则多折线 RPL 的聚合方法

聚合后的均匀折线 $A_1A_2\cdots A_k$ 可由六元组数据 $(d_1, b_1, d_k, b_k, \theta^*, k)$ 表示, 因而在 QoS 状态信息扩散时, 只需向其它域的路由器扩散 $(d_1, b_1, d_k, b_k, \theta^*, k)$ 六元组信息。压缩后的空间复杂度降到了 $O(1)$ 。接收到扩散信息的路由器可根据六元组恢复出均匀多折线, 进而得到域 II 中 B_0 和 B_1 间路径的 QoS 状态信息, 从而进行域间 QoS 选路。根据六元组信息恢复均匀多折线的计算方法见本文第 3 节所述。

2.2 基于六元组混合聚合方法

在对 RPL 算法进行了 60000 次的实验中发现,

RPL 算法对 RVS 算法有了很大的改进,然而平均误差略高于 LS 算法。尽管如此,统计发现 RPL 平均至少有 30% 的情况优于 LS 算法(见附录 A 的实验结果)。故本节在 2.1 的基础上,将 RPL 与 LS 结合,提出了混合式的六元组 QoS 信息聚合方法以进一步降低单一使用 RPL 或 LS 的聚合误差率。

LS 聚合后的信息可用拟合线段两个端点坐标, 即四元组 (d_l, b_l, d_h, b_h) 数据表示, 结合图 4 易得 $d_l = d_1, b_h = b_k$ 。RPL 聚合后的信息形式由六元组表示 $(d_1, b_1, d_k, b_k, \theta^*, k)$ 。因此, 可以通过简单的扩展将 LS 聚合后的四元组信息统一用六元组形式表示, 扩展方法为 $(d_1, b_l, d_h, b_k, 0, 0)$ 。因为 RPL 中 θ^* 的值不能取 0, 故可利用第五个元素是否为 0 来区分聚合算法是 RPL 还是 LS。

混合式的聚合算法步骤如下:

输入: 原始路径(delay, bandwidth)序列 P_n

输出：六元组信息 $(Q_1, Q_2, Q_3, Q_4, Q_5, Q_6)$

步骤 1:对 P_n 按照 delay 的大小进行排序得 P'_n ;

步骤 2:对 P_n 中的 n 条路径进行 dominate 处理,剩下 k 条相互不可支配的路径序列 R_k ;

步骤 3: 以 R_k 为输入求解 $S_{\text{staircase}}$ 和 $S_{\text{trapezoid}}$, 如果 $S_{\text{staircase}} = S_{\text{trapezoid}}$, Q_1 和 Q_2 分别赋值为阶梯的最低点的横、纵坐标值, Q_3 和 Q_4 分别赋值为阶梯最高点的横、纵坐标值, 且 $Q_5 = Q_6 = 0$ 算法终止; 否则, 若 $S_{\text{staircase}} > S_{\text{trapezoid}}$, 则阶梯为“凸形”, 如果 $S_{\text{staircase}} < S_{\text{trapezoid}}$, 阶梯为“凹形”, 按照式(3)求解 θ^* ;

步骤 4: 以 R_k 为输入, 利用 LS 法求解线段端点坐标 (d_1, b_l) 和 (d_h, b_k) ;

步骤 5: 计算均匀折线与 delay 轴所围面积与 $S_{\text{staircase}}$ 的误差 Δ_{RPL} 和线段与 delay 轴所围面积与 $S_{\text{staircase}}$ 区域的面积误差 Δ_{IS} ; 若 $\Delta_{\text{RPL}} \geq \Delta_{\text{IS}}$, Q_1 和 Q_2 分别赋值为线段最低点的横、纵坐标值, Q_3 和 Q_4 分别赋值为线段最高点的横、纵坐标值, $Q_5 = Q_6 = 0$ 算法终止; 反之, Q_1 和 Q_2 分别赋值为阶梯的最低点的横、纵坐标值, Q_3 和 Q_4 分别赋值为阶梯最高点的横、纵坐标值, $Q_5 = \theta^*$, $Q_6 = k$ 算法终止;

通过上述的聚合方法,任意两个边界路由器间的 delay-bandwidth 服务区域都可以聚合成六元组信息 $(Q_1, Q_2, Q_3, Q_4, Q_5, Q_6)$ 来表示。

3 SSR 区域的恢复方法

当域 I 接收到域 II 扩散的六元组信息,在进行域间 QoS 路由计算时,就需要恢复 $(Q_1, Q_2, Q_3, Q_4, Q_5, Q_6)$ 对应的近似服务支持区域 $\widetilde{SSR}(B_0, B_1)$,从而决定是否可找到经过 B_0 和 B_1 穿越域 II 的路径来满足 QoS 路由请求。用 $(Q_1, Q_2, Q_3, Q_4, Q_5, Q_6)$ 恢复 $\widetilde{SSR}(B_0, B_1)$ 方法如下:

(1) 当 $Q_5 = 0$ 时,表示拟合曲线为线段,恢复后的 $\widetilde{SSR}$ 就是线段下方与 delay 轴围成的区域,若路由请求落于此 $\widetilde{SSR}$,域 I 就认为域 II 可以提供某条路径为该请求服务;

(2) 当 $Q_5 \neq 0$ 时,表示采用的是 RPL 对原 $SSR(B_0, B_1)$ 进行描述,只要计算出规则多折线上中间 $Q_6 - 2$ 个 ($k - 2$ 个) 拐点坐标,就可以知道 RPL 下方与 delay 轴围成的 $\widetilde{SSR}(B_0, B_1)$ 。折线上的拐点坐标计算方法如式

$$\begin{cases} d_i = d_o + R \sin(\omega - \theta^* + \frac{2(i-1)}{k-1} \theta^*) \\ b_i = b_o - R \cos(\omega - \theta^* + \frac{2(i-1)}{k-1} \theta^*) \end{cases} \quad i = 1, \dots, k \quad (8)$$

所示,推导过程如下:

令图 4 中的 $\angle OA_1Q = \alpha$, $\angle OA_1A_k = \beta$, $\angle A_kA_1Q = \omega$, 则有

$$\alpha = \beta + \omega \quad (9)$$

易得

$$\beta = \frac{\pi}{2} - \theta^*, \quad \omega = \arg \operatorname{tg} \frac{b_k - b_1}{d_k - d_1} \quad (10)$$

故扇形半径 R 和圆心 O 的坐标 (d_o, b_o) 可表示为

$$\begin{cases} R = l / (2 \sin \theta^*) \\ d_o = d_1 + R \cos \alpha \\ b_o = b_1 + R \sin \alpha \end{cases} \quad (11)$$

又因为

$$\angle OA_1A_i = \frac{\pi}{2} - \frac{\theta^*}{2(k-1)}(i-1) \quad i = 1, \dots, k-1 \quad (12)$$

$$A_1A_i = 2R \cos \angle OA_1A_i \quad (13)$$

故 A_i 的坐标可表示为式(8)。

通过式(8)可以计算出规则多折线的拐点坐标,进而可求得规则折线所描述的 $\widetilde{SSR}(B_0, B_1)$ 。

4 实验与比较

4.1 算法性能评价准则

文献[6][8]等以路由成功率(successful ratio, SR)作为准则来衡量拓扑聚合算法的性能,SR 的值越大表示算法性能越高。SR 值定义为

$$SR = \frac{\text{接受的可行请求的总数}}{\text{可行请求的总数}} \quad (14)$$

由于路由成功率不仅受 QoS 状态信息聚合的影响,也受网络连接状态聚合和路由算法性能好坏的影响,因而 SR 实际上并不能准确反映 QoS 信息聚合算法性能的优劣。为准确衡量 QoS 信息聚合算法的性能,需要建立更为精确的评价标准。

几何聚合方法误差的来源包括两类,一类是原本属于阶梯区域内的可服务区域,聚合后认为不可服务(属错误拒绝部分),记为 ΔS_{IRR} ,如图 4 中的区域 II;另一类是原本不属于阶梯区域的不可服务部分,聚合后认为可以服务(属错误接受部分),记为 ΔS_{IAR} ,如图 4 中的区域 III。这两部分偏差的面积都可以精确求得:

$$\Delta S_{IRR} = \int_0^{+\infty} \max\{C_{\text{staircase}} - C_{\text{approx}}, 0\} dx \quad (15)$$

$$\Delta S_{IAR} = \int_0^{+\infty} \max\{C_{\text{approx}} - C_{\text{staircase}}, 0\} dx \quad (16)$$

其中, C_{approx} 代表拟合曲线。在用(15)(16)式作实际计算时,积分区间不可能取 $+\infty$,所以取阶梯最高点的横坐标 d_k 作为积分上限。为反映聚合后的服务支持区域面积的偏差程度,定义了聚合误差率 E_{sr} 来衡量几何聚合算法的性能优劣, E_{sr} 值越小,表示聚合信息失真越小,算法越优。

$$E_{sr} = \frac{\Delta S_{IRR} + \Delta S_{IAR}}{S_{\text{staircase}}} \quad (17)$$

4.2 实验结果

基于上述 E_{sr} 评判准则,对 LS, RVS 以及本文提出的 RPL 算法和基于六元组的混合式(Hybrid)算法进行了实验比较。实验场景设计如下:输入路径数 n 分别取值为 10, 15, 20, 25, $\dots$, 100。任意输入 n 条路径,每条路径用一个(delay, bandwidth)二元组坐标表示,其中 delay 和 bandwidth 值都采用随机方式生成。每个 n 上,分别运行上述四种聚合算法各 1000 次。图 5 比较了路径的 delay 和 bandwidth 均匀分布在(10,110)和(10,110)的 100×100 的正方形区域时四种算法对应于每个 n 上 1000 次运行结

果的平均 E_{sr} 的大小情况。

图 6 比较了在输入路径的 delay 和 bandwidth 分别均匀分布在(10,30)和(10,110)范围的 20×100 的纵向长方形区域中时,四种算法对应于每个 n 上 1000 次运行结果的平均 E_{sr} 的大小情况。

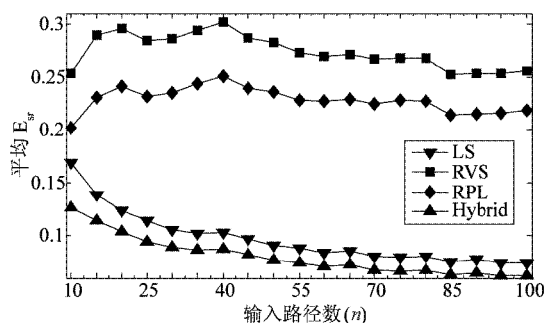


图 5 输入路径均匀分布在正方形区域时的 E_{sr} 大小

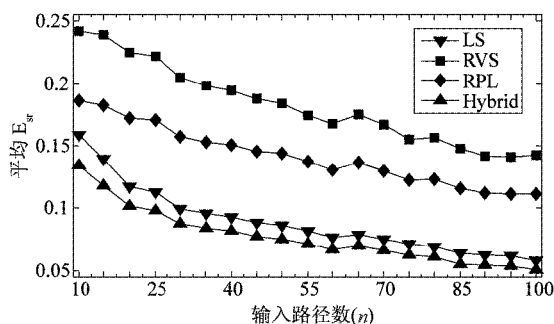


图 6 输入路径均匀分布在纵向长方形区域时的 E_{sr} 大小

图 7 比较了在输入路径的 delay 和 bandwidth 均匀分布在(10,110)和(10,30)的 100×20 的横向方形区域中时,四种算法对应于每个 n 上 1000 次运行结果的平均 E_{sr} 的大小情况。

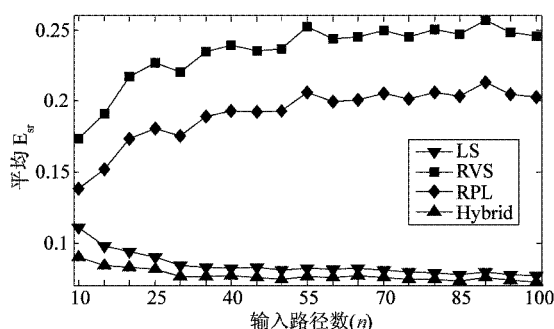


图 7 输入路径均匀分布在横向长方形区域时的 E_{sr} 大小

实验结果表明,本文提出的 RPL 算法的聚合误差明显小于 RVS 算法,在 RPL 算法基础上提出的混合式的六元组聚合方法与其它三种算法相比,能达到更小的聚合误差率。

5 结论

本文针对拓扑聚合中的延时、带宽两个 QoS 状态信息的聚合问题展开了研究,提出了一种基于规则多折线的几何聚合方法,在此基础上和线段法相结合提出了混合式的六元组聚合算法,定义了衡量聚合误差率作为评价准则作为几何聚合算法性能的比较依据。实验结果表明,本文所提算法与现有算法相比,可获得更小的聚合误差率。

附录 A

附录 A 中的图 8,图 9 和图 10 分别统计了在图 5、图 6、图 7 所述场景下,每个 n 上 1000 次的实验中, RPL 算法优于 LS 算法的次数,图中灰色线条为平均值。可以看出在这三种场景下, RPL 优于 LS 算法的平均比率都超过了 30%。

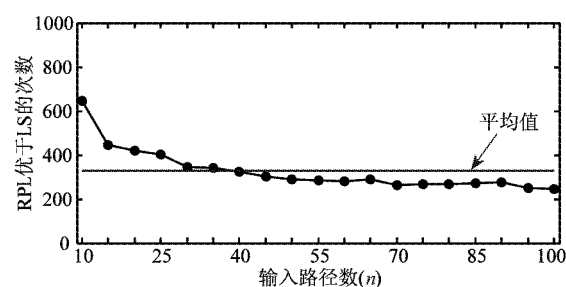


图 8 输入路径均匀分布在正方形区域

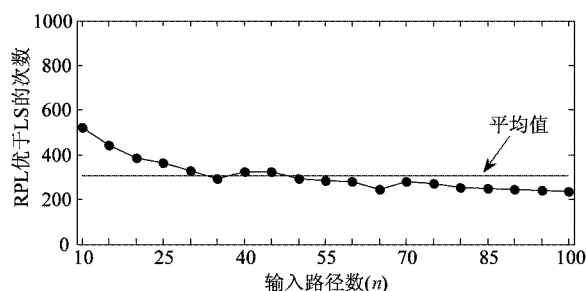


图 9 输入路径均匀分布在纵向长方形区域

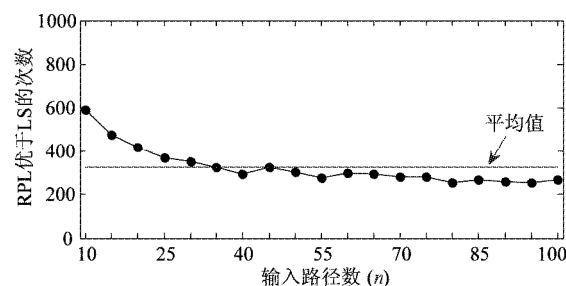


图 10 输入路径均匀分布在横向长方形区域

参考文献

- [1] Internet Systems Consortium. Internet domain survey host count. <https://www.isc.org/solutions/survey>: Internet Systems Consortium, 2008
- [2] Jeon S E. Topology aggregation method for multiple link parameters. In: Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference, Dallas, TX, USA, 2004. 1378-1382
- [3] Korkmaz T, Krunz M. Source-oriented topology aggregation with multiple QoS parameters in hierarchical networks. *ACM Trans Model Comput Simul*, 2000, 10(4): 295-325
- [4] Uludag S, Lui K S, Nahrstedt K, et al. Analysis of topology aggregation techniques for QoS routing. *ACM Computing Surveys*, 2007, 39(3): 1267071
- [5] 陆慧梅, 胡虹雨, 向勇等. 基于时延-带宽约束的新型层次拓扑聚集算法. 通信学报, 2007, 28(3): 93-99, 107
- [6] Lui K S, Nahrstedt K, Chen S G. Routing with topology aggregation in delay-bandwidth sensitive networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2004, 12(1): 17-29
- [7] Zarifzadeh S, Nayyeri A, Yazdani N, et al. ADAM: an adaptive model for state aggregation in hierarchical networks. In: Proceedings of the Asia-Pacific Conference on Communications, Perth, Western Australia, Australia, 2005. 901-905
- [8] Tam W Y, Lui K S, Uludag S, et al. Quality-of-Service routing with path information aggregation. *Computer Networks*, 2007, 51(12): 3574-3594
- [9] Tang Y, Chen S G. QoS information approximation for aggregated networks. In: Proceedings of the IEEE International Conference on Communications, Paris, France, 2004. 2107-2111
- [10] Tang Y, Chen S G, Ling Y B. State aggregation of large network domains. *Computer Communications*, 2007, 30 (4): 873-885

A Hybrid Algorithm for QoS Information Aggregation based on Six-tuple Array

Xiong Ke^{* **}, Qiu Zhengding^{*}, Zhang Yu^{*}, Zhang Hongke^{**}

(^{*} Institute of Information Science, Beijing Jiaotong University, Beijing 100044)

(^{**} National Engineering Laboratory on Next Generation Internet Interconnection Devices,
Beijing Jiaotong University, Beijing 100044)

Abstract

In order to solve the problem of QoS information representation in hierarchical routing, this paper first proposes a geometric scheme called the regular polyline (RPL) aggregation algorithm which uses a RPL model to represent the QoS information of all paths between any two border routers. To further improve the aggregation performance, the paper then proposes a novel six-tuple based hybrid algorithm by combining the proposed RPL algorithm with the existing line segment (LS) approach. In the hybrid algorithm, a better model between the RPL model and the LS one can be adopted automatically to do aggregation according to the aggregation accuracy, and only a six-tuple array is required to represent the aggregated result. Moreover, the aggregation error rate is defined to evaluate the performances of geometric aggregation schemes more accurately. The experimental results show that the proposed hybrid algorithm outperforms the existing ones in terms of lower aggregation error rate.

Key words: topology aggregation, QoS information representation, aggregation error rate, hierarchical routing, QoS routing