

一种分段测量保证 QoS 约束的任播通信模型

马震远^{1,2}, 周杰^{1,2}, 陈楚², 张凌^{1,2}

(1. 华南理工大学计算机学院, 510640, 广州; 2. 广东省计算机网络重点实验室, 510640, 广州)

摘要: 针对现有的任播通信(anycast)模型无法在具有可扩展性的同时提供 QoS 支持,提出了一种分段测量的任播通信模型(SMA). 通过任播通信组成员之间的竞争将最优成员的单播地址存储到相应路由器,由此解决了路由表膨胀问题. 同时,提出了一种由分段延迟变化估计总体延迟变化上界的方法,通过组成员和路由器之间的小范围网络参数的测量、分享和估计,支持带 QoS 约束的任播通信请求. PlanetLab 上的实验表明,所提方法的准确性较高. 模拟真实 Internet 结构的网络拓扑仿真证明, SMA 不但具有较高的最优组成员发现效率,而且还具有良好的可扩展性和可实现性.

关键词: 任播; 体系结构; 分段测量; 服务质量

中图分类号: TP393.02 **文献标志码:** A **文章编号:** 0253-987X(2010)02-0044-06

An Anycast Communication Model with QoS Constraints Based on Segmental Measurement

MA Zhenyuan^{1,2}, ZHOU Jie^{1,2}, CHEN Chu², ZHANG Ling^{1,2}

(1. School of Computer Science, South China University of Technology, Guangzhou 510640, China; 2. Communication and Computer Network Key Laboratory of Guangdong Province, Guangzhou 510640, China)

Abstract: Since the existing anycast communication models can not achieve scalability and provide QoS guarantee simultaneously, an anycast communication model-SMA is proposed based on segmental measurement. The routing table is restricted by the competition among anycast group members, and only one winner can write its unicast address to the related routers. A method to estimate the variation upper bound of end-to-end delay is proposed. The anycast requests with QoS constraint are supported by measuring, sharing and estimating network parameters between routers and anycast members in a small region. Experiments on PlanetLab show that the proposed estimation method is accurate. Simulations in a nearly real Internet topology show that the SMA is efficient in the selection of best members and has good scalability and reliability as well.

Keywords: anycast; architecture; segmental measurement; QoS

任播通信(anycast)指一个发送者和一组共享相同任播通信地址的接收者中的任一成员进行通信. 当用户请求某种服务时,任播通信模型从多个镜像服务器中选取距离用户最近的一个. 使用任播通信,既可使用户获得更高的服务质量,又能节省网络资源,实现负载均衡,缓解拒绝服务(DoS)攻击. 在现阶段的互联网上,已经有越来越多的重要服务开

始采用任播通信,例如全球 13 个根域名服务器中已经有 6 个使用任播通信技术来提高服务质量和缓解 DoS 攻击^[1].

在互联网上实现任播通信,需要解决可扩展性问题. 如果每一台路由器都需要为每一个任播通信服务器维护单独的路由,那么路由表将会过度膨胀. 现有的 GIA^[2]模型按照用户的使用频度对任播通

信组进行分类路由,有效地控制了路由表的大小. PIAS^[3]通过代理转发的任播通信分组,采用有中心的结构来实现最优成员的选择. OASIS^[4]和 Proxima^[5]则需要为每个节点计算虚拟坐标,并通过距离计算函数指示出通信目标节点. TGIA^[6]通过 IP 隧道封装任播通信报文,克服了路由表膨胀问题,同时无需修改现有的 IP 层协议. 然而,现有的方法都没有提供 QoS 支持,虽然文献[7-8]采用遗传算法支持了 QoS,但是算法应用的前提条件决定了任播通信的可扩展性问题没有被很好地解决.

本文通过分段测量,提出了一种可以在 Internet 上实现的 SMA 模型(Segmental Measurement Based Anycast Service Model). 通过对网络节点的分段测量,在用户的任播通信请求发出之前先为每个任播通信组成员建立相应的覆盖区域,并根据负载状况实时更新. 在路由表很小的前提下,该模型可为每个用户高效地选择最优组成员.

1 SMA 模型

1.1 基本描述

SMA 通信模型中包含下面几个要素.

(1)Internet 上的路由器 IR. 它通常根据自治域中不同位置运行的边界网关协议(BGP)或内部网关协议(IGP)对分组进行路由. 当单播分组到达时,IR 会查询自身的路由表决定分组的目的地.

(2)任播通信组成员. 它们共享一个任播通信地址 A_{id} ,在不引起混淆的情况下,也用 A_{id} 表示分布在 Internet 上标识符为 id 的任播通信组成员的集合. A_{id} 的每个成员 A_i 除了共享 A_{id} 外,还有一个属于其所在网络的单播地址 U_i^{id} , $1 \leq i \leq |A_{id}|$. U_i^{id} 可以是 IPv4 地址,也可以是 IPv6 地址.

(3)本地任播通信组成员(HAS). 若 $A_j^{id} \in A_{id}$ 满足 $A_{id} = U_j^{id}$,称 A_j^{id} 为本地任播通信组成员. 由于 U_j^{id} 的组成员 A_j 的单播地址是唯一的,因此 SMA 模型中每个 A 最多只有一个 HAS. 为了保证最优成员的选择效率,要求每个 A 都有 HAS. 当讨论限于同一个 A_{id} 时,上述符号均省略上标 id.

(4)任播通信服务请求为用户 C . C 以 A_{id} 为目的地址请求服务,任播通信分组总是由用户发起,并通过 IR 的 BGP 或者 IGP 协议进行路由. 包流 S 的 QoS 要求是指,从 C 发出的包流满足一定的性能参数.

(5)任播通信服务提供者 T . $T_C \in A_{id}$ 又称为 C 的任播通信目标,是指由 C 发出的包流经过 IR 到

达组成员 T_C .

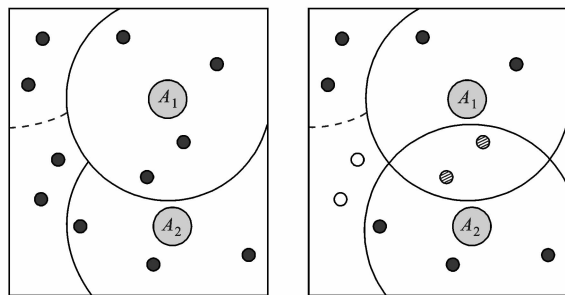
(6)任播通信成员选择机制 $F(C, A_{id}, Q) = T$. 它表示 C 发出的目的地址是 A_{id} 并以 Q 为约束条件的任播通信请求被转发至 T .

定义 IR 被 A_i 所覆盖,当且仅当 IR 的路由表(BGP 路由表或 IGP 路由表)中 A_{id} 所对应的是 A_i 的单播地址 U_i . 若 $\forall A_i^{id} \in A_{id}$, IR 被覆盖,则称 IR 为孤立 IR.

1.2 覆盖区域

如图 1a 所示, A_i 根据自身的负载状况和服务能力向一定范围内的 IR(图中黑色圆圈)扩散自身的单播地址 U_i . 若在某段时间内 IR 只收到唯一的 U_i ,则将其记录到 IR 路由表中 A_{id} 对应的项中,该 IR 便为 A_i 所覆盖. 理想的状况是,Internet 上的每一个 IR 都被一个 A_i 覆盖,覆盖区域的选择可以根据不同的度量来确定. 文献[9]指出,IP 地址前 24 b 相同的主机有 97% 的概率位于同一个自治域. 图 1b 中阴影所示的 IR 会同时收到来自 A_1 和 A_2 的广播消息,称在此区域中 A_1 和 A_2 发生了竞争. 该区域的 IR 通过竞争算法选择胜出者,并将胜出者的单播地址添加到路由表中. 覆盖区域的范围选择和竞争算法将会是有趣的课题,这里不做讨论.

本文采用 IP 地址的前 p b 来决定覆盖范围,并采用服务器负载大小来决定竞争的胜利者. 图 1b 中空心的圆点表示没有收到任何 A 广播消息的 IR,最终它们不会被任何 A 所覆盖,是孤立的 IR,该区域称为孤立区. 位于此区域的 IR 不登记任播通信服务器的地址. 孤立区的大小取决于 A 的数量、分布以及每个 A 覆盖区域的大小.



(a) SMA 示意图

(b) SMA 竞争和孤立

图 1 覆盖区域

1.3 分组转发

图 2 中 C 代表用户,当用户请求任播通信服务的 A_{id} 时,发出目的地址是 A_{id} 源地址,是 C 单播地址的分组,应将此分组交给其附近的 IR. 由于 SMA

并不区分单播地址和任播通信地址,因此 IR 会像处理单播分组一样处理这种分组. 根据用户的不同位置,可分为两种情况:第一种如图 2a 所示,其中 C 位于某一 A 的覆盖区域,此时 C 经过的第 1 个 IR 必存储了某个 A 的单播地址 U_i^d , A 要么是此区域内唯一的,要么是在竞争中取胜的,IR 会将 A_{id} 替换为 U_i^d ,然后转发分组,该分组将到达 A_i ;第二种情况如图 2b 所示, C 位于孤立区域,此时的任播通信分组将向 HAS 发送请求,若在其路径上遇到被覆盖的 IR,重复第一种情况,并最终到达距离 C 最近的 A . 这里给出的是没有考虑 QoS 约束的任播通信分组的路由情况,事实上,在 SMA 中 IR 只有转发而没有路由选择的机会. 为了选取最优的 A ,应采用分段测量的方法.

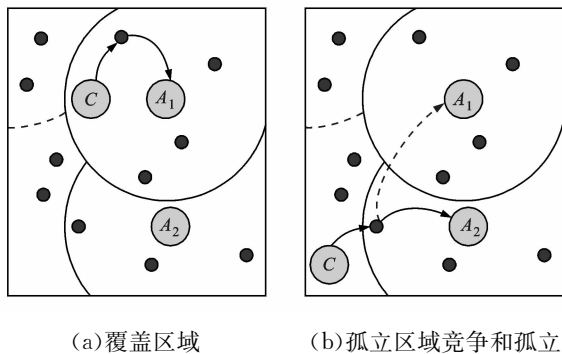


图2 分组转发

2 QoS 保证

2.1 延迟变化的可加性推导

在 Internet 上为包流提供 QoS 保证可等效为保证包流在端到端之间传输的性能参数满足一定的要求. ITU-T 的 SG-12 工作组在下一代互联网 QoS 的提案中^[10]用延迟 D 、延迟变化 D' 、丢包率 R_L 和错误率 R_E 4 个参数来定义服务质量类别,其中在端到端路径上包流的延迟变化

$$D'_{ab} = \text{upper}(D_{ab}) - \min(D_{ab}) \quad (1)$$

式中: $\text{upper}(D_{ab})$ 是指从 a 到 b 路径上包 $S_1, S_2, \dots, S_x$ 延迟的 99.9% 分位数; $\min(D_{ab})$ 是最小延迟. ITU-T 将延迟变化定义在一个时间段内,这样消除了网络上小概率事件对延迟变化的影响,因而更加准确地反映了包流的抖动程度.

设 $T = \{t^S_j \mid j=1, 2, \dots, x; t^S_j \leq t^{S_{j+1}}\}$ 为包流 S 在 a, b 间传输所需的时间, t^S_j ($1 \leq j \leq x$) 为包 S_j 通过路径 i ($1 \leq i \leq n$) 所需的时间,显然有 $t^S_j = t^S_{i1} + t^S_{i2} + \dots + t^S_{in}$. 将 $T_i = \{t^S_j \mid j=1, 2, \dots, x\}$ 视为随机变

量,则有 $T = T_1 + T_2 + \dots + T_n$. Ramsey 证明了任意随机变量经标准化后其上界可以通过偏度来近似估计^[11],且偏度越接近于 0,估计值就越准确. T 经标准化后,有如下近似

$$\frac{t^S_j - \mu}{\sigma} \approx Z + \frac{\gamma}{6}(Z^2 - 1);$$

$$Z \approx \left(\frac{1}{\gamma} \left(9 + 6\gamma \left(\frac{t^S_j - \mu}{\sigma} \right) + \gamma^2 \right)^{1/2} - \frac{3}{\gamma} \right) \quad (2)$$

式(2)对路径 i 也同样成立.

设 μ_i 为 T_i 的均值, σ_i^2 为 T_i 的方差, γ_i 是 T_i 的偏度, ω 和 ω_i 分别为 T 和 T_i 的三阶中心距,并将随机变量 T_i ($i=1, 2, \dots, n$) 视为是相互独立的,则有

$$\omega = \omega_1 + \omega_2 + \dots + \omega_n = \gamma_1 \sigma_1^3 + \gamma_2 \sigma_2^3 + \dots + \gamma_n \sigma_n^3 \quad (3)$$

又设 x_p, t_i 分别为 Z, T, T_i 在概率 99.9% 时的分位数,由于 Z 是标准正态分布,因此 $x_p \approx 3.09$. 由式(2)、式(3)可得

$$t \approx \left[\sum_{i=1}^n \mu_i + x_p \left(\sum_{i=1}^n \sigma_i^2 \right)^{1/2} + \frac{\sum_{i=1}^n t_i \sigma_i^2}{\sum_{i=1}^n \sigma_i^2} \right] - \left[x_p \frac{\sum_{i=1}^n \sigma_i^3}{\sum_{i=1}^n \sigma_i^2} + \frac{\sum_{i=1}^n \mu_i \sigma_i^2}{\sum_{i=1}^n \sigma_i^2} \right] \quad (4)$$

按照定义, $\text{upper}(D_{ab})$ 是可以用品式(4)来近似估计的,而 $\min(D_{ab})$ 是端到端延迟的最小值,可用经验公式近似求解,即

$$\min(D_{ab}) \approx k \sum_{i=1}^n \min\{t^S_j \mid j=1, 2, \dots, x\} \quad k > 0 \quad (5)$$

可以看出,仅需要知道包流通过分段路径 i 的时延均值 μ_i 、方差 σ_i^2 、99.9% 分位数 t_i 和最小值 $t_i^* = \min\{t^S_j \mid j=1, 2, \dots, x\}$, 就可以估计端到端的总体延迟和延迟变化上界. 至此,以式(4)、式(5)可将延迟变化转化为可加参数.

2.2 基于分段测量的扩展 SMA

SMA 以 IP 前缀来控制广播范围, IP 前缀越短,广播的范围越大,开销越大,由此带来的 A 负载也越大,因此必须严格控制广播范围. 但是,广播范围过小,孤立区会随之增大,用户与最优服务器通信的概率也随之下降. 所以,需对 SMA 进行扩展,使得在不增加 A 负载的前提下加大覆盖范围. 当 IR 收到 A 的广播信息后,进行如下步骤. ①向 A 发起测量,并记录测量结果

$$M_{IR,A} = (\mu_i, \sigma_i^2, t_i, t_i^*, R_{Li}, R_{Ei})$$

测量包流的选取遵守 ITU-T 规范. ②将用户发送的带多 QoS 约束的任播通信请求表示为

$$Q_C = (S, A_{id}, D_C, D'_C, R_{LC}, R_{EC})$$

式中: S 是用户源地址. 定义 M 满足 Q_C , 当且仅当

$$\mu \leq D_C t - t^* \leq D'_C R_L \leq R_{LC}; \quad R_E \leq R_{EC}$$

查询路由表, 并将路由表指示的下一跳记为 $next(r)$, 发送测量包流, 记录测量结果 $M_{IR,next(r)}$. 根据 $M_{IR,next(r)}$ 和 $M_{IR,A}$ 计算 $M_{next(r),A}$, D' 的计算由式(4)、式(5)给出, 其他参数的计算显而易见, 这里不再赘述.

若 $M_{next(r),A}$ 满足 $Q_{C0}, \dots, Q_{C4}, Q_{C6}, Q_{C7}$ 中的任意一个, 则向 $next(r)$ 发送 $M_{next(r),A}$; 反之, 则不做任何动作. 这样, 既可以使信息扩散收敛, 又在保证 QoS 的前提下尽可能小地影响 A . 当 IR 收到来自其前一跳路由 $prev(r)$ 的测量结果 $M_{prev(r),A}$ 时, 进行如下步骤. ③将 A 记录到自身路由表 A_{id} 的对应项. ④重复 IR 收到 A 的广播信息后的步骤②, 但不向 $prev(r)$ 发送测量包流. 当 IR 收到多个测量结果时, 若指向同一个 A , 则丢弃信息; 若指向不同的 A (也称为 2 个 A 发生了竞争), 通过竞争保留 1 个胜出者. 当新的组成员加入时, 消息由其自身的广播开始传递. IR 的测量是周期性的, 当组成员退出或不可达时, 都将在一个测量周期内经由 IR 收到 A 的广播信息后的步骤②传递给其他 IR, 以便即时删除相应的信息. 关于测量周期的选择和 A 失效信息的通告, 本文不做过多的讨论.

3 性能分析与仿真实验

3.1 性能分析

用 V 表示全集, $v \in V$ 代表 Internet 上的节点, I 是 IR 的集合, 则有 $I \subseteq V, A \subseteq V$. 设 $M = \langle V, d_i \rangle$ 是一个度量空间 (其中 d_i 是度量函数), $u, v \in V, d_i$ 对应起点是 u 、终点是 v 的链路代价, d_i 可以是网络距离、链路带宽、链路时延、负载等度量指标. 若节点 $v \in V$ 的某次任播通信的目的是 $A_i \in A$, 则任播通信最优服务发现效率

$$\varphi_v = \min\{d(u, A_i)\} / d(v, A_i), \quad u \in A$$

显然, 有 $0 \leq \varphi_v \leq 1$. 若 $\varphi_v = 0$, 则称任播通信路由在节点 v 处失效. 集合 V 的最优服务发现效率

$$\varphi = (\sum_{v \in V} \varphi_v) / |V|$$

设 $B_u(d^*) = \{a \in I \mid d(u, a) \leq d^*\} (u \in A_{id}, d^* > 0)$

是所有到 u 的距离在 d^* 范围内的 IR. 对给定的覆盖范围, d^* 为常数, 例如本文的实验中度量函数是两点间的 IP 地址的差异, d^* 选取 8~24 之间的固定值. 对给定任播通信服务, 通常其成员数量 $|A_{id}|$ 也是常数. 在极端情况下, 若 $\forall u, v \in A_{id}, d(u, v) \geq d^*$, 则不存在竞争, 覆盖范围最大. 设 C 的第一跳路由器为 w , 若 $w \in B_u(d^*)$, 并假设 $\forall u, |B_u(2d^*)| \leq \varphi |B_u(d^*)|$, 则文献[12]认为 Internet 的时延度量可以用该假设条件来描述, 同时将满足该条件的度量空间称为增长受限的度量空间, 增长率是 φ . 在该条件下, w 将以概率 $\frac{|A_{id}|}{(1+\varphi)|I|}$ 落在覆盖区域内, 因此总能调整竞争算法使得 $\varphi_w = 1$. 若 w 位于孤立区, 由于 SMA 将 C 的任播通信请求发向 HAS, 假设路径的平均长度为 m , 则 C 的任播通信请求只有在概率为 $(\frac{|A_{id}|}{(1+\varphi)|I|})^m$ 时才能完全被处于孤立区的 IR 发送至 HAS. 此时, $\varphi_C = d_{\max}/d_{\min}$, 则整个任播通信模型的服务发现效率 $\varphi \geq 1 - (d_{\max}/d_{\min})(\frac{|A_{id}|}{(1+\varphi)|I|})^m$. 可以看出, 该值是一个非常保守的下界.

下面分析 IR 的平均路由表大小. 当只有 1 个 A_{id} 时, IR 或者被 A_i 所覆盖, 或者处于孤立区, IR 处于孤立区时没有存储任何 A 的信息, 因此路由表大小是 0, 而被 A_i 覆盖时, 尽管可能有多个 A 竞争, 但最终只能有一个获胜, 因此这种情况下路由表大小为 1. 当有 n 个 A_{id} 时, 路由表最大为 n , 因此最大的路由表为 $O(n)$. 在 Meridian^[12] 中, 路由表的大小和服务发现效率是正相关的, 而在 OASIS 中虽然采用了 DHT 来组织 A , 但中心节点依然需要了解全局信息, 因此路由表依然较大.

任播通信服务发现时延是指, 为查找最优组成员所需要的额外通信时间. SMA 的结构决定了用户不需要等待任播通信查询, 而是像使用单播一样来请求任播通信, 因此服务发现时间为 0. Meridian 需要为每一次请求进行迭代探测, 这会造成用户端请求等待时间过长, 而 GIA 在 A_{id} 没有被边界路由器缓存的情况下, 也需要很长的查询时间.

GIA 和 TGIA 需要扩展现有协议来支持任播通信请求, 因而实现代价最高; 通过代理结构实现的 OASIS 和 PIAS 对现有协议和应用程序是透明的, 因而代价最低; SMA 需要通过 A 扩散信息, 要改变服务器端程序, 因此代价介于上述二者之间.

3.2 仿真设计

本文仿真实验的拓扑是从俄勒冈大学的 Route Overview 项目^[13]公布的 BGP 路由表信息中提取的,因此能够反映最真实的 Internet 拓扑结构. 本文使用了协议级仿真工具 OPNET, A 的实现是从 ethernet_wkstn_adv 继承而来,并增加了处理模型 bgp. 启动时, A 通过 bgp 向其周围的 IR 发送通告,并对 IR 的 bgp 进行修改. 当 A 收到其他 A 的通告时,根据负载选择并保存 A 的单播地址. 由于从 Route Overview 项目中获得完整的链路参数比较困难,因此在仿真中仅用了端到端延迟,省略了延迟变化、丢包率和错误率.

在整个网络分派多个任播通信服务下进行仿真实验,组成员数在 10~1 000 之间. 每个任播通信组在网络中随机选择 HAS,并使其他组成员也随机分布在网络中. 每个 A 覆盖 IP 地址前 p b 相同的所有主机. 实验从没有部署 A 的节点中随机选择 1 个作为客户端,并向每一个 A_{id} 发起任播通信请求. 理论最优 A 可通过 Dijkstra 最短路径算法求出.

图 3 给出了 A 对 IR 覆盖情况的仿真结果,图中的每个值均是运行 50 次的平均值. 可以看出,在组成员数量较大时,通过很少的扩散就可以达到 100% 的覆盖率,即使组成员数量较少,也可以达到 70% 以上的覆盖率. 图 4 是 IR 的平均测量次数,可以看出,在覆盖率不低于 80% 的情况下,每个 IR 平均需要对其邻居进行 2 次左右的测量. 仿真中假设所有的 A 都是静态的,没有考虑 A 的加入和退出. 虽然 SMA 要求 A 和 IR 进行周期性的测量,但测量次数很少,所以占用的网络资源也较少.

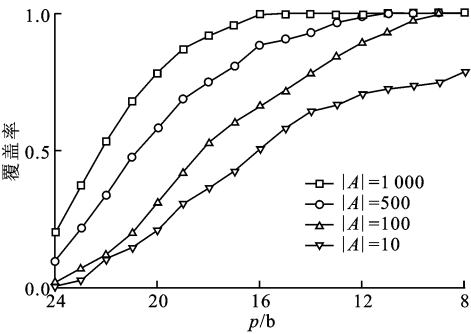


图 3 SMA 的覆盖范围

图 5 给出了具有 100 个 A 的任播通信服务的最优服务发现效率对比. 对每一种任播通信模型均运行 100 次,每次请求任播通信服务的客户端均随机选取,其中 OASIS 和 Meridian 的数据来源于拓扑运行者提供的程序. 可以看到: Meridian 出现了

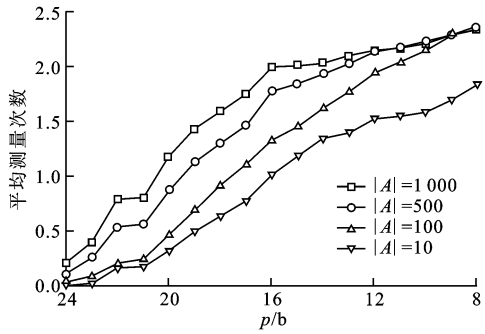


图 4 SMA 的平均测量次数

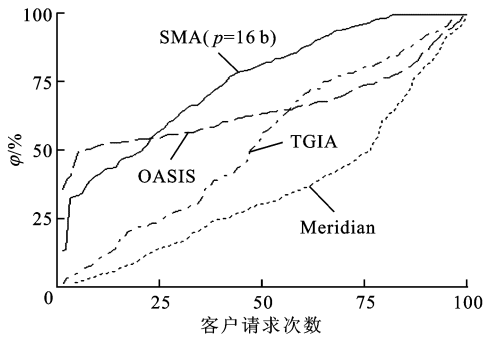


图 5 最优服务发现效率

失效的情况; OASIS 由于总是通过核心节点找到较优的 A, 因此平均效率较高; TGIA 若在其主路径上没有遇到 A, 则服务发现效率比较低; SMA 的表现优于其他几种模型.

为了弥补缺仅用端到端延迟作为 QoS 性能参数的缺憾, 本文使用 PlanetLab^[14] 来验证真实 Internet 环境中 SMA 关于延迟变化上界估计的准确性. 用 Python 2.6 实现了一个性能参数测量机, 并向分布在 63 个地区的 102 个 PlanetLab 节点发布信息. 由于 PlanetLab 不提供精确的时间同步机制, 因此测量的结果以往返时间 (Round Trip Time, RTT) 来代替单向延时. 图 6 给出了分段路径长度为 5 跳时的实测延迟变化和 SMA 的估计延迟变化. 可以看

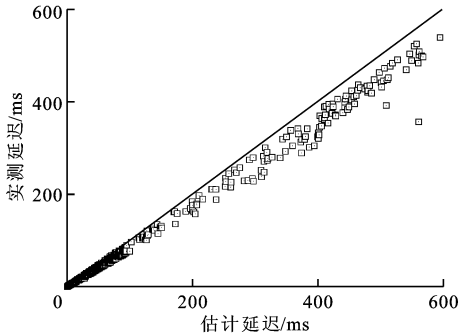


图 6 SMA 延迟变化的估计值和实测值比较

出,随着延迟变化的增加,估计值的偏差略有增大,但估计值均大于实测值,这说明 SMA 可以很好地预测延迟变化的上界。

4 结束语

SMA 在很大程度上解决了任播通信的可扩展性问题,并且支持了带 QoS 约束的任播通信请求,这是目前其他模型做不到的。用接近于 Internet 真实结构的拓扑进行仿真,证明了 SMA 可以应用于 Internet 上的大型任播通信服务,例如任播通信 DNS。同时,SMA 的 QoS 参数测量方法也为 Internet 上的服务质量保证提供了一种新的手段,且适用于单播和多播通信模型。SMA 的不足在于,仅支持类似 UDP 的无状态分组,尽管是含有独立语义的 TCP 分组,尽管这也是其他大部分模型存在的问题。在 Internet 上实现任播通信是一个热点课题,本模型中关于覆盖区域选择算法、协议的兼容性、任播通信服务提供者的部署以及本文未考虑的任播通信安全问题将在后续的工作中展开研究。

参考文献:

- [1] LIU Z, HUFFAKER B, FOMENKOV M, et al. Lecture notes in computer science: two days in the life of the DNS anycast root servers [M]. Berlin: Springer, 2007: 125-134.
- [2] KATABI D, WROCLAWSKI J. A framework for scalable global IP-anycast (GIA) [J]. SIGCOMM Computer Communication Review, 2001, 31(2): 186-219.
- [3] HITESH B, PAUL F. Towards a global IP anycast service [C]// Proceedings of the SIGCOMM. New York, USA: ACM, 2005: 301-312.
- [4] FREEDMAN M J, LAKSHMINARAYANAN K, MAZIRE D. OASIS: anycast for any service [C]// Proceedings of the 3rd USENIX/ACM Symposium on Networked Systems Design and Implementation. New York, USA: ACM, 2006: 129-142.
- [5] WANG G, CHEN Y, SHI L, et al. Proxima: towards lightweight and flexible anycast service [C]//

Proceedings of the INFOCOM Workshops. Piscataway, NJ, USA: IEEE, 2009: 1-2.

- [6] 马震远,周杰,张凌. 基于隧道的全球可扩展 IP-Anycast 实现方法 [J]. 华南理工大学学报(自然科学版), 2008, 36(4): 75-80.
- MA Zhenyuan, ZHOU Jie, ZHANG Ling. Tunnel-based approach to scalable global IP-anycast [J]. Journal of South China University of Technology (Natural Science), 2008, 36(4): 75-79.
- [7] 李陶深,陈松乔,陈建二,等. 一种基于 QoS 的选播路由算法研究 [J]. 计算机研究与发展, 2008, 45(S1): 415-420.
- LI Taoshen, CHEN Songqiao, CHEN Jian'er, et al. Research on adaptive anycast routing algorithm with multiple QoS parameters[J]. Journal of Computer Research and Development, 2008, 45(S1): 415-420.
- [8] ZHU Chun, JIN Min. An anycast routing algorithm based on genetic algorithm [J]. WSEAS Trans on Computers, 2009, 8(1): 113-122.
- [9] HITESH B, PAUL F, SYLVIA R. A measurement-based deployment proposal for IP anycast [C]// Proceedings of the 6th ACM SIGCOMM Conference on Internet Measurement. New York, USA: ACM, 2006: 231-244.
- [10] ITU-T Recommendation. Y. 1541 Network performance objectives for IP-based services [S]. Geneva, Switzerland: ITU-T, 2006.
- [11] RAMSEY C B. A note on the normal power approximation [J]. ASTIN Bulletin, 1991, 2(1): 147-150.
- [12] WONG B, SLIVKINS A, SIRER E G. Meridian: a lightweight network location service without virtual coordinates [C]// Proceedings of the SIGCOMM. New York, USA: ACM, 2005: 85-96.
- [13] University of Oregon. Route views project [EB/OL]. [2008-12-10]. <http://www.routeviews.org/>.
- [14] Princeton University. An open platform for developing, deploying, and accessing planetary-scale services [EB/OL]. [2008-12-10]. <http://www.Planet-Lab.org>.

(编辑 苗凌)