

一种非对称链路带宽测量算法

林 宇, 邬海涛, 王重钢, 程时端, 王文东, 金跃辉

(北京邮电大学程控交换技术与通信网国家实验室, 北京 100876)

摘 要: 准确的网络带宽测量对许多互联网应用和协议至关重要. 现有带宽测量工具如 Pathchar, Bing 和 Bprobe 都假定链路对称. 但 ADSL、cable modem 和卫星链路等的广泛存在, 使测量必须考虑非对称链路. 本文提出了一种新的非对称链路测量算法 (ALBMA, Asymmetric Link Bandwidth Measurement Algorithm), 来测量一条路径上各链路的双向带宽, 并采用核密度评估算法过滤测量噪声. 仿真验证了测量和滤波算法的有效性. 与先前算法相比, ALBMA 具有相近的测量精度, 但测量速度更快, 并且耗费网络资源少.

关键词: 链路带宽; 网络带宽测量; 非对称链路; 测量噪声

中图分类号: TP393.1 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2002) 12A-2066-05

An Asymmetric Link Bandwidth Measurement Algorithm

LIN Yu, WU Hai-tao, WANG Chong-gang, CHENG Shi-duan, WANG Wen-dong, JIN Yue-hui

(National Lab. Beijing University of posts & Telecommunications, Beijing 10084, China)

Abstract: Accurate measurement of network bandwidth is crucial for many Internet applications and protocols. Existing bandwidth measurement tools such as Pathchar, Bing and Bprobe assume symmetric links. However, ADSL lines, cable modems and satellite links are popularly used, and it becomes necessary to consider asymmetric links. This paper presents a new algorithm called ALBMA (Asymmetric Link Bandwidth Measurement Algorithm) to measure each hop's link bandwidth in both directions in an IP network, and uses the kernel density estimator algorithm to filter out measurement noise. Simulations validate ALBMA and filtering method. Compared with previous algorithms, ALBMA has almost the same accuracy, but with higher measuring speed and lower network resource cost.

Key words: link bandwidth; network bandwidth measurement; asymmetric link; measurement noise

1 引言

网络带宽测量对于许多 Internet 应用和协议, 特别是涉及大量数据传输和具有时延限制媒体流的应用至关重要. 内容分发网络^[1]中的请求路由协议、边到边网络^[2]、网络缓存的位置选择和维护策略^[3]、端系统的组播^[4]、内容服务器^[5]中的流调度和接纳控制策略等都需要网络带宽测量的有力支持.

根据是否发送主动探针 (active probe), 测量技术可分为主动测量和被动测量技术. 主动测量通过向网络发送探针, 并根据探针所携带的信息来推测网络的情况^[6-13]. 主动测量将影响网络的负荷, 需产生大量探针的主动测量方法无法实用. 被动测量不向网络发送探针, 而是监听网络中的分组流来推测网络的情况. 被动测量不会对网络的负荷造成影响. 根据带宽测量的目标不同, 带宽测量可分为链路级带宽估测和端到端带宽估测. 链路级估测^[10, 11, 12]通过逐跳递增的方式来推测一条路径上每段链路的带宽, 根据逐段链路的带宽信息可推算

出多条路径共享的瓶颈带宽. 端到端的估测^[7, 8, 9, 6]通过使用端到端的探针来推测一条路径上的瓶颈带宽. 本文的方法属于链路级带宽测量.

现有大部分文献^[6-12, 14]都假定链路带宽是对称的, 但是随着 ADSL、cable modem、卫星链路等的广泛应用, 非对称链路带宽测量必须考虑. 目前, 非对称链路带宽测量的研究成果较少. 文献^[13]在 pathchar^[10, 11, 12]的基础上, 提出一种非对称链路带宽测量方法 (以下简称算法^[13]). 文献^[15]就 pathchar 算法的测量速度、对网络造成的负荷进行了细致的分析, 结果表明: pathchar 须对每一跳测量进行回归计算, 测量速度慢; 对于一个 10 跳的网络, 无论其带宽如何, pathchar 都需要发送约 10MB 的数据量, 这将对网络特别是低速网络造成很大负荷. 算法^[13]的基本原理与 pathchar^[11]相同, 因此虽有较好的测量精度, 但与 pathchar 类似, 具有测量速度慢, 消耗网络资源多的缺点.

本文提出一种能够在一台主机上进行非对称链路带宽测

收稿日期: 2002-05-27; 修回日期: 2002-08-30

基金项目: 国家自然科学基金 (No. 90204003); 国家 863 计划项目 (No. 2001AA121052, No. 2001AA121052); 高校博士学科点专项科研基金项目 (No. 20010013003)

量的方法 (ALBMA, Asymmetric Link Bandwidth Measurement Algorithm), 它通过两对探针测量任意链路的双向带宽. 本文还利用核密度评估算法对测量结果进行统计处理, 以获得较精确结果. 仿真表明本文测量算法精度与算法^[13]接近, 且测量速度快, 消耗网络带宽资源少.

本文安排如下: 第 2 节中介绍基本定义、模型和 3 个相关的引理; 第 3 节中介绍 ALBMA, 并说明测量结果的统计处理; 第 4 节说明仿真模型和结果, 比较 ALBMA 和算法^[13]的测量精度、测量速度和对网络资源的使用情况; 第 5 节总结全文.

2 概念和引理

除了特别指出, 本文的概念术语与文献^[6]一致. 基本带宽 (base bandwidth) 表示链路的传输速率. 瓶颈带宽 (bottleneck bandwidth) 为在两个主机间一条路径上如果没有其他竞争数据流所能达到的最大传输速率. 瓶颈带宽等于该路径上最小基本链路带宽. 可用带宽 (available bandwidth) 表示瓶颈带宽中未被竞争流占用的最小剩余带宽. 定义探针为由测量源发送的一个或多个数据包序列. 如果一个探针中数据包之间发送没有间隔, 称之为“背靠背”探针 (back-to-back probe). 如果一个数据包的 TTL 域被人为地设置成较小的值, 使之不能达到目的地址, 称之为跳数受限 (hop-limited), 跳数受限的数据包可促发中间路由器产生 ICMP 超时 (Timeout) 控制报文, traceroute 等路由测量工具就利用了 ICMP 超时报文.

对于数据包 p , 定义 $s(p)$ 为其包长, $D(p)$ 为其最终目的节点的跳数, 如果数据包是跳数受限的, 使用 $h(p)$ 表示其 TTL 值. 探针结构描述方法如下: 按照从左到右的次序书写数据包序列, 每一数据包使用一个小写字母表示, 如果数据包之间间隔为 0, 则将两个字母放在一个方括号内, 如果数据包之间有间隔, 则分别放在两个方括号中. 如 $[pq][pq][r]$ 表示在两个间隔的背靠背探针 $[pq]$ 之后, 再间隔发送一个单包探针 $[r]$.

定义数据包 p 最后一个比特, 在某链路上的到达时刻和数据包 q 最后一个比特, 到达时刻的间隔为数据包 p 和 q 在该链路上的到达间隔. 类似可定义数据包 p 和 q 在节点上的到达间隔. 显然, 数据包 p 和 q 在节点 i 上的到达间隔等于它们在与节点 i 相连的前一链路上的到达间隔.

在链路级带宽测量中, 通常假定: 在测量期间, 被测路径的拓扑不变; 路由器基于存储转发且按照 FIFO 策略排队; 链路仅由单一物理信道构成; 在理论推导时一般假设没有其他流量导致探测数据包排队^[12], 这个假定在实际测量中不成立. 3.3 节将介绍如何采用核密度评估函数对多次测量结果进行统计处理, 消除部分测量误差. 下面先给出几个在对称链路情况下的引理.

引理 1^[6] 对于一条具有 n 个物理链路的路径 $L_1, L_2, \dots, L_n$; 各链路对应的基础带宽为 $b_1, b_2, \dots$. 如果一个具有 $[pp]$ 形式的探针从 L_1 开始出发, $D(p) = L_n$, 则两数据包在 L_n 上的到达间隔为 $\Delta = s(p) / \min_{1 \leq i \leq n} b_i$.

引理 2^[6] 对于一条具有 n 个物理链路的路径 $L_1, L_2, \dots, L_n$, 各链路对应的基础带宽为 $b_1, b_2, \dots, b_n$. 如果一个具有

$[p][p]$ 形式的探针从 L_1 开始出发, $D(p) = L_n$, 两数据包在 L_1 上的到达间隔为 Δ , 则两数据包在所有链路 L_i 上仍然保持到达间隔 (等价于两数据包在所有中间节点中不排队) 的充要条件为 $s(p) / \Delta \leq \min_{1 \leq k \leq n} b_k$.

图 1 给出非对称链路的模型. 考虑一条具有 $2n$ 个物理链路的路径 $L_1, L'_1, L_2, L'_2, \dots, L_n, L'_n$, 各链路对应的基础带宽为 $b_1, b'_1, \dots, b_i, b'_i, b'_n, b_n$, 各链路的传播时延为 $d_1, d'_1, \dots, d_i, d'_i, \dots, d_n, d'_n$. 路由器标记为节点 $1, 2, \dots, n$. 在对称假设下有 $b'_i = b_i (1 \leq i \leq n)$. 为了行文方便, 图 1 中还定义测试主机发送数据包的方向为正向, 该方向上的链路为正向链路.

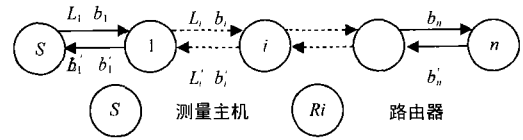


图 1 非对称链路的模型

引理 3 对于一条具有 $2n$ 个物理链路的路径 $L_1, L'_1, L_2, L'_2, \dots, L_n, L'_n$, 各链路对应的基础带宽为 $b_1, b'_1, \dots, b_i, b'_i, b'_n, b_n$. 如果一个具有 $[pp]$ 形式的探针从开始出发, 数据包类型为 ICMP ECHO 报文, $D(p) = L_n$, 在节点 n 处数据包将以 ICMP REPLY 方式返回, 则两 ICMP REPLY 数据包反向到达测试主机 S 的到达间隔为 $\Delta = s(p) / \max_{1 \leq i \leq n} (b_i, b'_i)$.

显然, 引理 3 是引理 1 的一个简单推论, 它给出了一种非对称链路中测量正反向瓶颈链路带宽的方法. 这里忽略路由器产生 ICMP REPLY 报文的处理时间.

3 非对称链路测量算法

3.1 正向链路带宽测量

先说明正向链路带宽的测量. 采用 $[p][q]$ 形式的探针: $s(q) > s(p)$, $D(p) = D(q) = L_{n+1}$, 数据包 p 和 q 是跳数受限的, $h(p) = h(q) = n$, 数据包 p 和 q 之间的初始发送间隔为 ΔT_{pq}^0 . 设数据包 p 从 $t = 0$ 时刻初始发送 (第一比特), 令标记 $t_{n,1}^{\theta}$ (其中, $\theta = 1$ 表示正向到达, $\theta = 2$ 表示反向到达, 其他标记类似定义) 为数据包 p 到达节点 n 的时刻, 则有数据包 p 和 q 正向到达节点 n 的时刻为

$$t_{n,1}^p = \sum_{j=1}^n \left(\frac{s(p)}{b_j} + d_j \right) \quad (1)$$

$$t_{n,1}^q = \Delta T_{pq}^0 + \sum_{j=1}^n \left(\frac{s(q)}{b_j} + Q_{j,1}^q + d_j \right) \quad (2)$$

数据包 p 和 q 正向到达节点 n 的到达间隔为:

$$\Delta T_{n,1}^p = t_{n,1}^q - t_{n,1}^p = \Delta T_{pq}^0 + \sum_{j=1}^n \frac{s(q) - s(p)}{b_j} + \sum_{j=1}^n Q_{j,1}^q \quad (3)$$

其中, $Q_{j,1}^q$ 为数据包 q 在第 j 个节点的排队时延, 设 $Q_{0,1}^q = 0$. “1”表示正向, “2”表示反向.

由于 $s(q) > s(p)$, 所以总有 $\Delta T_{pq}^0 < \Delta T_{n,1}^p (1 \leq j \leq n)$. 因此, 只要满足

$$\frac{s(p)}{\max_{1 \leq j \leq n} b_j} \leq \Delta T_{pq}^0, \quad (4)$$

数据包 p 将不会阻挡数据包 q , 也就是说数据包 q 将不会排

队等待,即 $Q'_{j,1} = 0, 1 \leq j < n$, 则当数据包 p 和 q 到达第 n 路由器时,两者到达间隔为

$$\Delta T_{n,1}^q = t_{n,1}^q - t_{n,1}^p = \Delta T_0^q + \sum_{j=1}^n \frac{s(q) - s(p)}{b_j} \quad (5)$$

对第 n 个路由器,由于数据包 p 和 q 跳数受限,将分别以 p^{TO} 和 q^{TO} (表示 ICMP TimeOut 报文)的形式返回,且有 $s(p^{TO}) = s(q^{TO})$. 如果忽略路由器对数据包 p 和 q 的处理时延,则有 p^{TO} 和 q^{TO} 离开路由器 n 的间隔为 $\Delta T_{n,1}^q$.

根据引理 2,如果满足

$$s(p^{TO})/\Delta T_{n,1}^q \leq \min_{1 \leq k \leq n} b'_k \quad (6)$$

数据包 p^{TO} 和 q^{TO} 的到达间距将保持不变,则数据包 p^{TO} 和 q^{TO} 反向到达源端时的到达间隔为:

$$\Delta T_{n,0,2}^{p^{TO}, q^{TO}} = \Delta T_{n,1}^{p^{TO}, q^{TO}} = \Delta T_{n,1}^q = \Delta T_0^q + \sum_{j=1}^n \frac{s(q) - s(p)}{b_j} \quad (7)$$

其中, $\Delta T_{n,0,2}^{p^{TO}, q^{TO}}$ 表示数据包 p^{TO} 和 q^{TO} 反向到达源端的时间间隔,下标三元组分别表示数据包 p 和 q 的跳数为 n (即 $h(p) = h(q) = n$),到达节点 0, 反向到达.

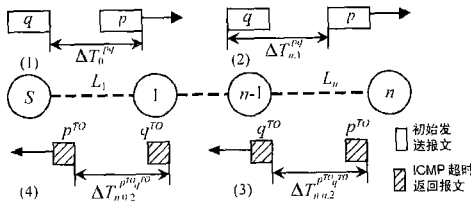


图 2 正向链路估计过程示意

图 2 给出了正向链路带宽测量的过程示意.类似的,如果将探针的跳数改为 $h(p) = h(q) = n-1$,其他条件不变,则有

$$\Delta T_{n-1,0,2}^{p^{TO}, q^{TO}} = \Delta T_0^q + \sum_{j=1}^{n-1} \frac{s(q) - s(p)}{b_j} \quad (8)$$

则有

$$b_n = \frac{s(q) - s(p)}{\Delta T_{n,0,2}^{p^{TO}, q^{TO}} - \Delta T_{n-1,0,2}^{p^{TO}, q^{TO}}} \quad (9)$$

通常,在一台主机上难于测量两个方向上的瓶颈带宽.条件(4)和条件(6)可进一步增强为:

$$\begin{cases} \frac{s(p)}{\min_{1 \leq i \leq n} b_i} \leq \frac{s(p)}{\min_{1 \leq i \leq n} (b_i, b'_i)} \leq \Delta T_0^q \\ \frac{s(p^{TO})}{\min_{1 \leq k \leq n} b'_k} \leq \frac{s(p^{TO})}{\min_{1 \leq k \leq n} (b_k, b'_k)} \leq \Delta T_0^q \end{cases} \quad (10)$$

测量中需要根据条件(10)来设置 $s(p)$ 、 $s(p^{TO})$ 和 ΔT_0^q . 利用引理 3 可测得正反向瓶颈带宽,即 $\min_{1 \leq k \leq n} (b_k, b'_k)$. 至此给出了正向链路带宽测量的方法.

3.2 反向链路带宽测量

下面说明反向链路带宽的推测过程.采用 $[q][r]$ 形式的探针.其中,数据包 q 跳数受限, $h(q) = n, D(q) = n+1$, r 采用 ICMP ECHO 报文, $D(r) = n$. $s(q) = s(r)$, 数据包 q 和 r 之间的初始发送间隔为 ΔT_0^q . 在节点 n 处,数据包 q 和 r 将以 q^{TO} (ICMP 超时报文)和 (ICMP REPLY 报文)返回.图 3 给出了反向链路带宽推测过程示意.

设数据包 q 从 $t=0$ 时刻初始发送,定义数据包 q 正向到

达节点 n 后,并以 q^{TO} 反向到达节点 0 的时刻为 $t_{n,0,2}^{q^{TO}}$:

$$t_{n,0,2}^{q^{TO}} = \sum_{j=1}^n \frac{s(q)}{b_j} + d_j + \sum_{j=1}^n \frac{s(q^{TO})}{b'_j} + d'_j \quad (11)$$

定义数据包 r 正向到达节点 n 后,并以形式反向到达节点 0 的时刻为:

$$t_{n,0,2}^{r^{RP}} = \Delta T_0^q + \sum_{j=1}^n \left(\frac{s(r)}{b_j} + Q'_{j,1} + d_j \right) + \sum_{j=1}^n \left(\frac{s(r^{RP})}{b'_j} + Q'_{j,2} + d'_j \right) \quad (12)$$

由于 $s(q) = s(r)$,两数据包反向到达节点 0 的到达间隔为:

$$\begin{aligned} \Delta T_{n,0,2}^{q^{TO}, r^{RP}} &= t_{n,0,2}^{r^{RP}} - t_{n,0,2}^{q^{TO}} = \Delta T_0^q + \sum_{j=1}^n Q'_{j,1} \\ &+ \sum_{j=1}^n \frac{s(r^{RP}) - s(q^{TO})}{b'_j} + \sum_{j=n-1}^n Q'_{j,2} \end{aligned} \quad (13)$$

由于 $s(q) = s(r)$,根据引理 2,如果满足条件

$$\frac{s(q)}{\Delta T_0^q} \leq \min_{1 \leq k \leq n} b_k \quad (14)$$

则数据包 q 和 r 在节点 n 处的到达间隔将保持 ΔT_0^q ,即 $Q'_{j,1} = 0, 1 \leq j \leq n$. 在第 n 路由器,数据包 q 和 r 将以 q^{TO} 和 r^{RP} 的形式返回.如果选取合适数据包的长度使得

$$s(r^{RP}) > s(q^{TO}) \quad (15)$$

则 $\Delta T_0^q < \Delta T_{n,k,2}^{q^{TO}, r^{RP}} (1 \leq k \leq n)$. 利用引理 1,如果满足条件

$$\frac{s(q^{TO})}{\Delta T_0^q} \leq \min_{1 \leq k \leq n} b'_k \quad (16)$$

则数据包 q^{TO} 将不会阻挡 r^{RP} ,即数据包 r^{RP} 将不会发生排队延迟,即 $Q'_{j,2} = 0, 1 \leq j \leq n$,则当 q^{TO} 和 r^{RP} 到达测试主机时,两者的反向到达间隔为:

$$\Delta T_{n,0,2}^{q^{TO}, r^{RP}} = t_{n,0,2}^{r^{RP}} - t_{n,0,2}^{q^{TO}} = \Delta T_0^q + \sum_{j=1}^n \frac{s(r^{RP}) - s(q^{TO})}{b'_j} \quad (17)$$

类似的,有

$$b'_n = \frac{s(r^{RP}) - s(q^{TO})}{\Delta T_{n,0,2}^{q^{TO}, r^{RP}} - \Delta T_{n-1,0,2}^{q^{TO}, r^{RP}}} \quad (18)$$

在测试中,需要根据条件(14)、(15)和(16)合理设置 $s(q)$ 、 $s(q^{TO})$ 和 ΔT_0^q . 条件(14)和(16)可进一步增强为:

$$\begin{cases} \frac{s(q)}{\min_{1 \leq i \leq n} b_i} \leq \frac{s(q)}{\min_{1 \leq i \leq n} (b_i, b'_i)} \leq \Delta T_0^q \\ \frac{s(q^{TO})}{\min_{1 \leq k \leq n} b'_k} \leq \frac{s(q^{TO})}{\min_{1 \leq k \leq n} (b_k, b'_k)} \leq \Delta T_0^q \end{cases} \quad (19)$$

3.3 测量数据统计分析

实际的网络环境总是存在其他竞争数据流.对于形如 $[p][q]$ 的探针,如果在数据包 p 前面有其他数据包导致 p 排队,则 p 和 q 之间的到达间隔将减小,称之为“时间压缩”(time compression)^[15];类似地,如果其他数据包导致 q 排队,则 p 和 q 之间的到达间隔将增大,称之为“时间扩展”(time extended)^[15].因此,为了提高测量精度,需进行多次测量,并对测量得到的结果进行统计分析.

通常认为有效测量样点将集中分布在正确值附近,而无效样点不集中分布.因此,测量滤波通常选择分布密度最大的位置作为最终测量值.本文采用核密度评估算法(kernel density estimator algorithm)^[16]来进行测量结果的过滤.核函数需满

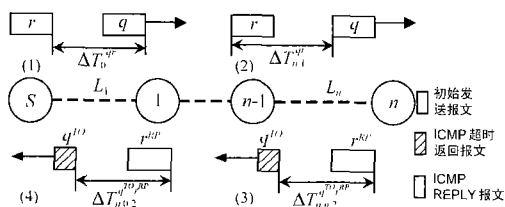


图3 反向链路带宽推测过程示意

足如下条件:

$$\int_{-\infty}^{+\infty} K(t) dt = 1 \quad (20)$$

在 x 点的密度定义为

$$d(x) = \frac{1}{x} \sum_{i=1}^n \frac{1}{h} K\left(\frac{x-x_i}{h}\right) \quad (21)$$

其中, h 是核宽度(kernel width), n 是落在 $(x-h/2, x+h/2)$ 范围内的点的个数, x_i 是落在区域内第 i 点的值, N 为测量样点总数。本文采用的核函数(kernel function)为

$$y = \begin{cases} 1+x & , -1 \leq x \leq 0 \\ 1-x & , 0 < x \leq 1 \end{cases} \quad (22)$$

该函数给予靠近 x 的样点较大权重(我们希望估测 x 点的密度), 给予远离 x 的样点较小权重。核密度函数已被证明是统计有效的, 它不对样点的分布做任何假设, 因此其结果受样点分布影响小^[16]。最终选择核密度函数最大的点 $\{x_i | d(x_i) = \max(d(x))\}$ 作为测量的最终结果。

4 仿真模型、测量结果和算法比较

我们在 OPNET 上实现了本文的测量算法和算法^[13], 仿真拓扑类似于图 1。测量主机 S 和路由器 $1, 2 \cdots 10$ 之间的 11 段链路是待测对象。我们在拓扑中各个路由器之间建立 On/OFF 汇聚业务流(形状参数为 1.2, 平均突发时间和空闲时间均为 0.5 秒)以模拟网络的背景流量。各链路的实际带宽和测量结果列在表 1 中。在正向链路测量中, 选择 $s(p) = 28B, s(q) = 1500B, s(p^{rn}) = s(q^{rn}) = 56B$; 在反向链路测量中, 选择 $s(q) = 400B, s(r) = 400B, s(q^{rn}) = 56B, s(r^{rp}) = 400B$, 以上变量单位均为字节。

表 1 各链路实际带宽和测量结果

跳数	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
正向带宽	20	100	100	622	622	622	622	155	155	155	200
测量值	20.1	113	76	448	515	457	359	187	108	85	118
文献[13]	20.0	88	77	495	480	370	351	94	88	74	116
反向带宽	10	100	50	100	310	310	155	155	100	100	100
测量值	10.1	92	53	75	232	158	134	170	79	74	66
文献[3]	10.0	95	48	76	208	170	115	128	68	70	68
测量发送数据包数	算法 ^[13] : 43562 (含丢失数据包)					ALBMA: 4856 (每跳测量 100 次, 含丢失数据包)					

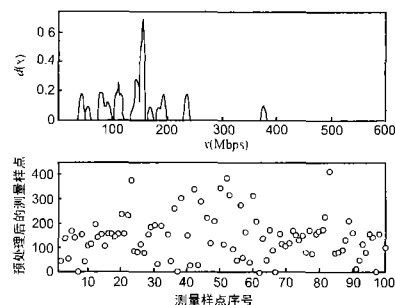
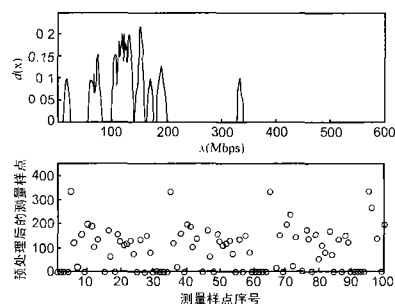
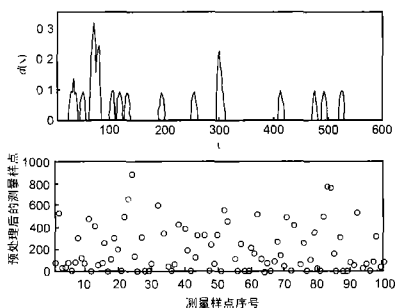
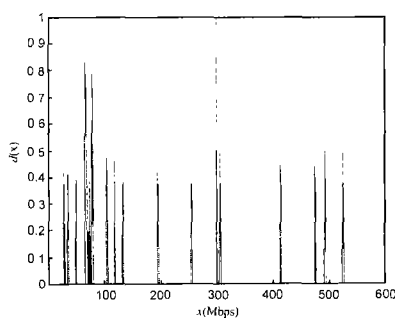
表 1 中列出了本文算法和文献[13]测量结果的比较。本文算法的精度与算法^[13]相近, 但所需的测量包数量远小于文[13]算法, 因此测量速度快于文[13]算法。

下面来考察滤波函数的效果。选择反向链路 8、7、6 作为

考察对象, 分别在其上分布轻、中等和重负载流量, 通过滤波函数处理后的结果分别列于图 6、7、8。在图 4、5、6 中, 下侧子图是原始测量数据预处理后的结果(预处理将原始测量数据中出现负值去除, 负带宽显然不合理), 上侧子图是核密度评估函数的计算结果(测量次数为 100, $h = 15$)。

在轻负载(0.

3)下, 滤波函数能够很好的将噪声滤除(见图 4), 滤波函数 $d(x)$ 在 $x = 155$ 处达到明显最大值。在中等负载(0.5)下, 噪声增大, 函数 $d(x)$ 虽然在 $x = 155$ 处取得最大值, 但其他位置的取值也很接近于最大值。在重负载(0.7)下, 函数 $d(x)$ 在位置取得最大值(实际带宽为 300M), 此时由于噪声太大, 信号已经被噪声所淹没。(以上结果均在 $h = 15$ 时获得。)但如果选择较小的 $h = 3$, 仍然可以从噪声中滤出正确的结果(参见图 7, 链路带宽为 300M)。在负载较小时, 噪声只会对测量值造成较小的偏差, 此时采用较大的 h , 有利于信号的滤出。但是当负载很大时, 噪声会对测量值造成较大偏差, 此时采用较大 h , 可能产生误判。我们的仿真表明: 在负载小于 0.3 时, 测量次数 $N > 100$, 核密度函数值趋于稳定, 当负载为 0.7 时, 核密度函数在 $N > 200$ 后趋于稳定。如何借鉴信号检测和估值理论, 对网络测量数据进行有效滤波, 我们将做进一步工作。

图4 轻负载下滤波的结果($h = 15$)图5 中等负载下滤波的结果($h = 15$)图6 重负载下滤波的结果($h = 15$)图7 重负载下滤波的结果($h = 3$)

5 结论

本文提出一种能够在一台主机上进行非对称链路带宽测量的方法,它通过两个探针可直接测量任意链路的双向带宽。本文还利用核密度评估算法对多次测量结果进行统计处理,以获得较精确结果。仿真验证了本文测量核滤波算法的有效性,仿真结果表明本文测量算法的精度与算法^[13]接近,且测量速度快,消耗网络带宽资源小。

参考文献:

- [1] A Barbir, et al. Known CDN request-routing mechanisms [DB/OL]. <http://www.globecom.net/ietf/draft/draft-cain-cdn-known-request-routing-01.html>.
- [2] STOICA I, MORRIS R, et al. Chord: A scalable peer-to-peer lookup service for internet applications [A]. ACM SIGCOMM, 2001 [C]. San Diego, USA, 149 - 160.
- [3] J Kangasharju, J Roberts, K W Ross. Object replication strategies in content distribution networks [A]. WCW' 2001 [C]. Boston, USA, 2001.
- [4] CHU Y, RAO S G, ZHANG H. A case for end system multicast [A]. ACM SIGMETRICS, 2000 [C]. Santa Clara, USA, 2000. 1 - 12.
- [5] M E Crovella, R Frangioso, M Harchol-Balter. Connection scheduling in web servers [A]. USITS'99 [C]. http://ns.cheju.ac.kr/~jkim/web_os/connectserver.ps.
- [6] K Harfoush, A Bestavros, J Byers. Measuring Bottleneck Bandwidth of Targeted Path Segments [R]. Boston University, <http://www.cs.bu.edu/techreports/ps/2001-016-segment-bottleneck-bandwidth.ps>, 2001.
- [7] S Keshav. A control-theoretic approach to flow control [A]. ACM SIGCOMM'91 [C]. Zurich, Switzerland, 1991. 3 - 15.
- [8] J C Bolot. Characterizing end-to-end packet delay and loss in the internet [J]. Journal of High Speed Networks, 1993, 2(3): 289 - 297.
- [9] R L Carter, M E Crovella. Measuring bottleneck link speed in packet switched networks [J]. International Journal on Performance Evaluation, 1996, 27: 297 - 318.
- [10] Allen Downey. Using pathchar to estimate internet link characteristics [A]. ACM SIGCOMM '99 [C]. Boston, USA, 241 - 250.
- [11] V Jacobson. Pathchar-A Tool to Infer Characteristics of Internet Paths [DB/OL]. <ftp://ftp.ee.lbl.gov/pathchar/>.
- [12] B A Mah. Pchar: A tool for measuring internet path characteristics [DB/OL]. <http://www.employees.org/bmah/Software/pchar/>.
- [13] Wenyu Jiang. Detecting and measuring asymmetric links in an IP network [R]. Columbia University, <http://www.cs.columbia.edu/~wenyu/papers/asym-g99-ea.ps>, 1999.
- [14] K Lai, M Baker. Nettimer: A tool for measuring bottleneck link bandwidth [A]. USITS2001 [C]. San Francisco, USA, March 2001.
- [15] K Lai, M Baker. Measuring bandwidth [A]. IEEE INFOCOM '99 [C]. New York, USA, 235 - 245.
- [16] D W Scott. Multivariate Density Estimation: Theory, Practice, and Visualization [M]. New York, Chichester, Chapter 6, 1992.

作者简介:



林 宇 男, 1976 年 12 月生于福建浦城, 1998 年毕业于北京邮电大学, 获机械电子工程和通信工程双学士学位, 现为北邮交换和网络国家重点实验室博士生, 研究兴趣包括 Internet 测量、IP 和移动组播、TCP 建模、无线网络。

邬海涛 男, 1976 年 9 月生于江西南昌, 北京邮电大学交换技术与通信网国家重点实验室博士研究生, 1998 年毕业于北京邮电大学电信工程工程系, 目前研究方向为宽带网络服务质量, TCP/IP 改进, 区分服务, 流控和拥塞控制, 及无线分组网络性能。