

## 光突发交换网络中 TCP Reno 的性能分析

刘建平 文爱军 刘增基 靖杰

(西安电子科技大学综合业务网国家重点实验室 西安 710071)

**摘要:** 该文在分析光突发交换(OBS)网络对 TCP 性能影响的基础上,研究了单个突发所包含的属于同一 TCP/IP 连接的分组数对 TCP Reno 吞吐量性能的影响,得到了一个吞吐量与突发丢失率、单个突发所包含分组数以及往返时延(RTT)的闭合表达式;并通过仿真验证了分析的正确性;分析和仿真结果表明,在接入链路带宽较大时,突发所包含的分组数存在一个最佳值,使 TCP 吞吐量达到最大。

**关键词:** 光突发交换; TCP 协议; 突发汇聚; 吞吐量模型

中图分类号: TN929.11

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2007)08-1951-05

## Performance Analysis of TCP Reno in Optical Burst Switching

Liu Jian-ping Wen Ai-jun Liu Zeng-ji Jin Jie

(National Key Lab. of Integrated Service Networks, Xidian Univ., Xi'an 710071, China)

**Abstract:** Optical Burst Switching (OBS) is a promising paradigm for the next-generation internet infrastructure. Based on analyzing the influence of the special transmission mode in Optical Burst Switching (OBS) networks upon the performance of TCP, this paper studies the impact of the number of TCP/IP packets of same connection assembled in one burst on the performance of TCP Reno throughput. A closed form equation is obtained which represents the relationship between the throughput and the burst loss rate, number of TCP/IP packets contained in one burst, and the Round Trip Time (RTT). The correctness of the analysis is then tested by simulation. Both the results of analysis and simulation show that an optimum number of TCP/IP packets of same connection assembled in one burst exists to make the TCP throughput maximum when the access link bandwidth is relatively large.

**Key words:** Optical Burst Switching(OBS); TCP protocol; Burst assembly; Throughput model

### 1 引言

未来光互联网将是基于 IP over DWDM 框架的全光网络,光分组交换(Optical Packet Switching, OPS)将是全光网络的主要交换技术,但是受到目前光信息处理和光存储技术的限制,OPS 在目前还无法实现。光突发交换(Optical Burst Switching, OBS)被认为是迈向未来 OPS 的重要一步<sup>[1]</sup>。

根据统计<sup>[2]</sup>,当前Internet中的绝大部分业务是TCP流,包括网页浏览(www),文件传送(FTP),电子邮件(SMTP)以及远程登录等。可以预见在未来的光互联网中,TCP业务也将占有重要地位,如何在OBS网络中承载TCP流是OBS研究需要解决的一个重要课题。文献[3,4]依靠仿真试验研究了OBS网络中汇聚算法、突发丢失对TCP吞吐量的影响,但缺乏有效的理论分析;文献[5]提出了一种简化的TCP Reno分析模型,但仅考虑了分组到达速率很大(一个突发中包含整个发送窗口的TCP/IP分组)和很小时(一个突发中只包含一个TCP/IP分组)的情况。本文在分析OBS网络汇聚机制对

TCP性能影响的基础上,从理论上研究了一般情况下TCP Reno的吞吐量性能与突发丢失率、突发所包含TCP/IP分组数以及往返时延(RTT)的关系。期望通过分析能够深入了解OBS网络中端到端TCP流的性能,并对OBS汇聚机制的设计提供理论指导。

### 2 OBS网络对TCP性能的影响

TCP/IP over OBS的网络结构如图1所示。TCP数据的发送端和接收端通过本地IP接入网与OBS网络相连。TCP数据发送端发送的TCP/IP分组经本地IP接入网接入OBS网络边缘结点,在边缘结点分组被组装成突发,突发经过OBS网络传送后在对端边缘结点还原为TCP/IP分组,最后经另一侧本地IP接入网将TCP/IP分组传送给TCP数

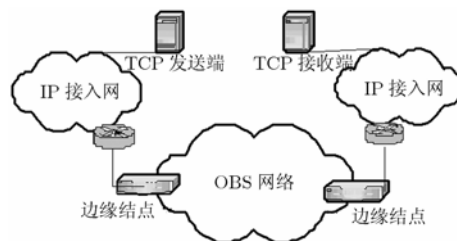


图1 TCP/IP over OBS网络结构

据接收端。TCP 数据接收端在接收到一个 TCP/IP 分组后向发送端回传一个确认信号(ACK)。本文以下假定一个 IP 分组中包含一个 TCP 数据段, 每个 TCP 数据段大小相同。为便于表述, 以下对 IP 分组和 TCP 数据段不进行区分, 统一使用“TCP 分组”来表述。

与传统分组交换网络相比, OBS 网络独特的传送方式对 TCP 性能的影响体现在以下两个方面:

第一个是突发组装带来的影响。在 OBS 网络中, 突发的组装不可避免地将引入组装时延, 影响 TCP 连接的 RTT。若  $RTT_0$  为以分组方式发送时的 TCP 往返时间, 则当以突发方式发送时,  $RTT = RTT_0 + 2T_b$ , 其中  $T_b$  为组装时延。简单增加 RTT 将使 TCP 的吞吐量下降, 因而, 从时延角度考虑, 突发组装对 TCP 吞吐量性能的影响是“负增益”。但另一方面, 突发组装使网络数据传输单位变大(由分组变为突发), 在相同丢失率条件下, 可以延长丢失周期, 使发送端拥塞窗口在相对较长的时间内保持较高的值, 发送更多 TCP 分组, 提高吞吐量(详见下节分析)。因而, 从 TCP 分组发送角度考虑, 突发组装对 TCP 吞吐量的影响又有“正增益”的作用。突发组装对 TCP 吞吐量影响的双重作用要求在设计 OBS 网络汇聚机制时要综合考虑。

第二个是突发丢失对吞吐量的影响。由于一个突发中可能包含多个连续的属于同一 TCP 连接的 TCP 分组, 一个突发的丢失将导致这些 TCP 分组的同时丢失; 另一方面 OBS 网络核心结点无缓存的特点决定了相邻丢失突发之间不具有相关性。OBS 网络的这种丢失模式不同于传统分组交换网络的情况, 其引发的 TCP 重传过程也比较复杂。TCP 协议规定, TCP 发送端根据检测到的网络拥塞情况动态调整拥塞窗口(cwnd)大小; 通过接收端发送的 ACK 或发送端的定时器超时来检测 TCP 分组丢失; 以“重复 ACK”重传和“定时器超时”重传两种方式重传丢失的 TCP 分组; 不同 TCP 协议版本(如 Tahoe, Reno, New Reno 等)的重传机制有所不同。有关 TCP 的详细内容参阅相关文献。

为了进一步分析 OBS 网络对 TCP 性能的影响, 下面以目前使用最为广泛的 TCP Reno 为例, 从理论上分析 OBS 网络中 TCP 的吞吐量性能。

### 3 OBS网络中TCP Reno的性能分析

目前已有大量研究传统分组交换网络TCP吞吐量性能

的分析模型<sup>[6,7]</sup>, 本节在Padhye等人提出的吞吐量模型的基础上<sup>[7]</sup>, 针对OBS网络的特殊传送方式, 对它进行了必要的改进, 综合考虑了突发组装、突发传送、突发所包含的同一连接的TCP/IP分组数、一个发送窗口内多个TCP分组丢失以及慢启动阶段对吞吐量的影响。

同文献[7]一样, 使用“循环(round)”和“周期(period)”来描述 cwnd 的变化情况, 定义“循环”为一个 TCP 发送窗口中第一个 TCP 分组发送时刻到接收到最后一个 TCP 分组 ACK 时刻之间的时间; “周期”为两个相邻丢失突发之间的时间, 一个周期包含若干个循环; 并假设突发以固定概率  $p$  丢弃即服从贝努利(Bernoulli)丢弃模型; TCP 发送端总有数据发送; TCP 分组的发送时间远远小于往返时间 RTT, cwnd 的大小以 TCP 分组数计算。同时为便于表述, 将分析过程中使用的符号及其含义列于表 1。

定义吞吐量为单位时间内平均发送的字节数, 则在稳态连接条件下, 由于 TCP 发送窗口的变化具有周期性, 吞吐量  $B$  可以表示为

$$B = \frac{E[M] \times l}{E[A] \times RTT} \quad (1)$$

在 OBS 网络中, 一个突发中包含 TCP 分组的数目  $s$  由突发组装时间  $T_b$ , TCP 连接的分组到达速率  $\lambda$  (与接入链路带宽密切相关) 和接收端最大接收窗口 (rwnd)  $W_m$  决定。本文采用基于时间门限的组装算法<sup>[8]</sup>, 此时有  $s = \min(T_b \lambda + 1, W_m)$ 。

当一个突发丢失时, TCP 发送端启动重传机制来恢复丢失的  $s$  个 TCP 分组, 重传时可能出现以下 3 种情况, 如图 2 所示: (1) 当  $s \leq 2$  时, 发送端利用  $s$  次快速重传恢复丢失的 TCP 分组; (2) 当  $2 < s < L$  ( $L$  为常数) 时, 在 2 次快速重传以后, 由于发送端不可能收到第 3 次快速重传所需的 3 个重复 ACK, 无法进行快速重传, 导致发送定时器超时, 下一周期从慢启动开始; (3) 当  $s \geq L$  时, 同情况(2)相似, 也将引发发送定时器超时, 不同之处在于, 在下一周期慢启动阶段还将发生一次快速重传。下面将详细分析以上 3 种情况。

#### 3.1 $s \leq 2$ 的情况

当  $s=1$  时, 一个突发丢失只造成一个 TCP 分组的丢失, 这种情况与传统分组交换网的情况基本相同, 因而可以直接使用文献[7]的结论。

表 1 符号及含义

$A_i$	第 $i$ 个周期的持续时间(以 RTT 为单位)	$Z_i$	第 $i$ 个周期慢启动阶段经历的循环数
$M_i$	第 $i$ 个周期发送的 TCP 分组的数目	$W_i$	第 $i$ 个周期突发丢失时的发送窗口大小
$Y_i$	第 $i$ 个周期拥塞避免阶段发送的 TCP 分组的数目	ssthresh <sub><math>i</math></sub>	第 $i$ 个周期的慢启动门限
$R_i$	第 $i$ 个周期重传阶段发送的 TCP 分组的数目	$l$	TCP 分组的大小(byte)
$F_i$	第 $i$ 个周期慢启动阶段发送的 TCP 分组的数目	$b$	发送端收到一个 ACK 时得到确认消息的 TCP 分组数目(通常 $b=2$ )
$X_i$	第 $i$ 个周期突发丢失时的循环数	$T_b$	OBS 网络边缘结点突发组装时间门限(秒)

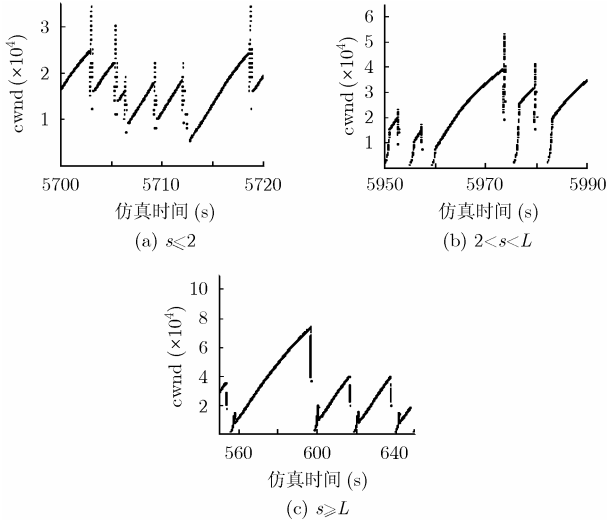


图 2 不同  $s$  情况下  $cwnd$  的变化

当  $s=2$  时, 一个周期内发送 TCP 分组的情况如图 3。从图中可以看出, 一个丢失周期包含拥塞避免和快速重传两个阶段。

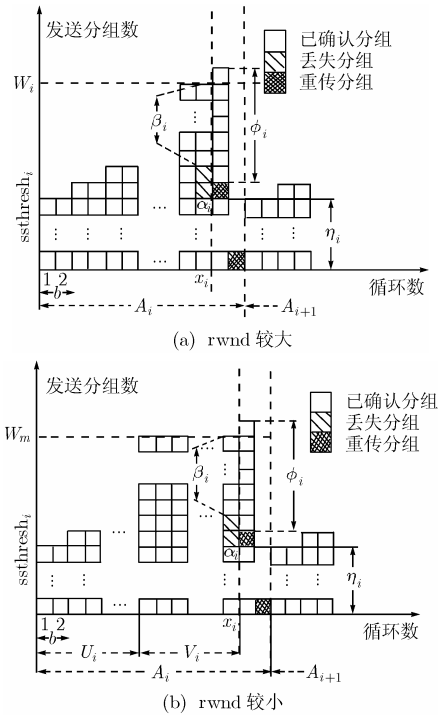


图 3  $s=2$  时一个周期内发送 TCP 分组的情况

首先分析拥塞避免阶段。在此阶段, 一个循环中可以发送的 TCP 分组数每隔  $b$  个循环增加 1, 直至达到接收端最大接收限制。定义在第  $A_i$  周期内第 1 个丢失发生在第  $X_i$  个循环, 丢失发生时已成功发送  $\alpha_i$  个分组,  $\beta_i$  为第  $X_i$  循环中丢失发生以后发送的 TCP 分组数。则在该阶段成功发送的 TCP 分组数  $Y_i = \alpha_i + \beta_i$ , 从而有:

$$E[Y] = E[\alpha] + E[\beta] \quad (2)$$

由于在 OBS 网络中 TCP 分组的发送与丢失是以突发方式发生, 若第 1 个丢失的突发为第  $\gamma_i + 1$  个突发, 则有  $\alpha_i = s\gamma_i$ , 在贝努利丢失假设下有:

$$E(\alpha) = sE[\gamma] = s \sum_{k=0}^{\infty} k(1-p)^k p = s/p \quad (3)$$

式(3)证明了突发组装对吞吐量性能的“正增益”作用, 因为在分组交换网中  $E(\alpha) = 1/p^{[7]}$ , 而  $s \geq 1$ , 故在突发方式传送下, 丢失发生时平均成功发送的分组数要大于分组传送方式。又  $0 \leq \beta_i \leq W_i$ , 不妨假设  $E[\beta] = E[W]/2$ , 故式(2)变为

$$E(Y) = s/p + E[W]/2 \quad (4)$$

由于发送窗口受接收端最大  $rwnd W_m$  的限制, 下面分两种情况来进一步推导  $E[Y]$ :

(1) 当  $W_m$  较大时, 丢失发生时的发送窗口  $W_{X_i} < W_m$ , 如图 3(a)所示。在这种情况下:

$$Y_i = \sum_{k=0}^{X_i/b-1} (ssthresh_i + k)b - s = \frac{X_i^2}{2b} - \left(\frac{1}{2} - ssthresh_i\right)X_i - s \quad (5)$$

其中  $ssthresh_i$  与  $W_{X_i}$  和  $X_i$  有如下关系:

$$W_{X_i} = ssthresh_i + X_i/b \quad (6)$$

按照 RFC2581 规定, 发送端在每次重传时将慢启动门限设为 flight size(以发送但还未收到确认 TCP 分组的数目)的一半, 因而在发生两次重传时有:

$$ssthresh_i = 3W_{X_i}/4 - s/2 \quad (7)$$

由此可得:

$$X_i = (W_{X_i}/4 + s/2)b \quad (8)$$

将式(7), 式(8)代入式(5)并进行运算可得:

$$E[Y] = \frac{7}{32} E[W]^2 b - \left(\frac{3}{8} sb + \frac{1}{8} b\right) E[W] - \frac{1}{8} s^2 b - \frac{1}{4} sb - s \quad (9)$$

对式(4), 式(9)求解方程组得:

$$E[W] = \frac{2}{7} + \frac{8}{7b} - \frac{6s}{7} + \frac{2\sqrt{56bps + (4p + bp + 4bps)^2}}{7bp} \quad (10)$$

当  $p$  较小时, 上式可近似为

$$E[W] = \sqrt{32s/(7bp)} + o(1/\sqrt{p}) \quad (11)$$

从而由式(8)可得:

$$E[X] = \frac{2}{7} - \frac{b}{14} - \frac{2bs}{7} + \frac{\sqrt{56bps + (4p + bp + 4bps)^2}}{14p} \approx \sqrt{2bs/(7p)} + o(1/(\sqrt{p})) \quad (12)$$

(2) 当  $W_m$  较小时, 发生丢失时的发送窗口  $W_{X_i} = W_m$ , 如图 3(b)所示。在此情况下, 由于未被确认分组数(flight size)受到  $W_m$  的限制, 重传后  $ssthresh_i = W_m/2$ , 而  $W_m = ssthresh_i + u_i/b$ , 故有  $E(u) = W_m b/2$ 。又从图中可以看出  $Y_i = U_i(W_m - ssthresh_i)/2 + U_i \cdot ssthresh_i + V_i \cdot W_m$ , 从而可得:

$$E[Y] = 3W_m^2 b/8 + E[V]W_m \quad (13)$$

由式(4), 式(13)求解方程可得:

$$E[V] = s/(pW_m) - bW_m/4 + 1/2 \quad (14)$$

从而可以求得:

$$E[X] = E[U] + E[V] = \frac{s}{pW_m} + \frac{3bW_m}{8} + \frac{1}{2} \quad (15)$$

再来分析快速重传阶段,在此阶段发送的 TCP 分组包含两部分:发送窗口滑动过程中发送的少量分组  $\eta_i = W_i - \beta_i - s$  和第 1 个分组重传以后发送端自同步机制“膨胀”拥塞窗口所发送的分组  $\phi_i = (W_i/2) - s$ , 因而总的发送数为

$$E[R] = E[\eta] + E[\phi] = E[W] - 2s \quad (16)$$

通过对拥塞避免和快速重传两个阶段的分析,对吞吐量性能做如下估计。在一个丢失周期发送的 TCP 分组总数为  $M_i = Y_i + R_i$ , 持续时间为  $A_i = X_i + 2$ , 从而利用上述分析结果可得:

$$B = \frac{(E[Y] + E[R]) \times l}{E[A] \times \text{RTT}} \approx \begin{cases} \left( \frac{s}{p} + \frac{3}{2} \sqrt{\frac{32s}{7bp}} - 2s \right) / \left( \left( \sqrt{\frac{2bs}{7p}} + 2 \right) \times \text{RTT} \right), & W_{X_i} < W_m \\ \left( \frac{s}{p} + \frac{3}{2} W_m - 2s \right) / \left( \left( \frac{s}{p W_m} + \frac{b W_m}{4} + \frac{5}{2} \right) \times \text{RTT} \right), & W_{X_i} = W_m \end{cases} \quad (17)$$

### 3.2 $2 < s < L$ 的情况

当一个发送窗口中出现多个 TCP 分组的丢失时, TCP Reno 的恢复能力非常有限,已经证明<sup>[9]</sup>:利用快速重传, TCP Reno 可以恢复小于两个的丢失,在特定条件下可以恢复 3 个丢失,而不可能恢复 4 个或 4 个以上的丢失。对于 OBS 网络,由于无法满足恢复 3 个丢失的条件,因而在  $2 < s < L$  的情况下,每次突发丢失都将引发送定时器超时。

图 4 为在此情况下 TCP 分组发送示意图,从图中可以看出,一个 cwnd 周期包括慢启动、拥塞避免、快速重传和等待定时器超时几个阶段。对于拥塞避免和快速重传阶段的分析与  $s \leq 2$  的情况相同,以下分析慢启动和定时器超时阶段。

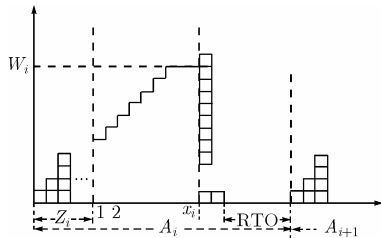


图 4  $2 < s < L$  时一个周期内发送 TCP 分组的情况

在慢启动阶段, cwnd 是按指数增长,从 1 开始逐渐增加,直到窗口值等于  $ssthresh_i$  为了简化推导过程,假定接收端对每个接收到的 TCP 分组进行确认,而不采用延迟确认机制即  $b=1$ 。当 rwnd 无限大时,  $ssthresh_i$  的值由式(7)来确定。由于 cwnd 的指数式增长,有如下等式:

$$3W_{X_i} / 4 - s / 2 = 2^{Z_i - 1} \quad (18)$$

于是可得:

$$E[Z] = \log_2(3E[W] / 4 - s / 2) + 1 \quad (19)$$

在慢启动阶段发送的 TCP 分组数  $F_i = \sum_{k=1}^{Z_i} 2^{k-1} = 2^{Z_i} - 1$ , 则有:

$$E[F] = 2^{E[Z]} - 1 = 3E[W] / 2 - s - 1 \quad (20)$$

在定时器超时阶段,发送端无法发送新数据,其持续时间 RTO 根据文献[7]可得:

$$E[\text{RTO}] = T_0 \frac{1 + p + 2p^2 + 4p^3 + 8p^4 + 16p^5 + 32p^6}{1 - p} \quad (21)$$

其中  $T_0$  为发送定时器定时间隔。

综上所述,在  $2 \leq s \leq 11$  情况下  $M_i = Y_i + R_i + F_i$ ,  $A_i = (Z_i + X_i + 2)\text{RTT} + \text{RTO}$ , 利用式(4),式(10),式(12),式(13),式(17),式(18)可得吞吐量

$$B \approx \begin{cases} \left( \frac{s}{p} + 3 \sqrt{\frac{32s}{7bp}} - 3s - 1 \right) / \left( \left( \log_2 \left( 3 \sqrt{\frac{2s}{7bp}} - \frac{s}{2} \right) + \sqrt{\frac{2bs}{7p}} + 3 \right) \times \text{RTT} + E[\text{RTO}] \right), & W_{X_i} < W_m \\ \left( \frac{s}{p} + \frac{3}{2} W_m - 3s - 1 \right) / \left( \left( \log_2 W_m + \frac{s}{p W_m} + \frac{b W_m}{4} + \frac{5}{2} \right) \times \text{RTT} + E[\text{RTO}] \right), & W_{X_i} = W_m \end{cases} \quad (22)$$

### 3.3 $s \geq L$ 的情况

这种情况比较复杂,限于篇幅,本文简单给出结论。当  $s \geq L$  时,突发丢失不仅会使发送端经过两次快速重传后进入慢启动,而且会在慢启动阶段再次发生一次快速重传,进入这次快速重传时,由于 flight size 数目较少,造成快速重传后慢启动门限非常小(通常都在 10 以下,如图 2(c)所示),较小的慢启动门限使拥塞窗口恢复到丢失前的水平需要较长时间,从而导致吞吐量性能下降。 $L$  的大小与接收端延迟确认机制有密切关系,当  $b=2$  且接收端没有发生延迟确认超时  $L=12$ 。

对这种情况的分析仍可采用上述分析方法,不同之处在于当发生超时重传时,  $ssthresh_i$  的值不能使用公式(7)来确定,而近似地以一个小于 10 的常数  $C$  来代替。重复上述的推导过程可得:

$$E[W] = \frac{1}{2} + \frac{1}{2b} + \frac{\sqrt{(2bpC - bp - p)^2 + 4p(bpC + 2bs + 2bps)}}{2bp} \quad (23)$$

$$E[X] = \begin{cases} p + bp - 2bpC + \sqrt{(2bpC - bp - p)^2 + 4p(bpC + 2bs + 2bps)} / (2p), & W_{X_i} < W_m \\ \frac{s}{p W_m} + \frac{b W_m}{2} - \frac{bC}{2} + \frac{1}{2}, & W_{X_i} = W_m \end{cases} \quad (24)$$

$$B = \frac{\frac{s}{p} + 3E[W] - 3s - 1}{(\log_2 C + bE[X] + 3) \times \text{RTT} + E[\text{RTO}]} \quad (25)$$

## 4 仿真与分析

利用 Opnet 10 建立仿真环境,验证上述分析的正确性。采用图 1 所示的网络结构, OBS 网络由两个边缘结点、两个核心结点和 3 条光纤链路组成,光纤链路时延为 10ms,带

宽为 10Gb/s, 链路丢失率为  $p$ ; 为了排除其他因素的影响, 仿真中利用两条无丢失、时延为 10ms 的链路代替传统 IP 接入网, 接入链路带宽分别为 1Mb/s 和 10Mb/s, 因此整个端到端的往返传播时延为 0.1s。其他仿真条件为: TCP 分组大小为 1kbyte; 采用基于时间门限的组装算法; 数据源为 FTP 数据传输。

图 5 所示为突发丢失率等于 0.001、输入链路带宽为 10Mbit/s 时吞吐量随突发所包含的同一连接 TCP 分组数  $s$  的变化曲线, 从图中可以看出以下几点: (1)分析结果与仿真结果基本相符, 证明了分析结果的正确性。(2)吞吐量随  $s$  的变化可以分为敏感和不敏感两个阶段, 在敏感阶段(大致在 2 ~ 12 之间), 突发组装带来的“正增益”作用明显, 随着  $s$  的增大吞吐量迅速增加; 当  $s$  大于  $L$  时, 由于慢启动阶段发生的快速重传使吞吐量性能明显下降, 因此图中出现一个明显的拐点; 随后随着  $s$  的增加, 突发组装的“负增益”影响逐步显现, 从而进入不敏感阶段, 在此阶段, 吞吐量的增长趋势变缓或基本保持不变; (3)接收端  $rwnd$  越小, 平均吞吐量越小, 同时, 较小的  $rwnd$  会抑制突发组装的“正增益”作用, 使吞吐量的增长趋势变缓。

上述分析是在接入链路带宽较大时得到的。当接入链路带宽较小时, 组装相同  $s$  的突发所需组装时间大大增加, 例如当  $s=10$  时, 在 10Mbit/s 接入带宽下组装时间大约为 5ms, 而对于 1Mbit/s 的接入带宽大约需要 50ms。另一方面, 在接收端  $rwnd$  较大时,  $s$  的增大会使平均发送窗口增大, 从而使低速接入链路成为端到端通路中的“瓶颈”链路, 进一步增大了往返时延, 这一点从式(11),(20)可以得到证明。这两方面因素使突发组装所产生的“负增益”在  $s$  较小时就显现出来, 吞吐量随  $s$  变化的敏感阶段几乎消失。图 6 所示为接入链路带宽分别为 1Mb/s 和 10Mb/s 时吞吐量随  $s$  的变化曲线。从图中可以看出, 对于带宽较大的接入链路, 吞吐量增长的敏感阶段非常明显, 因而存在一个最佳的  $s$  值或区间(对应于组装时间), 使吞吐量最大。而对于带宽较小的接入链路,  $s$  的增加对吞吐量几乎没有贡献。

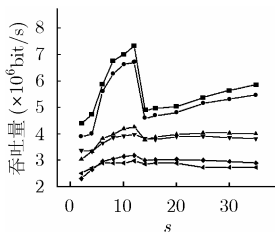


图 5 吞吐量与  $s$  的关系

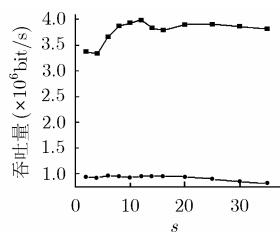


图 6 输入链路带宽不同时吞吐量与  $s$  的关系

另外, 突发丢失率也会影响吞吐量性能, 从直观考虑, 突发丢失越大, 吞吐量将越小, 式(14), 式(19), 式(22)也证

明了这点, 由于篇幅关系, 这部分仿真结果未给出。

### 5 结束语

本文在研究 TCP 拥塞控制机制与 OBS 网络传送机制之间相互作用的基础上, 提出了一种适用于 OBS 网络的 TCP 性能分析模型, 证明通过合理选择 OBS 边缘结点汇聚参数可以改善 TCP 吞吐量性能, 得到了吞吐量与突发丢失率、突发所包含的 TCP 分组数及往返时延的闭合表达式。利用该模型可以分析和预测 OBS 网络中 TCP 性能, 为设计 OBS 网络边缘结点提供了理论依据。下一步工作将考虑如何解决非拥塞情况下突发的随机丢失对 TCP 性能的影响。

### 参考文献

- [1] Qiao C and Yoo M. Optical burst switching (OBS)—A new paradigm for an optical Internet[J]. *Journal of High Speed Networks*, 1999, 8(1): 69-84.
- [2] Thompson K G, Miller J, and Wilder R. Wide-area internet traffic patterns and characteristics[J]. *IEEE Network*, 1997 11(6): 10-23.
- [3] Cao X, Li J, Chen Y, and Qiao C. Assembling TCP/IP packets in optical burst switched networks[A]. Proceedings IEEE Globecom 2002[C]. Taipei: IEEE, 2002: 2808-2812.
- [4] Gowda S and Shenal R. Performance evaluation of TCP over optical burst switched(OBS) WDM networks[A]. Proceeding of IEEE ICC[C], Anchorage: IEEE, 2003: 1433-1437.
- [5] Detti A and Listanti M. Impact of segments aggregation on TCP Reno flows in optical burst switching networks[A]. Proceedings of INFOCOM 2002[C], New York: IEEE, 2002: 1803-1812.
- [6] Barakat C. TCP/IP modeling and validation[J]. *IEEE Network*, 2001 15(3): 38-47.
- [7] Padhye J, firoiu V, and Towsley D F. Modeling TCP Reno performance: A simple model and its empirical validation [J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2000,8(2): 133-145
- [8] Ge A, Callegati F, and Tamil L S. On optical burst switching and self-similar traffic[J]. *IEEE Communications Letters*, 2000, 4(3): 98-100.
- [9] Kim B and Lee J. A simple model for TCP loss recovery performance over wireless network[J]. *Journal of Communication and Networks*, 2004, 6(3): 100-109.

刘建平: 男, 1970 年生, 博士生, 研究方向为光交换和光通信网。  
 文爱军: 男, 1968 年生, 博士, 副教授, 主要研究方向为光通信网。  
 刘增基: 男, 1937 年生, 教授, 博士生导师, 主要研究方向为信息传输与通信网。  
 靖杰: 男, 1980 年生, 硕士生, 研究方向为光突发交换和网络仿真。