TCP 在不可靠网络环境中的性能分析及其服务质量控制

朱 京, 牛志升
(清华大学电子工程系微波与数字通信国家重点实验室, 北京 100084)

摘 要: 本文对 TCP 在拥塞丢失和非拥塞丢失同时存在的不可靠网络环境中的性能进行了理论分析, 给出了 TCP 吞吐量, 延时以及分组丢失概率的简明表达式. 同时针对多个 TCP 连接共享一条限速链路时服务质量不均衡问题, 提出了轮询丢弃策略和惩罚丢弃策略两种服务质量控制策略. 仿真结果表明, 轮询丢弃策略可以提高限速链路的总吞吐量, 而惩罚丢弃策略可以提高 TCP 连接之间的公平性.

关键词: Internet; TCP; 服务质量
中图分类号: TN915.03 文献标识码: A 文章编号: 0372-2112 (2000) 11A-0026-06

TCP Performance Analysis and QoS Control in Lossy Networks

ZHU Jing, NIU Zhi-sheng
(*State Key Lab on Microwave and Digital Communication Dept. of Electronics Engineering, Tsinghua University, Beijing* 100084, *China*)

Abstract: In this paper, TCP performance in lossy networks with both congestion loss and non-congestion loss is analyzed, from which the TCP throughput, delay and packet loss rate are derived. Also, a polling scheme and punishing scheme are proposed to provide QoS guarantee for diverse user requirements. Simulation results show that the polling scheme can get higher throughput, while the punishing scheme can achieve better fairness.

Key words: Internet; TCP; QoS

1 引言

随着 Internet 的迅速普及, 越来越多的多媒体数据业务使得干线流量猛增, 尽管骨干网的速率在不断提高, 但边缘节点的拥塞问题却越来越严重. 与此同时, 随着移动通信技术的发展, 无线接入 Internet 变得越来越重要, 而无线信道的不可靠传输又会影响网络传输的性能. 现在最广泛应用于 Internet 的端到端传输协议 TCP 在这种拥塞丢失和非拥塞丢失同时出现的不可靠网络环境中将面临重大挑战, 其中最主要的就是 TCP 抗丢包的能力. 过去的研究一般集中在通过仿真来验证 TCP 的性能, 但这样无法对性能进行有效的预测, 也不利于下一代 Internet 协议的设计. 近年来越来越多的研究工作集中到对 TCP 性能进行理论分析上来[1,3], 不过它们中的大多数建立在比较复杂的计算基础上, 没有给出解析式. 本文基于文献[1]的分析模型提出简便有效的等效法, 并用它研究 TCP 的窗口机制在拥塞丢失和非拥塞丢失同时出现的网络环境中的性能.

另外, 随着 Internet 提供的业务类型的增加, 人们对服务质量的要求也越来越高, 而线路利用率和公平性是两个非常重要的指标. 研究发现 TCP 对于不同延时的连接呈现不公平性[1]. 文献[2]和[5]希望通过在终端加入复杂的自适应控制来实现公平性的提高, 而文献[4]却提出应该在网络的边缘节点来实现有效的公平策略. 基于理论分析, 本文提出在瓶颈节点采用适当的缓存管理策略来满足不同的服务质量要求.

本文由以下部分组成. 第二节给出了 TCP 系统模型[1]和仅有拥塞丢失情况下的 TCP 性能分析, 第三节给出拥塞丢失和非拥塞丢失同时存在的情况下 TCP 性能的一般研究方法, 第四节用等效模型给出了该问题的近似解. 第五节是仿真结果与分析的比较, 在此也给出了分析的结论. 第六节用前面的分析结果研究了多连接 TCP 的服务质量不均衡问题, 并提出了通过不同的丢包策略来满足不同的服务质量要求的思想. 最后第七节总结全文.

2 仅考虑有拥塞丢失时的 TCP 性能[1]

一个典型的不可靠传输的 TCP 系统模型如图 1 所示[1]. 为了方便起见, 本文以目前广泛采用的 TCP-Reno 为例进行理论分析, 系统参量如下:

W_t: 时刻 t TCP 的发送窗口大小

μ: 瓶颈节点的传输速率

收稿日期: 2000-06-14; 修回日期: 2000-08-25
基金项目: 教育部重点实验室访问学者基金

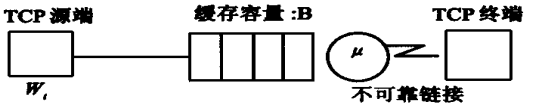


图 1　系统模型

τ: TCP 分组从发送至确认所经历的线路延时与传输时间 1/μ 的和(不包括排队延时)

B: 瓶颈节点的缓存容量

q: 不可靠链路上的分组丢失概率(假设随机丢失符合伯努利分布).

在分析中用 $\beta = B/\mu\tau$ 表示节点的归一化缓存容量.

如果只考虑拥塞丢失, 即假设 q 为 0. 这时只有当瓶颈节点缓存溢出才会导致丢失, 从而触发快速重传, 并且窗口大小减半, 其典型的变化如图 2 所示. 可以看到窗口变化是周期性的, 所以一个周期的平均发送速率即为整个发送过程的平均发送率. 为求一个周期的平均发送速率只需得到每个周期的窗口初值和终值(参看附录), 也就是求出图 2 中的 w_p. 由图 1 参数易得发生拥塞丢失时有

$$W_p = B + \mu\tau = (1+\beta)\mu\tau \tag{1}$$

将 $x = W_p/2$, $y = W_p$ 代入式(a11), 可求得 λ

定义线路利用率为 $\eta = \lambda/\mu$, 则有

$$\eta = \frac{3}{4}\left(\frac{1+2\beta+\beta^2}{1+\beta+\beta^2}\right),\ 0 < \beta < 1 \tag{2}$$

当 $\beta \geq 1$ 时, 有 $W_p/2 > \mu\tau$, 则 $\lambda = \mu$, 因此

$$\eta = 1,\ \beta \geq 1$$

图 3 给出了 η 和 β 的关系, 由图可见利用率随缓存的增加而快速增加, 直到 β 增加到 1, 此后利用率保持为 100%.

3　同时考虑拥塞丢失和非拥塞丢失时的 TCP 性能

现在在拥塞丢失的基础上考虑非拥塞丢失的影响, 即 $q > 0$. 图 4 给出了一个典型的窗口变化(仿真结果), 可以看到由于非拥塞丢失的影响, 窗口变化不再具有周期性, 即每个区间的窗口初值和终值都是随机变量. 若假设这种非拥塞丢失符合伯努利分布, 则窗口初值为 x 的窗口增长区间内所成功发送的分组个数 N 的分布为

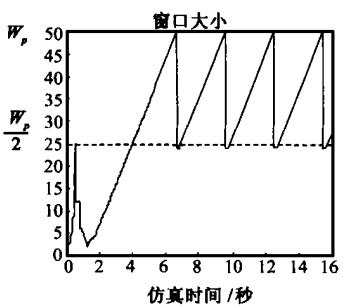


图 2　TCP-Reno 的发送窗口变化

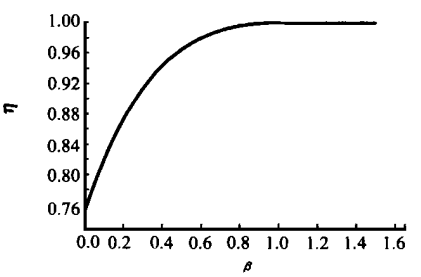


图 3　归一化缓存容量 β 对线路利用率 η 的影响

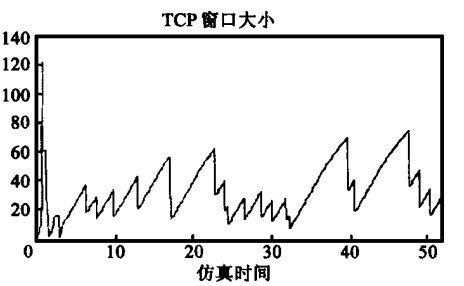


图 4　TCP-Reno 的发送窗口变化(有非拥塞丢失)

$$P^{(x)}[N = n] = \begin{cases} (1-q)^n q, & n < N_{\max}^{(x)} \\ (1-q)^{N_{\max}^{(x)}}, & n = N_{\max}^{(x)} \end{cases} \tag{3}$$

这里 $N_{\max}^{(x)}$ 为该区间内可能发送的最大分组总数, 即没有发生非拥塞丢失的情况下该区间所能发送的分组总数. 由于此时窗口终值肯定为 W_p, 所以由式(a4)可得,

$$N_{\max}^{(x)} = \frac{W_p^2 - x^2}{2}$$

其中 W_p 可以由式(1)得出.

由上可知, 每个区间的 TCP 窗口初值 x 和该区间发送的分组总数 n 都是随机变量. 根据式(a12)可以求出在已知 x 和 n 的条件下的 T, 记为 $t(n, x)$, 所以该条件下窗口变化区间的平均吞吐量为 $n/t(n, x)$, 最后对 $n/t(n, x)$ 求关于 x 和 n 的统计平均值, 即可得到平均吞吐量. N 的分布由式(3)给出, 而 x 的分布可以用下面的马尔可夫分析方法得到.

从式(a4)可得到相邻区间的TCP 初始窗口的关系为

$$(2w_{i+1})^2 = w_i^2 + 2N_i \tag{4}$$

其中 w_i 为第 i 个区间的TCP 初始窗口的大小, 而 N_i 为第 i 个区间成功发送的分组总数. 由于 TCP 窗口的最大值为 W_p, 则每个区间的窗口初值不会超过它的一半, 即

$$w_i \leq W_p/2,\ i \geq 1 \tag{5}$$

令 $w_{\max} = \lfloor \frac{W_p}{2} \rfloor$ ($\lfloor x \rfloor$ 表示不大于 x 的最大整数), 则 $\{w_i: i \geq 1\}$ 是一个在状态空间 $\{w_i: 1 \leq w_i \leq w_{\max}\}$ 的马尔可夫链. 而对于任一个区间 i, 其结束时窗口大小一定小于最大值 W_p, 所以有

$$0 \leq N_i \leq N_{\max}^{(w_i)} \tag{6}$$

其中 $N_{\max}^{(w_i)} = \lfloor \frac{W_p^2 - w_i^2}{2} \rfloor$, 则由式(3)可得

$$P^{(w_i)}[N_i = n] = \begin{cases} (1-q)^n q, & n < N_{\max}^{(w_i)} \\ (1-q)^{N_{\max}^{(w_i)}}, & n = N_{\max}^{(w_i)} \end{cases} \tag{7}$$

设马尔可夫链 $\{w_i: i \geq 1\}$ 的状态转移概率矩阵为

$$Q = [q_{ij}]_{w_{\max} \times w_{\max}} \tag{8}$$

这里 q_{ij} 表示当前区间的窗口初值为 i 而下一个区间的窗口初值为 j 的概率:

$$q_{ij} = P^{(i)}\left[N = \frac{(2j)^2 - i^2}{2}\right] \tag{9}$$

令 $\pi_x = \lim_{i \to \infty} P[w_i = x]$ 以及 $\pi = [\pi_1, \pi_2, \cdots, \pi_{w_{\max}}]$, 解下面的线性方程组可求得 TCP 初始窗口的概率分布 π_x:

$$\begin{cases} \pi Q = \pi \\ \pi e = 1 \end{cases} \tag{10}$$

则平均吞吐量为

$$\lambda=\sum_{x=1}^{\lfloor\frac{W}{2}\rfloor}\sum_{n=1}^{\lfloor\frac{W^2-x^2}{2}\rfloor}\pi_x P^{(x)}[N=n]\frac{n}{t(n,x)} \tag{11}$$

通过数值计算的方法即可由该式算出平均吞吐量 λ. 文献[1]给出了 λ 的近似解, 但结果仍然较复杂, 且物理意义不明显. 下一节用等效近似的方法得出同时考虑拥塞丢失和非拥塞丢失时的平均吞吐量的近似解.

4 平均吞吐量的简化分析法

在拥塞丢失和非拥塞丢失同时存在的情况下, 尽管窗口的变化不再是周期性的, 但如果只关心平均吞吐量 λ, 则可以将该过程等效成一个类似图 2 的周期变化过程. 此时窗口终值为初值的两倍, 因此只需求出等效过程中窗口初值 $\hat{x}$, 由式(11)就可以求出等效过程的 λ, 并用它来近似原过程的平均发送率.

首先引入一个新的变量 p, 它表示由于拥塞丢失导致的分组平均丢失率. 在不考虑非拥塞丢失时, 每个窗口变化周期丢失一个分组, 所以 p 等于该周期内发送分组总数的倒数, 即

$$p=\frac{1}{n}=\frac{8}{3(1+\beta)^2(\mu\tau)^2} \tag{12}$$

原过程包含拥塞丢失和非拥塞丢失, 假设这两种丢失是互相独立的, 并符合伯努利分布, 则原过程的分组丢失概率为 $q+p$, 其中 p 由式(12)给出.

对于等效过程, 一个周期的发送分组总数为

$$\hat{n}=\frac{(2\hat{x})^2-x^2}{2}=\frac{3\hat{x}^2}{2} \tag{13}$$

则

$$\hat{p}=1/\hat{n} \tag{14}$$

令等效过程的分组丢失概率和原过程的相等, 则得

$$\hat{p}=q+p \tag{15}$$

由式(13) ~ (15)可得等效过程的窗口初值

$$\hat{x}=\sqrt{\frac{2\hat{n}}{3}}=\sqrt{\frac{2}{3(q+p)}} \tag{16}$$

对于给定网络条件, β, μ, 和 τ 是确定的, 将式(16)代入式(11)可得到等效过程的平均发送率. 用它来近似原过程的平均分组发送率 λ, 可得如下结果:

$$\lambda=\begin{cases}\frac{3}{4}\left(\frac{1+2\beta'+\beta'^2}{1+\beta'+\beta'^2}\right)\mu, & \beta'\geq 0\\ \frac{3}{4}(1+\beta')\mu, & \beta'<0\end{cases} \tag{17}$$

其中

$$\beta'=\sqrt{\frac{1}{\frac{1}{(1+\beta)^2}+\frac{3}{8}q(\mu\tau)^2}}-1,\quad 1\geq\beta\geq 0 \tag{18}$$

我们称式(17)和式(18)为等效 β 算法, 该算法可以对 TCP 同时进行抗非拥塞丢失和拥塞丢失能力的分析. 下一节将用仿真验证该算法的正确性.

5 仿真研究及性能分析

我们用网络仿真软件 ns2* 进行仿真. 表 1 给出在 μ= 100packets/s 和 τ= 1s 的网络中, β 分别取 0.8 和 0.2 时, q 对线路利用率的影响. 我们比较了仿真结果和不同的理论计算结果. 从中可以看出马尔可夫稳态分析(M)的结果和仿真(S)最接近, 而我们的等效 β 算法(E)和文献[1]中使用的方法(H)在与仿真结果的近似程度上相似. 因此等效β 算法在性能的近似分析时是有效的.

表 1 误码率 q 对线路利用率的影响

q	η(%)							
	β= 0.8				β= 0.2			
	S	M	H	E	S	M	H	E
10^{-1}	1.5	2.6	3.5	3.8	1.5	2.6	3.5	3.8
10^{-2}	9.4	11	12	12	8.3	10	12	12
10^{-3}	34	35	38	37	30	35	37	35
10^{-4}	89	89	95	87	78	78	83	72
10^{-5}	99	99	100	99	86	86	87	86
10^{-6}	99	99	100	99	86	86	87	87

下面就用等效 β 算法进行分析得出一些定性的结论, 从图 5 中可以得出

(1) 当 $\beta'>0$ 即 $q(\mu\tau)^2<(8/3)[1-1/(1+\beta)^2]$ 时, 可以忽略非拥塞丢失的影响而只考虑拥塞丢失. 此时 TCP 的线路利用率随 β' 减小而缓慢下降, 而 β' 的减小意味着缓存容量 B 的减小, 即拥塞丢失的机会增加, 这就说明TCP 具有较强的抗拥塞丢失的能力.

(2) 当 $\beta'<0$ 即 $q(\mu\tau)^2>(8/3)[1-1/(1+\beta)^2]$ 时, 非拥塞丢失不能忽略, 它使得 TCP 吞吐量随 β' 线性下降, 下降速度明显快于 β' 大于 0 的时候. 而这时 β' 的下降主要是由于非拥塞分组丢失率 q 的增加, 因此 TCP 抗非拥塞丢失的能力较弱.

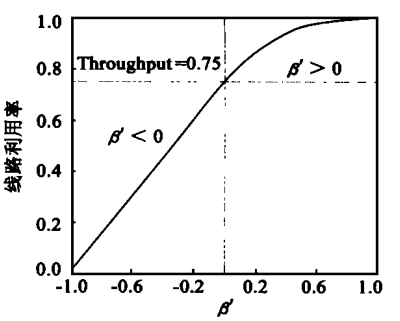


图 5 根据等效 β 法得到的吞吐量预测值

如何提高 TCP 的抗非拥塞丢失能力是当前无线数据通信领域的研究热点. 可以通过局域重传来降低传递给 TCP 源端的丢失率, 也可以通过明晰反馈将网络状况告诉 TCP 源端使其进行相应的动作. 然而本文并不考虑如何解决该问题, 而重点研究 τ 和缓存 B 对TCP 性能的影响, 因为从上述分析可以看到 τ 和 B 对TCP 的性能也是十分关键的. 基于此本文提出了通过不同的丢包策略来满足不同的服务质量要求的思想.

6 用缓存管理实现多连接 TCP 的 QoS 控制

在多条 TCP 连接共享一个限速链路时会发生拥塞丢失, 但此时某个TCP 连接的分组丢失并不是由于该连接占满瓶

颈节点缓存的结果, 而是由于多个连接共享一个缓存的结果, 因此每个连接实际占用的缓存 B 是随时间变化的, 而每个连接的实际发送速率 μ 也随时间变化. 根据图 5, 每个连接的线路利用率 η 是随该连接的 β' 增加而增加, 而 β' 由下式决定

$$\beta' = \sqrt{\frac{1}{\frac{1}{(1+B/\mu\tau)^2}+\frac{3}{8}q(\mu\tau)^2}} - 1 \qquad (19)$$

根据式(19)有以下结论.

(1) β' 是 τ 的单调减函数, 即随 τ 的增加而减少, 因此多个不同 τ 的 TCP 连接共享一个缓存时会出现不公平.

(2) β' 是 β 的单调增函数, 因此可以通过控制每个连接对缓存的占用, 从而控制TCP 服务质量. 这里主要关心的是限速链路的总线路利用率 η 和多连接TCP 的公平性指数 f.

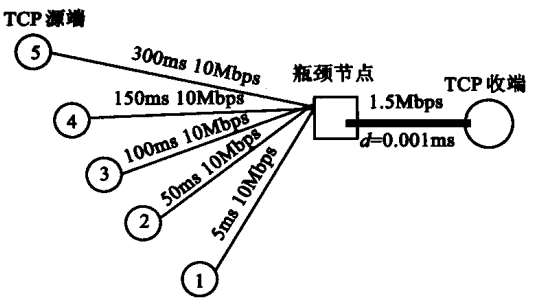


图 6　多连接网络结构

基于以上结论, 本文提出两种缓存管理策略即轮询丢弃策略和惩罚丢弃策略. 简言之, 轮询丢弃策略就是在缓存溢出时每个TCP 连接轮流丢包, 避免某个 TCP 连接的持续丢包; 而惩罚丢弃策略则始终丢弃在缓存中占空间最多的那个TCP 连接的分组.

仿真的网络拓扑如图6, 在这里有 $m(m=5)$ 条不同延时的 TCP 连接, 设第 i 条连接的吞吐量为 λ_i, 则有

$$\eta = \frac{\sum_{i=1}^{m}\lambda_i}{\mu},$$

$$f = \frac{(\sum_{i=1}^{m}\lambda_i)^2}{m\times(\sum_{i=1}^{m}\lambda_i^2)}$$

η 为 1 时说明线路的利用率为 100%, 而 f 为 1 时说明线路的带宽是平均分配给各条 TCP 连接的, 公平性最好, f 的值越小则意味着公平性越差.

首先考虑仅有拥塞丢失的情况, 即 $q=0$. 从图 7 和图 8 可以得到以下结论:

(1)在缓存较小的条件下, 多条 TCP 连接的线路利用率和公平性是一对矛盾, 也就是说公平性的提高必然伴随着总体线路利用率的降低, 这实际上是由于TCP 窗口控制机制 AIMD (additive increase/multiplicative decrease) 造成的.

(2)缓存的增加可以同时提高公平性和线路利用率, 但这会导致排队延时的增加从而增加端到端延时.

(3)不同丢包策略对于性能的影响不同, 总的说来由于惩罚丢弃策略总是丢弃在缓存中占空间最大的 TCP 连接的分组, 这实际上就是使得缓存尽可能公平的分配, 因此公平性是最好的, 而且尽管它在低缓存的条件下线路利用率不高, 但在一定容量的缓存支持下是可以保持较高的线路利用率的。这样从整体性能来说惩罚丢弃策略是较好的。而轮询丢弃策略由于不连续丢弃某个 TCP 连接的分组, 防止了窗口的连续下降, 从而使得TCP 的窗口策略可以尽可能多的利用带宽, 所以总的线路利用率最高。但是由于短延时的TCP 连接在竞争资源中具有优势, 而该策略并没有给予相应的限制, 反而鼓励了这种优势, 所以其公平性是最差的.

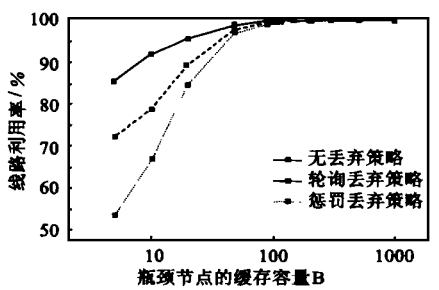


图 7　瓶颈节点的缓存大小对 f 的影响

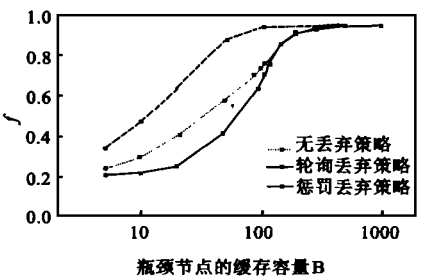


图 8　缓存对线路利用率的影响

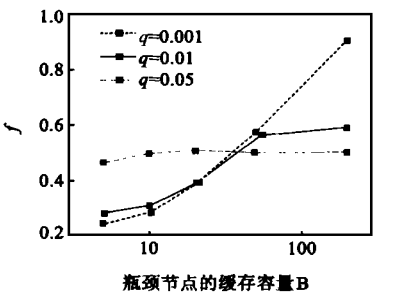


图 9　不可靠链路对公平性的影响

最后研究限速链路为不可靠链路时分组丢失概率 q 对性能的影响, 此时没有加入任何缓存管理策略. 图 9 说明在缓存容量较小的时候, q 越大则公平性越好, 这是由于在低缓存容量的情况下, 短延时的连接更容易抢占带宽. 然而由于所占带宽的增加, 线路不可靠传输对它的影响也随之增加, 这会导致该连接丢包的增加, 从而降低它的吞吐量, 改善公平性. 但是当缓存增加到一定数量以后不可靠传输又会导致公平性的恶化. 这是因为当缓存增大使得下式成立:

$$q(\mu\tau)^2 \gg 1/(1+\beta)^2,$$

则式(17)可近似为

$$\lambda = \frac{3}{4(1+\beta)}\mu \approx \frac{1}{4\tau}\sqrt{\frac{3}{q}} \qquad (20)$$

由式(20)知, 对于相同的分组丢失概率 q, 长延时的TCP 连接的吞吐量较小, 也就是说长延时抗丢失的能力要弱于短延时, 所以此时公平性变差.

7　结论

本文通过对 TCP 理论模型的分析, 研究了它抗拥塞丢失的能力和抗不可靠传输的能力, 同时研究了在多连接时不同连接延时和共享线路的不可靠传输对网络公平性的影响, 并提出通过丢弃策略来补偿长延时 TCP 连接在竞争资源时的

劣势从而提高TCP的整体公平性能的方案.

本文的许多结论对于研究下一代宽带Internet的性能会有重要的作用.在分析中忽略了慢启动阶段,但是在突发错误和高误码率的条件下,该近似是不理想的,这也是本文的理论结果在高丢包率的条件下不能与仿真结果很好吻合的原因.

在我们今后的工作中,将以本文为基础进一步研究在未来混合多媒体宽带网络中TCP的性能.这需要对TCP在不同环境下的不同控制机制分别建模,同时考虑更为复杂的链路特性和底层协议.

附录:**TCP-Reno**拥塞机制分析[1]

TCP-Reno采用了快速重传与快速恢复机制,在发生分组丢失时TCP源端一般不会进入慢启动阶段,而处于拥塞避免阶段.其窗口调整算法如下.

(1)每收到一个确认(ACK),

(a)慢启动阶段: $W_t^+ = W_t^- + 1$,

(b)拥塞避免阶段: $W_t^+ = W_t^- + \frac{1}{W_t^-}$.

(2)收到3个重复确认(Duplicated ACKs),则判断发生了拥塞丢失.此时有

$$W_t^+ = \frac{W_t^-}{2}$$

(3)若发生定时器超时(timeout),则有

$$W_t^+ = 1$$

上面的拥塞机制用数学的方式可描述为[1]

$$\frac{dW_t}{dt} = \frac{\lambda_t}{W_t} \qquad (a1)$$

这里 λ_t 为瓶颈节点发送速率,而 λ_t 可表示为

$$\lambda_t = \min\left(\frac{W_t}{\tau}, \mu\right) \qquad (a2)$$

如果假设在拥塞避免阶段TCP窗口从初值 x 增加到终值 y,而在该区间发送的分组数为 n,区间长度为 T,则该区间的平均发送率为

$$\lambda = \frac{n}{T} \qquad (a3)$$

先求 n,为此对式(a1)积分得

$$\int_x^y W_t dW_t = \int_0^T \lambda_t dt = n$$

即

$$n = \frac{y^2 - x^2}{2} \qquad (a4)$$

下面求区间长度 T,为此分三种情况讨论.

(1)如果 $x > \mu\tau$,则在该区间里 W_t 恒大于 $\mu\tau$,所以由式(a2)可知 λ_t 恒等于 μ,这样有

$$T = \frac{n}{\mu} = \frac{y^2 - x^2}{2\mu} \qquad (a5)$$

(2)如果 $y < \mu\tau$,则在该区间里 W_t 恒小于 $\mu\tau$,所以由式(a2)可知 λ_t 等于 $\frac{W_t}{\tau}$,则式(a1)变成

$$\frac{dW_t}{dt} = \frac{W_t}{W_t\tau} = \frac{1}{\tau} \qquad (a6)$$

由此可得

$$\int_x^y dW_t = \frac{1}{\tau}\int_0^T dt \qquad (a7)$$

即

$$T = (y - x)\tau; \qquad (a8)$$

(3)如果 $x < \mu\tau$ 且 $y \geq \mu\tau$,则将窗口增长区间以窗口大小 $\mu\tau$ 为界分成两个子区间,再利用上面结果可得

$$T = \tau(\mu\tau - x) + \frac{y^2 - (\mu\tau)^2}{2\mu} \qquad (a9)$$

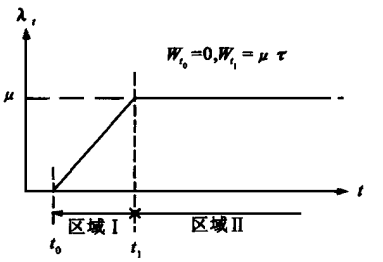
综上所述有

$$T = \begin{cases} \dfrac{y^2 - x^2}{2\mu}, & x \geq \mu\tau \\ \tau(\mu\tau - x) + \dfrac{y^2 - (\mu\tau)^2}{2\mu}, & x < \mu\tau,\ y \geq \mu\tau \\ \tau(y - x), & x < \mu\tau,\ y < \mu\tau \end{cases} \qquad (a10)$$

因此有

$$\lambda = \begin{cases} \mu, & x \geq \mu\tau \\ \dfrac{(y^2 - x^2)\mu}{-2\mu\tau x + y^2 + (\mu\tau)^2}, & x < \mu\tau,\ y \geq \mu\tau \\ \dfrac{(y + x)}{2\tau}, & x < \mu\tau,\ y < \mu\tau \end{cases} \qquad (a11)$$

由式(a1)和式(a2)可得图a1,用该图可对式(a11)作如下解释.



图a1 λ_t 随时间变化趋势

(1)当窗口终值小于 W_{t_1} 时,整个窗口变化区间处在区域Ⅰ内,该区域为 λ_t 线形增长区域,因此 λ_t 的平均值为

$$\lambda = \frac{\frac{x}{\tau} + \frac{y}{\tau}}{2} = \frac{x + y}{2\tau}$$

此时对应于上述情况(2).

(2)当窗口初值大于 W_{t_1} 时,整个窗口变化区间处在区域Ⅱ内,该区域 λ_t 保持 μ 不变,因此 λ_t 的平均值为 $\lambda = \mu$.此时对应于上述情况(1).

(3)当窗口初值小于 W_{t_1} 而终值大于 W_{t_1} 时,则整个窗口变化区间要先后经历区域Ⅰ和区域Ⅱ,即上述情况(3).

值得注意的是,上面式(a4)和式(a10)表示的是在已知窗口初值 x 和终值 y 时 n 和 T 的解.但在实际问题中可能知道某区间的窗口初值 x 和该区间内发送的分组总数 n,这时只需根据 x 和 n 求出 T 即可,由式(a4)和式(a10)有:

$$T = \begin{cases} \dfrac{n}{\mu}, & x \geq \mu\tau \\ \tau(\mu\tau - x) + \dfrac{x^2 + 2n - (\mu\tau)^2}{2\mu}, & \sqrt{(\mu\tau)^2 - 2n} \leq x < \mu\tau \\ \tau(\sqrt{2n + x^2} - x), & x < \sqrt{(\mu\tau)^2 - 2n} \end{cases} \qquad (a12)$$

通过上述讨论可以看到,对于某个窗口变化区间只需知道 x, y, n 和 T 这四个变量中的任意两个就可以确定另外两

个量(上面只给出了在已知 x 和 y 或 x 和 n 这两种情况下的解), 这样就可以求得该区间内的平均分组发送率.

参考文献:

[1] T. V. Lakshman and U. Madhow. The performance of TCP/IP for networks with high bandwidth-delay products and random loss [J]. IEEE/ACM Trans. Networking, June, 1997, 5(3): 336-350.

[2] T. R. Henderson, E. Sahouria, S. McCanne and R. H. Katz. On improving the fairness of TCP congestion avoidance [A]. Proc. IEEE Globecom'98 [C], Sydney, Australia, November 1998.

[3] J. Kulik. A stochastic model for TCP with random burst losses [WZ]. http://mimias.lcs.mit.edu/~jokulik/projects.html, May 1999.

[4] A. Legout and E. W. Biersack. Beyond TCP-Friendliness: A New Paradigm for End-to-end Congestion Control [WZ]. http://www.eurecom.fr/research/research_report_1999.html, Eurecom Technical Report, November 1999.

[5] H. Balakrishnan, H. S. Rahul and S. Seshan. An integrated congestion management architecture for internet hosts [A]. Proc. ACM SIGCOMM'99, Cambridge [C], MA, September 1999.

作者简介:



朱　京　1977 年出生, 2000 年毕业于清华大学电子工程系, 获学士学位, 并直接攻读硕士学位, 主要研究方向: 无线数据网络中的差错恢复技术及流量控制技术, Internet 上的 QoS 保证.



牛志升　1985 年毕业于北方交通大学通信与控制系, 1989 年和 1992 年先后获得日本丰桥技术科学大学的硕士和博士学位. 1992~1994 年就职于日本富士通研究所, 1994 年回清华大学任教至今, 现为清华大学微波与数字通信国家重点实验室教授, 主要研究方向有: 通信话务理论和排队论, ATM 网络流量控制技术, 无线 ATM 网络技术的研究. 现为 IEEE 高级会员, 电子学会高级会员, 中国运筹学会会员.

(上接第 25 页)

[3] S. Verdu. "Multiuser Detection" Cambridge, UK: Cambridge Univ Press, 1998.

[4] 张林让。自适应阵列处理稳健方法研究 [D]。西安电子科技大学博士论文, 1998。

[5] L. Chang and C. C. Yeh. Performance of DMI and eigenspace based beaformers [J]. IEEE Trans. Antennas Propagat., 1992, 40(11): 1336-1347.

[6] D. D. Feldman and L. J. Griffiths. A projection approach forrobust adaptive beamforming [J]. IEEE Trans. Signal Processing, 1994, 42(4): 867-876.

[7] 吴兆熊, 黄振兴, 黄顺吉。数字信号处理(下册) [M]. 67-71, 北京: 国防工业出版社, 1985.