

受限接收缓存下 CMT 稳态吞吐量建模与分析

刘杰民^{1),2)} 徐长明²⁾ 于长永^{1),2)} 王兴伟¹⁾ 黄敏¹⁾

¹⁾(东北大学信息科学与工程学院 沈阳 110819)

²⁾(东北大学秦皇岛分校计算机与通信工程学院 河北 秦皇岛 066004)

摘 要 多路径并行传输(CMT)是一个基于流控制传输协议(SCTP)的新传输协议,它使用 SCTP 协议的多宿特性,在一条端到端偶联中的多条路径上并行地进行数据分发,相对单路径传输具有聚合带宽、可以提高端到端吞吐量的优点.文中针对受限接收缓存下发送窗口是否受接收窗口影响两种情况分别对多路径并行传输进行建模,提出了基于发送窗口和接收窗口关联的 CMT 吞吐量模型.首先以轮为单位,分别对两种情况下的超时阶段、慢开始阶段和拥塞避免阶段的拥塞窗口进行了分析.其次,综合 3 个阶段传输情况,得到 1 个多路径并行传输过程中,稳态吞吐量关于 RTT 、 RTO 和丢包率的函数关系,它能够很好地估计多路径并行传输协议在受限接收缓存下稳态吞吐量.最后,通过仿真实验和结果分析验证了多路径并行传输吞吐量模型的有效性和准确度.

关键词 多路径并行传输;吞吐量模型;发送窗口;接收窗口;受限接收缓存

中图法分类号 TP393 DOI号 10.3724/SP.J.1016.2015.00515

Modeling and Analysis for Steady-State Throughput of CMT Based on Bounded Receive Buffer

LIU Jie-Min^{1),2)} XU Chang-Ming²⁾ YU Chang-Yong^{1),2)} WANG Xing-Wei¹⁾ HUANG Min¹⁾

¹⁾(College of Information Science and Engineering, Northeastern University, Shenyang 110819)

²⁾(School of Computer & Communication Engineering, Northeastern University at Qinhuangdao, Qinhuangdao, Hebei 066004)

Abstract Concurrent Multipath Transfer(CMT) is a new transport protocol which uses the Stream Control Transmission Protocol's (SCTP) multihoming feature to distribute data across multiple end-to-end paths concurrently in SCTP's association, CMT have some advantage of aggregate bandwidth and improve the end-to-end throughput. According to the send window is whether or not affected by the receive window in the presence of bounded receive buffer, we propose a CMT's throughput model based on the correlation between send window and receive window in this paper. Firstly, we analyze the congestion window such as timeout stage, slow start stage and congestion avoidance stage in above two cases(namely, the send window is whether or not influenced by the receive window). Secondly, we propose a math expression of steady-state throughput about RTT , RTO and packet loss rates in CMT, which is able to accurately predict steady-state throughput of CMT in the presence of bounded receive buffer. Finally, simulation results show the effectiveness and accuracy of CMT's throughput model.

Keywords concurrent multipath transfer; throughput model; send window; receive window; bounded receive buffer

收稿日期:2013-10-04;最终修改稿收到日期:2014-10-16. 本课题得到国家杰出青年科学基金(61225012,71325002)、国家自然科学基金(61100021)、东北大学秦皇岛分校校内科研基金(XNK201503)、中央高校基本科研业务费专项资金(N110204003, N120104001)资助. 刘杰民,男,1964年生,博士,教授,中国计算机学会(CCF)高级会员,主要研究领域为未来互联网、云计算、网络安全. E-mail: liujm@neuq.edu.cn. 徐长明,男,1978年生,博士,讲师,中国计算机学会(CCF)会员,主要研究方向为未来互联网. 于长永,男,1981年生,博士,副教授,硕士生导师,中国计算机学会(CCF)高级会员,主要研究方向为数据挖掘与知识发现. 王兴伟,男,1968年生,博士,教授,博士生导师,中国计算机学会(CCF)高级会员,主要研究领域为未来互联网、云计算、网络安全. 黄敏,女,1968年生,博士,教授,博士生导师,中国计算机学会(CCF)高级会员,主要研究领域为算法设计与优化.

1 引 言

Internet 现有的端到端传输主要采用 TCP 协议,新型的端到端传输协议 SCTP(Stream Control Transfer Protocol)^[1-2]因采用了多宿(multihoming)和多流(multistreaming)技术,故相对 TCP 而言具有了很高的端到端的路径容错性等优点,而基于 SCTP 的多路径并行传输 CMT(Concurrent Multipath Transfer)^[3]相对 SCTP 具有端到端的带宽聚合等诸多优点^[4],能更加充分地利用带宽资源,但这同时也对互联网传输层基础理论的研究与应用提出了新的挑战,近年来该研究也倍受学者们的关注^[5-15],并由于其独特的优点目前已成为面向下一代网络传输层协议的关注对象^[16-18].

下一代互联网在多路径并行传输方面的要求主要体现在能保障各式各样的应用均能对网络资源进行动态合理的调度和使用,需将传输关联中的多条路径视为整体,即要充分考虑到路径间的相关性,对每条路径诸如带宽、延迟、丢包率等各种网络属性特别是吞吐量应给予高度关注,对如何建立高效合理的吞吐量传输模型也正是本论文的工作重点所在。

近年来很多学者针对 SCTP 单路径传输特点给出了不同的吞吐量建模方法.这些模型对于建立多路径传输吞吐量模型均有一定的启发意义.如文献[19]参考传统 TCP 吞吐量模型^[20]建模方法,首先对慢开始、拥塞避免和超时重传 3 个阶段传输数据包数学期望进行考虑,之后分析这 3 个阶段所需时间的数学期望情况,从而建立了 SCTP 的吞吐量模型,文献[21]对该模型的建立给出了更为详细的论述.文献[22]从 Markov 链的分析角度,将整个模型划分为两部分,第 1 部分是源模型与网络模型,其出发点是将 SCTP 拥塞控制算法与动态变化的网络环境相分离,以提高所建立的吞吐量模型准确度.文献[23]与 TCP 时延模型^[24]相结合,建立了两级门限故障切换机制的 SCTP 传输时延模型,以实现动态地调整关联中故障路径切换的阈值,来提高端到端的传输性能.在文献[25]中,作者针对无线环境下可能出现的几种丢包情况与吞吐量的关系进行了论述,并建立了相关的 SCTP 吞吐量模型.文献[26]充分考虑了 SCTP 拥塞避免、超时与快速重传以及超时重传次数超过临界值关联中断与吞吐量的关联性,建立了弃尾队列情况下 SCTP 吞吐量模型.凡此种吞吐量模型均考虑了 SCTP 传输的不同特点,角度有所不同,但所有模型均建立在单路径传输的

基础上,而没有涉及多路径并行传输情况.

文献[27]在归纳各种单路径传输吞吐量模型基础上,给出了 1 种 CMT 吞吐量的建模方法,针对路径上是否有 RTO 发生两种情形,分别对模型进行设计,使用状态转换概率的分析形式对拥塞窗口增长进行了论述,同时为降低模型的复杂度提出了相关的算法给予了优化,提高了模型的计算速度.但经本文研究发现,这个模型也存在一定的局限性:第一,模型借鉴文献[28]和文献[29],在传输过程中假设接收缓存大小为非受限并仅考虑了这一方面,但实际上接收缓存大小是受限的,并且受限的接收缓存是制约端到端传输性能的重要因素之一,因为接收缓存和拥塞窗口是影响发送的两个重要因素,当然,为了分析问题的简单化,在分析拥塞窗口时可以假设接收缓存为非受限而暂不做考虑,但在做综合分析时,就必须要考虑接收缓存受限的情况,否则会影响结论的一般性.第二,所设计的模型只关注了慢开始阶段的数据传输,实际传输过程中还有拥塞避免阶段和超时阶段,所以该模型过于简单不够全面和准确.

基于对上述研究成果的分析,本文针对在受限接收缓存下发送窗口受或不受接收窗口影响两种情况,提出了一种面向接收窗口的 CMT 稳态吞吐量建模方法 CMT-ORM(Oriented Receive-window Model),具体结合 CMT 数据传输的超时阶段、慢开始阶段和拥塞避免阶段的数据传输情况,详细地描述了 CMT-ORM 的建立过程;其次通过比较模型的计算结果和在 NS2 中的仿真结果验证了模型的准确度及与现有模型进行比较验证了模型的先进性.最后对所做工作进行了总结和展望.

2 CMT 数据传输模型

在推导 CMT 稳态吞吐量模型前,我们结合 CMT 的传输特点,借鉴相关文献[19-27]关于 SCTP 和 CMT 的建模与分析思路,同时为了简化分析并保障不影响结论一般意义,我们对 CMT 的数据传输建立如下模型:

(1) 发送端和接收端均为多宿主机,利用 CMT 协议在发送端和接收端之间建立偶联(Association),端到端的偶联存在多条路径,数据通过任何可能的路径同时进行数据传输,每一个流通过不同路径,每一条路径都保持稳定.

(2) 因 CMT 传输模型是用于分析稳态传输阶段的吞吐量变化情况,只有足量数据才能使传输呈

$$B_t = N_t/t \quad (4)$$

我们定义长时间稳定情况下吞吐量表达式为

$$B = \lim_{t \rightarrow \infty} B_t = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{N_t}{t} \quad (5)$$

图 2 给出了拥塞避免阶段窗口变化情况。

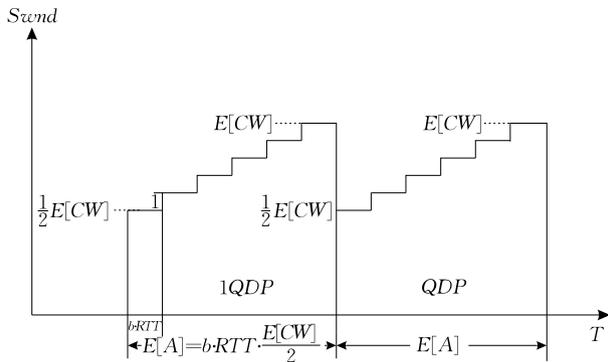


图 2 拥塞避免阶段平均窗口变化示意图

CMT 的发送窗口大小为 $Swnd$, 在拥塞避免阶段, 发送端每收到一个 SACK, 发送窗口大小就增加 $1/Swnd$, 如果有 $Swnd$ 个数据包在第 i 轮发送成功, 那么发送端会收到 $Swnd/b$ 个 SACK, 假设下一轮的窗口大小为 $Swnd'$, 那么

$$Swnd' = Swnd + \frac{1}{b} \quad (6)$$

所以, 如果没有丢包发生, $Swnd$ 会呈线性增长, 斜率为 $1/b$, 而如果检测到数据包丢失时, 窗口值就会减少, 减少的多少取决于丢包是由于重复确认引起的, 还是超时引起的. 如果丢包由重复确认引起, 那么继续保持在拥塞避免阶段; 如果丢包由超时引起, 则进入超时阶段.

假设 H_{ij} 是第 i 个阶段内第 j 个 QDP 中传输的数据包的数量, 一个拥塞避免阶段由 j 个 QDP 组成, 这里设: A_{ij} 是第 i 个阶段内第 j 个 QDP 阶段的时间; CW 是每一个 QDP 阶段结束时拥塞窗口大小; X_{ij} 是第 i 个阶段内第 j 个 QDP 阶段中丢包发生的轮次; b 为累计应答因子, 一个 SACK 里所确认的数据包的个数; 拥塞避免阶段的吞吐量为

$$B_{CA} = \frac{E[H]}{E[A]} \quad (7)$$

为了推导出 B_{CA} 的表达式, 下面我们首先推导 $E[H]$ 和 $E[A]$ 的表达式.

第 i 个 QDP 阶段如图 3 所示. 一个 QDP 阶段从一个 QD 丢包指示开始, 当前窗口值为 $CW_{ij-1}/2$, 即为 QD 出现前窗口值的一半时, 窗口值每一轮增加 $1/b$, 也就是每 b 轮增加 1, 我们定义 a_{ij} 为 QDP 里第 1 个丢失的数据包, 那么在丢包被检测到之前会再发送 $CW_i - 1$ 个数据包, 这些数据包会在 a_{ij} 出

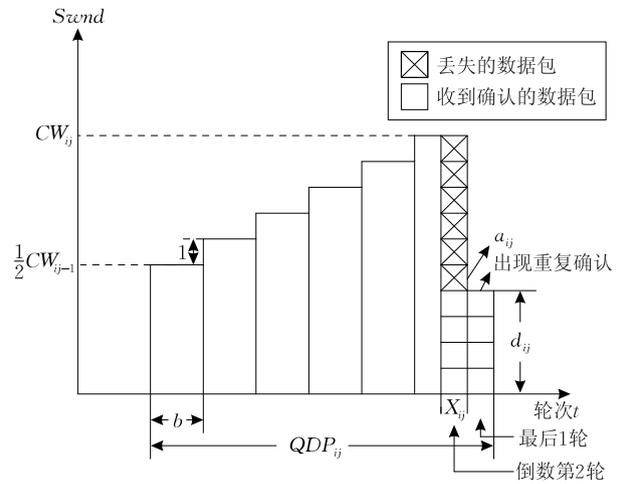


图 3 4 倍重复确认阶段数据包发送示意图

现的轮次以及之后的附加轮次上发送, 因此在第 $x_i + 1$ 个轮次里发送的数据包总数为

$$H_i = a_i + CW_i - 1 \quad (8)$$

由此可得

$$E[H] = E[a] + E[CW] - 1 \quad (9)$$

a_{ij} 是丢包发生之前发送端发送的数据包数量, 包括丢失的第 1 个数据包, 为了推出 $E[a]$, 考虑随机过程 $\{a_i\}_i$, $\{a_i\}_i$ 是一个独立同分布的随机变量, 假设 $a_i = k$, 那么在丢包发生之前有 $k - 1$ 个数据包发送成功, 可以得到

$$P[a = k] = (1 - p)^{k-1} p, \quad k = 1, 2, \dots \quad (10)$$

变量 a_{ij} 的期望为

$$E[a] = \sum_{k=1}^{\infty} (1 - p)^{k-1} p k = \frac{1}{p} \quad (11)$$

由式(9)和式(11)可得

$$E[H] = \frac{1}{p} + E[CW] - 1 \quad (12)$$

为了推导 $E[CW]$ 和 $E[A]$ 的表达式, 我们定义 r_n 为 QDP_{ij} 中第 n 轮 RTT, 则整个 QDP_{ij} 时间 A_i 为

$$A_i = \sum_{n=1}^{X_i+1} r_n \quad (13)$$

考虑 r_n 是随机变量, 它的大小与窗口大小无关, 也与 n 无关, 可以得到

$$E[A] = (E[X] + 1)E[r] \quad (14)$$

在以下部分中, 可以用 $RTT = E[r]$ 来表示 RTT 的平均时间. 下面我们推导 $E[X]$ 的表达式, CW_i 是轮次个数的函数, 为了简化模型的推导, 我们假设 $CW_{i-1}/2$ 和 X_i/b 都是整数, 首先观察第 i 个 QDP 阶段, 窗口值在 $CW_{i-1}/2$ 和 CW_i 之间变化, 以 $1/b$ 为斜率线性的增长, 则可以得到

$$CW_i = \frac{1}{2}CW_{i-1} + \frac{X_i}{b}, \quad i = 1, 2, \dots \quad (15)$$

则 QDP_{ij} 阶段传输数据包的数量 H_{ij} 就可以表示为

$$\begin{aligned} H_{ij} &= \sum_{k=0}^{\frac{X_i}{b}-1} \left(\frac{1}{2} CW_{ij-1} + k \right) b + d_{ij} \\ &= \frac{1}{2} \cdot \frac{X_i}{2} CW_{ij-1} + \frac{X_i}{2} (CW_{ij} - 1) + d_{ij} \quad (16) \end{aligned}$$

进而可以得到

$$E[H] = \frac{1}{2} E[X] \left(\frac{1}{2} E[CW] + E[CW] - 1 \right) + E[d] \quad (17)$$

d_{ij} 是附加轮传输数据包的数量, $\{CW_i\}_i$ 是一个马尔可夫过程, 基于 $\{a_i\}$ 的函数, 可以计算 $\{X_i\}$ 的概率分布, 我们可以假设 $\{X_i\}$ 和 $\{CW_i\}$ 是独立同分布随机变量来得到更简单的方法, 首先由于

$$CW_{ij} = \frac{1}{2} CW_{ij-1} + \frac{X_{ij}}{b} \quad (18)$$

则可以得到

$$E[CW] = \frac{1}{2} E[CW] + \frac{1}{b} E[X] \quad (19)$$

$$\rightarrow E[CW] = \frac{2}{b} E[X] \quad (20)$$

综合式(12)、式(17)和式(20)可得

$$\begin{aligned} \frac{1-p}{p} + E[CW] &= \\ \frac{b}{4} E[CW] \left(\frac{1}{2} E[CW] + E[CW] - 1 \right) + E[d] \quad (21) \end{aligned}$$

考虑到 d_{ij} 是最后一轮传输数据包的数量, 它的值在 1 和 CW_i 之间平均分布, 可得到其期望值为

$$E[d] = \frac{1}{2} E[CW] \quad (22)$$

由式(21)式(22)可得

$$\frac{3b}{8} E[CW]^2 - \frac{(b+2)}{4} E[CW] - \frac{1-p}{p} = 0 \quad (23)$$

求出 $E[CW]$ 的表达式为

$$\begin{aligned} E[CW] &= \frac{2+b}{3b} + \sqrt{\frac{8(1-p)}{3bp} + \frac{(2+b)^2}{(3b)^2}} \\ &= \sqrt{\frac{8}{3bp}} + o(1/\sqrt{p}) \quad (24) \end{aligned}$$

由于 p 值(丢包率)很小, 趋近于 0, 所以有

$$E[CW] \approx \sqrt{\frac{8}{3bp}} \quad (25)$$

将式(20)和式(24)综合可得 $E[X]$ 为下式

$$\begin{aligned} E[X] &= \frac{b}{2} E[CW] \\ &= \frac{2+b}{6} + \sqrt{\frac{2b(1-p)}{3p} + \left(\frac{2+b}{6}\right)^2} \\ &= \sqrt{\frac{2b}{3p}} + o(1/\sqrt{p}) \\ &\approx \sqrt{\frac{2b}{3p}} \quad (26) \end{aligned}$$

由式(14)和式(26)综合可得 $E[A]$ 为下面表达式

$$\begin{aligned} E[A] &= RTT \left(\frac{2+b}{6} + \sqrt{\frac{2b(1-p)}{3p} + \left(\frac{2+b}{6}\right)^2} + 1 \right) \\ &\approx RTT \left(\sqrt{\frac{2b}{3p}} \right) \quad (27) \end{aligned}$$

那么 $E[H]$ 为

$$\begin{aligned} E[H] &= \frac{1-p}{p} + E[CW] \\ &= \frac{1-p}{p} + \frac{2+b}{3b} + \sqrt{\frac{8(1-p)}{3bp} + \frac{(2+b)^2}{(3b)^2}} \\ &= \frac{1-p}{p} + \sqrt{\frac{8}{3bp}} + o(1/\sqrt{p}) \\ &\approx \frac{1-p}{p} + \sqrt{\frac{8}{3bp}} \quad (28) \end{aligned}$$

由以上可推导出拥塞避免阶段吞吐量 B_{CA} 为式(29)

$$\begin{aligned} B_{CA} &= \frac{E[H]}{E[A]} \\ &= \frac{\frac{1-p}{p} + \frac{2+b}{3b} + \sqrt{\frac{8(1-p)}{3bp} + \frac{(2+b)^2}{(3b)^2}}}{RTT \left[\frac{2+b}{6} + \sqrt{\frac{2b(1-p)}{3p} + \left(\frac{2+b}{6}\right)^2} + 1 \right]} \\ &= \frac{1}{RTT} \times \sqrt{\frac{3}{2bp}} + o(1/\sqrt{p}) \\ &\approx \frac{1}{RTT} \times \sqrt{\frac{3}{2bp}} \quad (29) \end{aligned}$$

3.2.2 慢开始阶段

图 4 为慢开始阶段窗口变化情况。

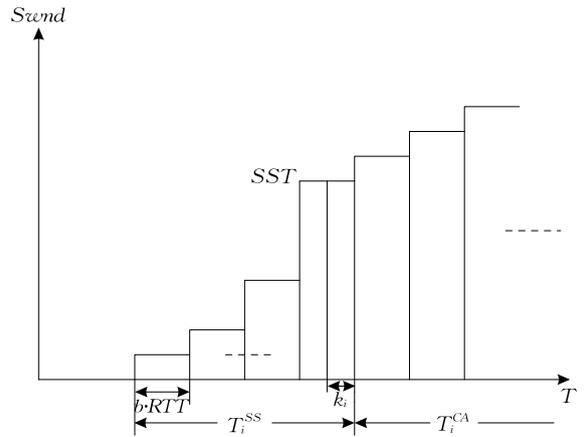


图 4 慢开始阶段窗口变化示意图

设 G_i 为第 i 个传输阶段内慢开始阶段传输的数据包的数量; I_i 为第 i 个阶段内慢开始阶段时间; k_i 为第 i 个传输阶段内慢开始阶段轮次数; CW^{SS} 是不考虑慢开始门限值情况下慢开始阶段结束时窗口的大小; 慢开始阶段的吞吐量为

$$B_{SS} = \frac{E[G]}{E[I]} \quad (30)$$

为了推出 B_{SS} 的表达式, 下一步我们要推出 $E[G]$ 和 $E[I]$ 的表达式.

$Swnd$ 的原始值为 2, 比较 SST 与 $E(CW^{SS})$ 的值, 如果 $SST \leq E(CW^{SS})$, 那么 $Swnd$ 值增加到 $\frac{E[CW]}{2}$ 结束, 进入拥塞避免阶段, 如果 $SST \geq E(CW^{SS})$, 则 $Swnd$ 的值增加到 $E(CW^{SS})$ 结束, 进入超时阶段.

下面推导 $E(CW^{SS})$ 表达式:

假设 k_i 是发生第 1 个丢包的轮次, 因此在 $k_i + 1$ 个轮次里发送的数据包个数为

$$G_i = a_i + CW_i - 1 \quad (31)$$

由此可得

$$E[G] = E[a] + E[CW] - 1 \quad (32)$$

a_i 是丢包发生之前发送端发送的数据包的数量, 包括丢失的第 1 个数据包, 为了推出 $E[a]$ 的表达式, 我们考虑随机过程 $\{a_i\}_i$, $\{a_i\}_i$ 是一个独立同分布的随机变量, 假设 $a_i = k$, 那么在丢包发生之前有 $k-1$ 个数据包成功发送, 可以得到不同 k 值的概率:

$$P[a = k] = (1-p)^{k-1} p, \quad k = 1, 2, \dots \quad (33)$$

a 的期望 $E[a]$ 为

$$\begin{aligned} E[a] &= \sum_{k=1}^{\infty} (1-p)^{k-1} pk \\ &= p + 2p(1-p) + 3p(1-p)^2 + 4p(1-p)^3 + \dots \\ &= \frac{1}{p} \end{aligned} \quad (34)$$

由式(12)可得

$$E[G] = \frac{1}{p} + E[CW] - 1 \quad (35)$$

为了推导 $E[CW]$ 和 $E[I]$ 的表达式, 定义 c_{ij} 是慢开始阶段中第 j 轮次的 RTT , 所以整个 SS_i 的时间 I_i 为

$$I_i = \sum_{j=1}^{k_i+1} c_{ij} \quad (36)$$

考虑 c_{ij} 是随机变量, 它的大小与 $Swnd$ 大小无关, 也与 j 无关, 所以

$$E[I] = (E[k] + 1)E[c] \quad (37)$$

那么可以通过 $RTT = E[c]$ 来表示 SS 阶段 RTT 的平均时间.

下面要推导 $E[k]$ 的表达式, $Swnd$ 是轮次的函数, 为了简化模型的推导, 我们假设 $\frac{1}{2}CW_{i-1}$ 和 $\frac{X_i}{b}$ 都是整数, 窗口大小在每收到一个 SACK 时增加 1, 每

一轮开始到结束时会收到 $Swnd/b$ 个 SACK, 设新一轮的窗口值为 $Swnd'$, 因此

$$Swnd' = Swnd + Swnd/b = Swnd \left(1 + \frac{1}{b}\right) \quad (38)$$

$\{Swnd_i\}_i$ 是一个马尔可夫过程, 我们可以计算 $\{k_i\}$ 的概率分布, 假设 $\{k_i\}$ 和 $\{Swnd_i\}_i$ 是独立同分布随机变量以得到更简单的方法, 由于慢开始拥塞窗口值从 2 起始, 我们可以得到慢开始结束时拥塞窗口大小与 k_i 的关系为

$$CW_{ij} = 2 + \frac{k_i}{b} \quad (39)$$

那么, 慢开始阶段传输数据包的数量 G_i 可以表示为

$$\begin{aligned} G_i &= \sum_{n=0}^{\frac{k_i}{b}-1} (2+n) \cdot b \\ &= \frac{2 \cdot \left[1 - \left(1 + \frac{1}{b}\right)^{\frac{k_i}{b}}\right] \cdot b}{1 - \left(1 + \frac{1}{b}\right)} \\ &= 2b^2 \left[\left(1 + \frac{1}{b}\right)^{\frac{k_i}{b}} - 1\right] \end{aligned} \quad (40)$$

慢开始阶段结束时窗口大小 $E[CW^{SS}]$ 可以表示为

$$E[CW^{SS}] = 2 \cdot \left(1 + \frac{1}{b}\right)^{\frac{k_i}{b}-1} \quad (41)$$

由此可得

$$\frac{1-p}{p} + E[CW^{SS}] = b^2 \left\{ \left(1 + \frac{1}{b}\right) E[CW^{SS}] - 2 \right\} \quad (42)$$

$$(b^2 + b - 1)E[CW^{SS}] = \frac{1-p}{p} + 2b^2 \quad (43)$$

可以得出 $E[CW^{SS}]$ 为下式

$$\begin{aligned} E[CW^{SS}] &= \frac{1-p}{p(b^2 + b - 1)} + \frac{2b^2}{b^2 + b - 1} \\ &\approx \frac{1}{p(b^2 + b - 1)} \end{aligned} \quad (44)$$

由式(25)可得慢开始门限值(SST)为

$$SST = \frac{1}{2}E[CW] \approx \frac{1}{2} \sqrt{\frac{8}{3bp}} = \sqrt{\frac{2}{3bp}} \quad (45)$$

比较 $E[CW]/2$ 与 $E(CW^{SS})$ 的值, 由于 $p \leq 1$, 那么 $SST \leq E(CW^{SS})$, 由此可得, 考虑慢开始门限值(SST)时, 该阶段结束时的窗口大小为 $E[CW]/2$, 由式(45)可以得到考虑慢开始门限值(SST)时慢开始阶段传输数据包的数量为

$$E[G] = \frac{2 - \sqrt{\frac{2}{3bp}} \left(1 + \frac{1}{b}\right)}{1 - \left(1 + \frac{1}{b}\right)} = (1+b) \sqrt{\frac{2}{3bp}} - 2b \quad (46)$$

那么,最后一轮的窗口值为

$$CW_{ij}^{SS} = \left(1 + \frac{1}{b}\right)^{\frac{E[k]}{b} - 1} = \sqrt{\frac{2}{3bp}} \quad (47)$$

并可以推出式(48)

$$\left(1 + \frac{1}{b}\right)^{\frac{E[k]}{b} - 1} = \sqrt{\frac{2}{3bp}} \quad (48)$$

解得 $E[k]$ 为

$$E[k] = b \log_{\left(1 + \frac{1}{b}\right)} \left(1 + \frac{1}{b}\right) \sqrt{\frac{2}{3bp}} \quad (49)$$

由此可得 $E[I]$ 为下式:

$$\begin{aligned} E[I] &= RTT(E[k] + 1) \\ &= RTT \left(b \log_{\left(1 + \frac{1}{b}\right)} \left(1 + \frac{1}{b}\right) \sqrt{\frac{2}{3bp}} + 1 \right) \\ &= RTT \left(b + 1 + b \log_{\left(1 + \frac{1}{b}\right)} \sqrt{\frac{2}{3bp}} \right) \end{aligned} \quad (50)$$

慢开始阶段的吞吐量 B_{SS} 为下式:

$$B_{SS} = \frac{(1+b) \sqrt{\frac{2}{3bp}} - 2b}{RTT \left(b + 1 + b \log_{\left(1 + \frac{1}{b}\right)} \sqrt{\frac{2}{3bp}} \right)} \quad (51)$$

3.2.3 超时阶段

图5为超时阶段路径1超时阶段数据包丢失与在路径2重传数据包的情况.在超时阶段,SCTP重传所有丢失的数据包,RFC2960规定在备份路径上重传从慢开始阶段开始,因为备份路径已闲置了一段时间,而在CMT传输数据期间,所有路径都是活跃的,我们利用这个特点,在重传路径重传数据时使用该路径的当前窗口.

图5显示了重传方案,这里引进1个参数 RI (Reliable Index,可靠指数),它的值由下列公式给出:

$$RI_j = \frac{\text{路径 } j \text{ 最后传输的 } 20 \text{ 个数据包中} \\ \text{成功传输的数据包个数}}{20}.$$

如果有数据需要重传时,则挑选除当前路径外 RI 最高的路径,选择一条路径重传数据的概率是与该路径的丢包率成反比的.当一条路径 j 超时,重传数据包的 RTT 平均值为

$$E[RTT'_j] = \sum_{i=1, i \neq j}^N \frac{\frac{1}{p_i}}{\sum_{m=1, m \neq j}^N \frac{1}{p_m}} RTT_i \quad (52)$$

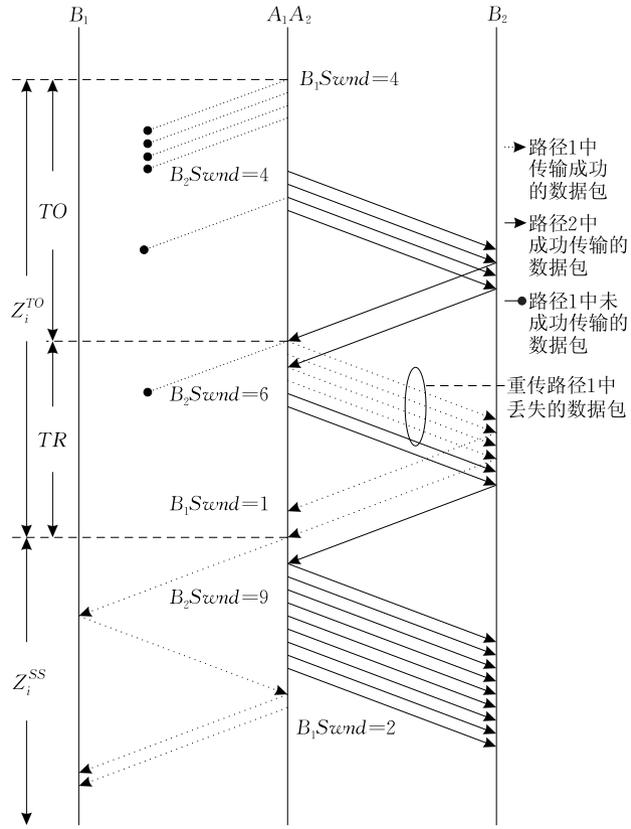


图5 超时阶段数据包丢失与重传示意图

假设路径1(A_1, B_1)在当前窗口丢失了所有的数据包,然后通过可靠指数最高的路径2(A_2, B_2)重传,重传路径拥塞窗口的平均值是

$$E[CW'_j] = \sum_{i=1, i \neq j}^N \frac{\frac{1}{p_i}}{\sum_{m=1, m \neq j}^N \frac{1}{p_m}} E[CW_i] \quad (53)$$

路径 j 的 Z_i^{TO} 阶段可以分成两个部分:

$$Z_i^{TO} = TO_j + TR_j \quad (54)$$

TO_j 是路径 j 第1次超时时间, TR_j 是实际重传所有数据包所需要的时间,设 RP_j 是路径 j 在超时发生时丢失数据包的数量,因此有

$$E[TR_j] = \frac{E[RP_j]}{E[CW'_j]} [RTT'_j] \quad (55)$$

其中 $E[RTT'_j]$ 和 $E[CW'_j]$ 由式(52)和(53)可知,上式可表达为

$$E[TR_j] = \frac{E[RP_j]}{\sum_{i=1, i \neq j}^N \frac{\frac{1}{p_i}}{\sum_{m=1, m \neq j}^N \frac{1}{p_m}} RTT_i} \sum_{i=1, i \neq j}^N \frac{\frac{1}{p_i}}{\sum_{m=1, m \neq j}^N \frac{1}{p_m}} RTT_i \quad (56)$$

下面推导超时阶段吞吐量表达式.

图 6 为超时阶段发送端窗口变化情况,第 i 次重传经历的时间为 $2^i RTO$.

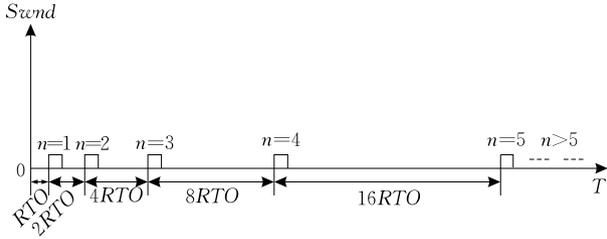


图 6 超时阶段窗口变化示意图

这里设: M_i 为第 i 个超时阶段传输数据包的数量; T_i^{TO} 为第 i 个超时阶段的时间; $E[M]$ 和 $E[T^{TO}]$ 是 TO 阶段平均数据包数量和平均时间.

在两个连续超时之间传输一个数据包,在 $k-1$ 个连续的丢包之后,出现了第 k 个成功传输的数据包, k 的大小呈几何分布,可以推出:

$$P[M = k] = P^{k-1} (1 - p) \quad (57)$$

则 M 的期望为

$$E[M] = \sum_{k=1}^{\infty} k \cdot p(M = k) = \frac{1}{1-p} \quad (58)$$

下面推导 $E[T^{TO}]$ 的表达式,排除重传的情况,在超时阶段前 6 次超时的时间为 $2^{i-1} RTO$,其中 $i=1, 2, 3, 4, 5, 6$,接下来的超时时间都是 $64RTO$,这样连续 k 次超时的时间为

$$L_k = \begin{cases} (2^k - 1)RTO, & k \leq 6 \\ (63 + 64(k - 6))RTO, & k > 6 \end{cases} \quad (59)$$

则超时阶段的平均时间 $E[T^{TO}]$ 为

$$\begin{aligned} E[T^{TO}] &= \sum_{k=1}^{\infty} L_k P(M = k) \\ &= RTO \left(\frac{1 - 64p^6}{1 - 2p} + 64 \cdot \frac{p^6}{1 - p} \right) \\ &= RTO \left(\frac{1 + p + 2p^2 + 4p^3 + 8p^4 + 16p^5 + 32p^6}{1 - p} \right) \end{aligned} \quad (60)$$

$E[T^{TO}]$ 可以简化为 $\frac{RTO}{1-p} \cdot f(p)$, 其中 $f(p) =$

$$1 + p + 2p^2 + 4p^3 + 8p^4 + 16p^5 + 32p^6.$$

那么超时阶段的吞吐量 B_{TO} 为式(61)

$$B_{TO} = \frac{E[M]}{E[T^{TO}]} = \frac{1}{(1-p) \cdot \frac{RTO}{1-p} \cdot f(p)} \quad (61)$$

3.2.4 丢包指示产生原因的比率推导

图 7 是丢包指示出现后数据包和确认传输情况,设 Q 是结束本阶段 QDP 的丢包指示是超时的概率,考虑丢包指示出现的轮次以及最后附加轮次

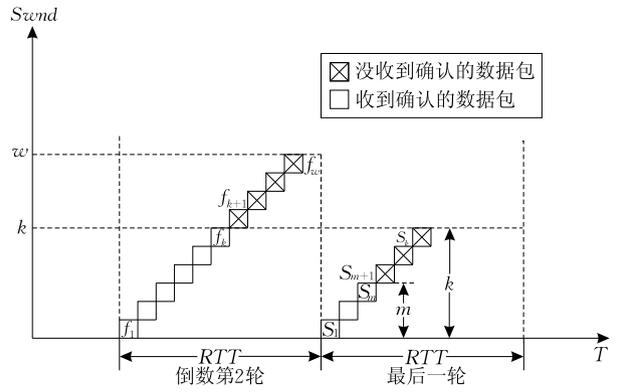


图 7 丢包指示出现后数据包和 SACK 传输情况

的数据包发送接收情况推导 Q 的表达式.

设 w 为当前窗口大小,数据包 $f_1 \dots f_w$ 在倒数第 2 轮发送,数据包 $f_1 \dots f_k$ 收到了确认, f_{k+1} 是第 1 个丢失的数据包,基于假设丢包在同一轮次内有关联,如果一个数据包丢失,那么在那一轮次内接下来的所有数据包全部丢失.因此, f_{k+1} 以后的数据包全部丢失.从第 1 个丢失的数据包发送开始到发送端检测到丢失经历的时间是 1 个 RTT ,期间一共发送 w 个数据包,包括丢失的数据包 $f_{k+1}, f_1 \dots f_k$ 已经收到确认了, $f_{k+1} \dots f_w$ 在倒数第 2 轮发送,那么另外 k 个数据包 $s_1 \dots s_k$ 在下一轮(也就是最后一轮)发送,这一轮的数据包也有可能丢失,第 1 个丢失的数据包我们称作 s_{m+1} ,同样 $s_{m+2} \dots s_k$ 也丢失了,最后一轮成功传输的 m 个数据包收到了确认,但导致了重复确认.这些 ACK 没有延时,所以重复确认的个数与最后一轮成功传输的数据包的个数相等.换句话说,如果这样的 ACK 的数量多于 4 个,就会出现 QD 丢包指示,如果 ACK 的数量少于 4 个,就出现了超时的情况.在这两种情况下,当前的 QDP 都会结束,只是下一阶段不同.

我们定义 $A(w, k)$ 为窗口大小 w ,在这一轮中有一个或多个数据包丢失的情况下,前 k 个数据包成功传输的概率为

$$A(w, k) = \frac{(1-p)^k p}{1 - (1-p)^w} \quad (62)$$

定义 $c(n, m)$ 表示在最后一轮数据传输中传输了 n 个数据包,其中 m 个数据包收到了确认,则其余的数据包丢失的概率为

$$C(n, m) = \begin{cases} (1-p)^m p, & m \leq n \\ (1-p)^n, & m = n \end{cases} \quad (63)$$

定义 $Q_{(w)}$ 为当前窗口值为 w 时,丢包是由于超时引起的概率:

$$\hat{Q}_{(\omega)} = \begin{cases} 1, & \omega \leq 4 \\ \sum_{k=0}^3 A(\omega, k) + \sum_{k=4}^{\omega} A(\omega, k) \sum_{m=0}^3 C(k, m), & \omega \geq 5 \end{cases} \quad (64)$$

当超时出现的时候, 倒数第 2 轮成功传输数据包的数量小于 4, 或者最后一轮成功传输的数据包的概率小于 4. 基于假设数据包 s_{m+1} 的丢失和 f_{k+1} 无关, 倒数第 2 轮 f_{k+1} 丢失与 s_{m+1} 丢失的概率为 $A(\omega, k) \cdot C(k, m)$.

经过数学推导:

$$\hat{Q}_{(\omega)} = \left(1, \frac{(1 - (1 - p)^4)(1 + (1 - p)^3 - (1 - p)^\omega)}{1 - (1 - p)^\omega} \right) \quad (65)$$

设 $q = 1 - p$, 式(65)等于

$$\hat{Q}_{(\omega)} = \frac{(1 - q^4)(1 + q^3 - q^\omega)}{1 - q^\omega} \quad (66)$$

使用洛必达法则

$$\begin{aligned} B_n &= \frac{\hat{Q}(E[CW])(E[M] + E[G]) + E[H]}{\hat{Q}(E[CW])(E[T^{TO}] + E[I]) + E[A]} \\ &= \frac{\hat{Q}(E[CW]) \left[\frac{1}{1-p} + (b+1) \sqrt{\frac{2}{3bp}} \right] + \frac{1-p}{p} + \sqrt{\frac{8}{3bp}}}{\hat{Q}(E[CW]) \left[\frac{RTO}{1-p} \cdot f(p) + RTT \cdot b \cdot \log_{(1+\frac{1}{b})} \sqrt{\frac{2}{3bp}} \right] + RTT \sqrt{\frac{2b}{3p}}} \\ &= \frac{\min\left(1, 4 \sqrt{\frac{3bp}{8}}\right) \left[\frac{1}{1-p} + (b+1) \sqrt{\frac{2}{3bp}} \right] + \frac{1-p}{p} + \sqrt{\frac{8}{3bp}}}{\min\left(1, 4 \sqrt{\frac{3bp}{8}}\right) \left[\frac{RTO}{1-p} \cdot f(p) + RTT \cdot b \cdot \log_{(1+\frac{1}{b})} \sqrt{\frac{2}{3bp}} \right] + RTT \sqrt{\frac{2b}{3p}}} \end{aligned} \quad (71)$$

因为 CMT 有多条路径, 那么总的吞吐量表达式即为

$$\sum_{n=1}^N B_n(p_n) = \sum_{n=1}^N \frac{\min\left(1, 4 \sqrt{\frac{3bp_n}{8}}\right) \left[\frac{1}{1-p_n} + (b+1) \sqrt{\frac{2}{3bp_n}} \right] + \frac{1-p_n}{p_n} + \sqrt{\frac{8}{3bp_n}}}{\min\left(1, 4 \sqrt{\frac{3bp_n}{8}}\right) \left[\frac{RTO}{1-p_n} f(p_n) + bRTT \cdot \log_{(1+\frac{1}{b})} \sqrt{\frac{2}{3bp_n}} \right] + RTT \sqrt{\frac{2b}{3p_n}}} \quad (72)$$

3.3 CMT 数据传输受接收窗口影响时的稳态吞吐量模型 (CMT-ORM) 推导

3.3.1 慢开始阶段

设该阶段传输数据包的数量为 L_i ; 时间为 O_i ; 总轮次为 n_i ; 拥塞窗口的最大值为 CW_{\max} .

此时 SST 值为 $\frac{1}{2}CW_{\max}$, 先求出 L_i 期望表达式:

$$\begin{aligned} E[L] &= \frac{2 - \frac{1}{2}CW_{\max} \left(1 + \frac{1}{b}\right)}{1 - \left(1 + \frac{1}{b}\right)} \\ &= \frac{1}{2}(b+1)CW_{\max} - 2b \\ &\approx \frac{1}{2}(b+1)CW_{\max} \end{aligned} \quad (73)$$

$$\begin{aligned} \hat{Q}_{(\omega)} &= \frac{(1 - q^4)(1 + q^3 - q^\omega)}{1 - q^\omega} \\ &= \frac{(1 - q^3)(3q^2 - \omega q^{\omega-1}) + (-3q^2)(1 + q^3 - q^\omega)}{-\omega q^{\omega-1}} \end{aligned} \quad (67)$$

由于 p 值很小接近于 0, q 值接近 1, 那么

$$\lim_{p \rightarrow 0} \hat{Q}(\omega) = \frac{4}{\omega} \quad (68)$$

那么, 丢包指示是超时的概率 Q 为

$$Q = \sum_{\omega=1}^{\infty} \hat{Q}(\omega) P[CW = \omega] = E[\hat{Q}] \quad (69)$$

可以近似得到

$$Q \approx \hat{Q}(E[CW]) \quad (70)$$

3.2.5 不受接收窗口影响时 CMT 数据传输的稳态吞吐量

得到了 $E[M], E[G], E[H], E[T^{TO}], E[I], E[A]$ 的表达式后, 我们可以计算出当 CMT 其中一条路径吞吐量为下式:

其中:

$$\frac{1}{2}CW_{\max} = \left(1 + \frac{1}{b}\right)^{\frac{E[n]-1}{b}} \quad (74)$$

综合式(74)可得 n_i 期望的表达式为

$$E[n] = b + b \cdot \log_{(1+\frac{1}{b})} \frac{1}{2}CW_{\max} \quad (75)$$

O_i 期望的表达式为

$$\begin{aligned} E[O] &= RTT(E[n] + 1) \\ &\approx RTT \left(b \cdot \log_{(1+\frac{1}{b})} \frac{1}{2}CW_{\max} \right) \end{aligned} \quad (76)$$

这一阶段吞吐量的表达式为

$$B'_{SS} = \frac{E[L]}{E[O]} = \frac{\frac{1}{2}(b+1)CW_{\max}}{RTT \left(b \cdot \log_{(1+\frac{1}{b})} \frac{1}{2}CW_{\max} \right)} \quad (77)$$

3.3.2 拥塞避免阶段

如图 8 中所示, U_i 为 QDP_{*i*} 中窗口大小未到达 CW_{\max} 的轮次, V_i 是到达了 CW_{\max} 以后的轮次, 在第 1 个 QDP 中, $Swnd$ 直线上升, 经过 U_1 轮增长到了 CW_{\max} , 接着连续 V_1 轮不变, 再接着下一个 QD 指示出现, $Swnd$ 值变成了 $CW_{\max}/2$, 开始了下一轮的 QDP, 重复此过程直到拥塞避免阶段结束. 因此有

$$CW_{\max} = \frac{1}{2}CW_{\max} + \frac{U_i}{b}, \quad \forall i \geq 2 \quad (78)$$

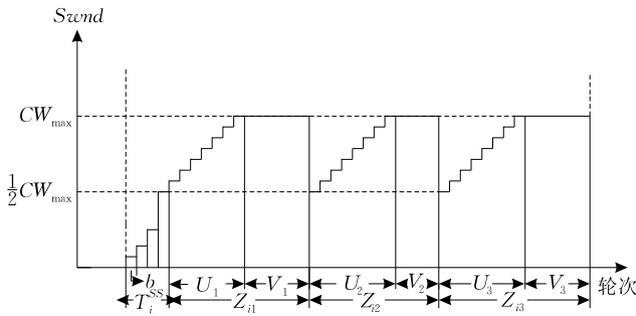


图 8 受接收窗口影响时的拥塞避免阶段窗口变化示意图

可以推导出

$$E[U] = \frac{b}{2}CW_{\max} \quad (79)$$

这里设: R_i 为第 1 个 QDP 里传输的数据包的数量; Z_i 为这一部分的轮次总数; F_i 为这一部分的时间.

我们可以得到

$$R_i = \frac{U_i}{2} \left(\frac{1}{2}CW_{\max} + CW_{\max} \right) + V_i \cdot CW_{\max} \quad (80)$$

R_i 期望的表达式为

$$E[R] = \frac{3E[U]}{4} \cdot CW_{\max} + E[V]CW_{\max} \quad (81)$$

将式(79)代入式(81)可得

$$B_{\max} = \frac{\hat{Q}(E[CW])(E[M] + E[L]) + E[R]}{\hat{Q}(E[CW])(E[T^{TO}] + E[O]) + E[F]} = \frac{\min\left(1, \frac{4}{CW_{\max}}\right) \left(\frac{1}{1-p} + \frac{1}{2}(b+1)CW_{\max} \right) + \frac{1-p}{p} + CW_{\max}}{\min\left(1, \frac{4}{CW_{\max}}\right) \left(\frac{RTO}{1-p} \cdot f(P) + RTT \cdot b \cdot \log_{(1+\frac{1}{b})} \frac{1}{2}CW_{\max} \right) + RTT \cdot \left(\frac{b}{8}CW_{\max} + \frac{1-p}{p \cdot CW_{\max}} \right)} \quad (91)$$

那么 CMT 的吞吐量为

$$\sum_{n=1}^N B_n(p_n) = \sum_{n=1}^N \frac{\min\left(1, \frac{4}{CW_{\max}}\right) \left(\frac{1}{1-p_n} + \frac{1}{2}(b+1)CW_{\max} \right) + \frac{1-p_n}{p_n} + CW_{\max}}{\min\left(1, \frac{4}{CW_{\max}}\right) \left(\frac{RTO}{1-p_n} f(P_n) + bRTT \cdot \log_{(1+\frac{1}{b})} \frac{1}{2}CW_{\max} \right) + RTT \cdot \left(\frac{b}{8}CW_{\max} + \frac{1-p_n}{p_n \cdot CW_{\max}} \right)} \quad (92)$$

4 仿真结果与模型验证

为了验证本文所提出模型(CMT-ORM)的准确

$$E[R] = \frac{3b}{8}CW_{\max}^2 + E[V]CW_{\max} \quad (82)$$

由式(12)可知

$$E[R] = \frac{1}{p} + CW_{\max} - 1 \quad (83)$$

因此可以得到

$$\frac{1}{p} + CW_{\max} - 1 = \frac{3b}{8}CW_{\max}^2 + E[V]CW_{\max} \quad (84)$$

解得

$$E[V] = \frac{1-p}{p \cdot CW_{\max}} - \frac{3b}{8}CW_{\max} + 1 \quad (85)$$

设 $Z_{ij} = U_i + V_i$, 那么

$$E[Z] = E[U] + E[V] \quad (86)$$

代入式(79)和式(85)可得 $E[Z]$ 和 $E[F]$ 的表达式为

$$E[Z] = \frac{b}{8}CW_{\max} + \frac{1-p}{pCW_{\max}} + 1 \quad (87)$$

$E[F]$ 的表达式为

$$E[F] = RTT(E[Z] + 1) \quad (88)$$

$$E[F] = RTT \cdot \left(\frac{b}{8}CW_{\max} + \frac{1-p}{pCW_{\max}} + 2 \right)$$

$$\approx RTT \cdot \left(\frac{b}{8}CW_{\max} + \frac{1-p}{pCW_{\max}} \right) \quad (89)$$

这一部分的吞吐量表达式为

$$B'_{CA} = \frac{E[R]}{E[F]} = \frac{\frac{1}{p} + CW_{\max} - 1}{RTT \cdot \left(\frac{b}{8}CW_{\max} + \frac{1-p}{pCW_{\max}} \right)} \quad (90)$$

3.3.3 受接收窗口影响时 CMT 数据传输的稳态吞吐量

已经得到 $E[CW], E[M], E[L], E[R], E[T^{TO}], E[O], E[F]$ 的表达式, 那么总吞吐量的表达式为

度和先进性, 我们在 NS-2.34 (<http://www.isi.edu/nsnam/ns>) 上进行仿真实验. CMT 采用美国 Delaware 大学的 Protocol Engineering Laboratory 提供的 CMT 模块. 图 9 为搭建的仿真环境拓扑结构图.

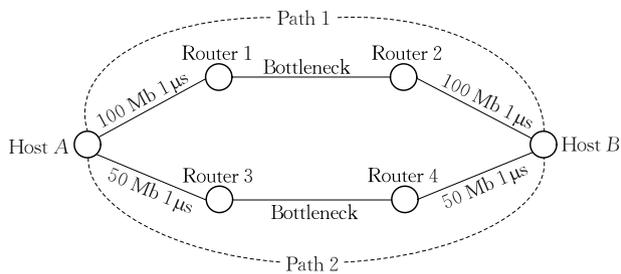


图 9 仿真拓扑

如图 9 所示, Host A 和 Host B 分别代表具有双网卡的 CMT 终端. 为模拟各种网络情况, 这里设置了不同的带宽、时延和丢包率, 并开启文献[3]中所设计的 CUC、SFR 和 DAC 算法. 数据块设置为 1468 Bytes, 并使用传统的文件传输协议 FTP 为应用层的协议. 下面针对本文所提出的不受接收窗口影响和受接收窗口影响两种情况下的 CMT 数据传输稳态吞吐量模型 CMT-ORM 进行仿真实验与结果分析.

其中不受接收窗口影响情形下的模型与文献[27]所提出的模型作对比来验证 CMT-ORM 的准确度和先进性. 因文献[27]所给出模型主要技术特点是引入状态转换概率对拥塞窗口的增长方式进行建模, 这里为了书写方便, 暂为其命名为 CMT-STP (State Transition Probability). 其中受接收窗口影响时的情形因暂无比较对象, 故这里仅对所提出的 CMT-ORM 本身的准确度进行分析.

4.1 不受接收窗口影响时 CMT-ORM 模型与现有 CMT-STP 模型的仿真结果和计算结果比较

首先分别就关联中路径的带宽一定, 两条路径传输时延较小和较大时, CMT-ORM 模型与 CMT-STP 模型的仿真结果和计算结果随着丢包率变化情况进行比较和分析. 为了更好对 CMT-ORM 模型和现有模型 CMT-STP 做有效的对比, 在图 10 和图 11 中两个模型使用同样的仿真参数.

图 10 是传输时延为 25 ms、两条路径的丢包率设置为 1%、2%、3%、4%、5%、6%、7% 和 8%, 累积应答因子 b 为 1, 在带宽为 5 Mbits 和 10 Mbits 时, 模型的仿真结果和计算结果的对比. 由图 10 可知, 在带宽分别为 5 Mbits 和 10 Mbits, 丢包率为 1% 的情况下, 因网络参数相同, CMT-ORM 模型和 CMT-STP 模型的仿真结果必然是一致的. 从计算结果来看, CMT-ORM 模型和 CMT-STP 模型都能很好地对传输吞吐量进行估计, 但 CMT-ORM 模型的计算结果更趋近于仿真结果, 其准确度高于

CMT-STP 模型, 这里由于仿真环境中参数设置所固有的局限性, 加之仿真结果统计的固有局限性, 其仿真结果势必高于计算结果. 当丢包率不断加大, 两模型仿真结果与计算结果均有一定偏差出现, 带宽不同对模型准确度也有影响. 当带宽为 5 Mbits 时, 由两个模型的仿真结果可见, 两条曲线的间距变大, 两个模型的准确度皆有所下降. 而从整体看, 两模型计算结果还是能较好地给出吞吐量变化的走势, 尤其是 CMT-ORM 模型的准确度要高于 CMT-STP 模型的准确度.

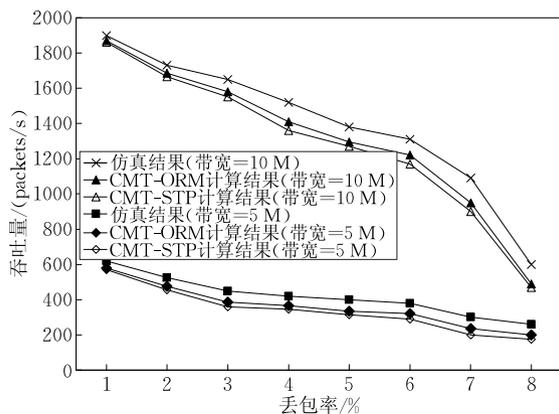


图 10 仿真结果和计算结果的比较(传输时延为 25 ms)

图 11 是传输时延为 100 ms、两条路径的丢包率设置为 1%、2%、3%、4%、5%、6%、7% 和 8%, 累积应答因子 b 为 1, 路径的带宽分别为 5 Mb 和 10 Mb 情况下, CMT-ORM 模型和 CMT-STP 模型的仿真结果和模型计算结果的比较情况. 由图可以看出, 两模型仿真结果与计算结果的一致程度随带宽和丢包率的增加而下降. 与图 10 中的情况相对而言, 当时延增加时, 两模型准确度均有一定程度的下降. 但从整体而言, 两模型计算结果仍然能够较好地预测吞吐量的变化走向, 其中 CMT-ORM 模型的准确度仍高于 CMT-STP 模型的准确度.

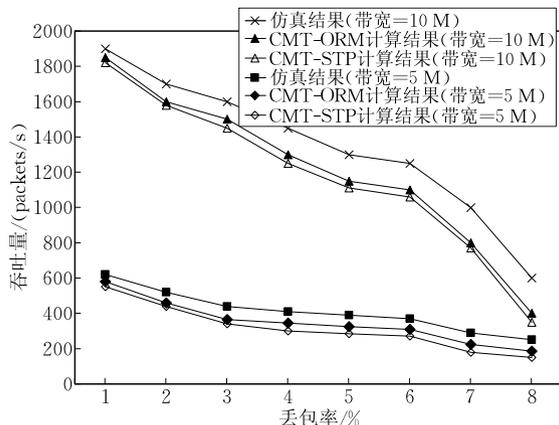


图 11 仿真结果和计算结果的比较(传输时延为 100 ms)

4.2 受接收窗口影响时 CMT-ORM 模型的仿真结果和计算结果比较

图 12 是丢包率为 1% 和 5% 两种情况下, CMT-ORM 模型的仿真结果和计算结果随 CW_{\max} 变化时的情况, 并设累积应答因子 b 为 1, 传输往返时延为固定值 100 ms, 由式 (19) 即 $E[CW] = \sqrt{8/3bp}$ 可知, 窗口大小的平均值为 $E[CW] = 51.64$, 我们设置 CW_{\max} 为 5 MSS (Maximum Segment Size, 最大报文段长度), 10 MSS, 20 MSS, 30 MSS, 40 MSS 和 50 MSS. CMT-ORM 模型的仿真结果和计算结果如图 12 所示.

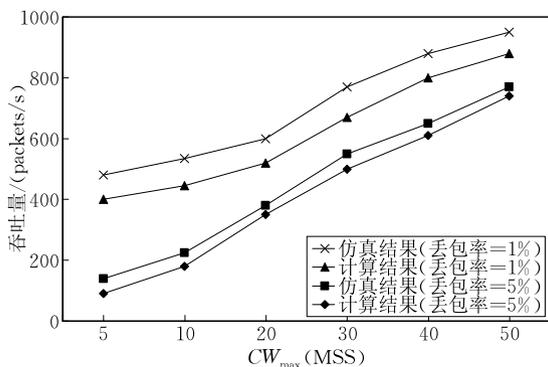


图 12 仿真结果与模型计算结果比较(当丢包率为固定值, CW_{\max} 变化时)

从图 12 中可以看出, 当 CW_{\max} 为 5 时, 模型的仿真结果与计算结果基本一致, 模型能很好地对吞吐量进行预测. 随 CW_{\max} 增加, 吞吐量也逐渐增大, 当丢包率不断变大时, 模型仿真结果与计算结果间出现一定偏差, 不同丢包率也对模型准确度有一定程度的影响. 其中当丢包率为 1% 时, 模型仿真结果和计算结果比较接近.

当丢包率增加到 5% 时, 两条曲线的间距变大, 模型的准确度有所下降. 但从整体来看, CMT-ORM 模型的计算结果仍能很好地反应吞吐量的变化趋势.

为了多角度验证 CMT-ORM 模型的准确度, 下面我们分析 CW_{\max} 为固定值, 路径传输时延不变, 模型的计算结果和仿真结果随丢包率变化情况, 因为不同丢包率时路径的 $E[CW]$ 不同, 当丢包率为 0.1%, 0.5%, 1%, 2%, 3%, 4% 和 5% 时, 路径的 $E[CW]$ 的近似值分别为 50 MSS, 40 MSS, 30 MSS, 20 MSS, 10 MSS, 5 MSS, 这里我们分别选取 CW_{\max} 为 50 MSS 和 5 MSS 两种情况下 (但不失一般意义), 对模型仿真结果和计算结果进行比较, 如图 13 所示.

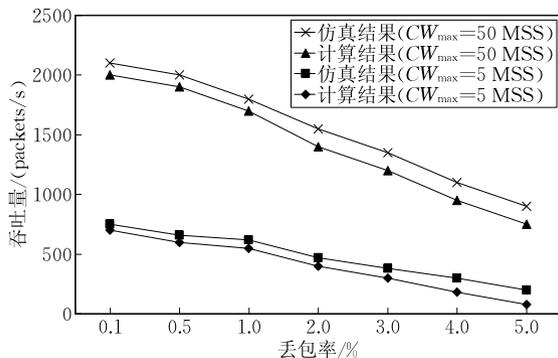


图 13 仿真结果与模型计算结果比较(当 CW_{\max} 为固定值, 丢包率变化时)

图 13 表明, 当丢包率为 0.1% 时, 模型能较好地对应吞吐量进行预测, 但随丢包率不断加大, 模型的仿真结果与计算结果呈现一定偏差, 路径 CW_{\max} 不同对模型准确度也产生一定的影响. 当 CW_{\max} 为 5 MSS 时, 模型仿真结果与计算结果相差不大, 当 CW_{\max} 增至 50 MSS 时, 两线段间距有一定程度的加大, 模型准确度有一定程度的降低. 但从整体来看, 模型的计算结果仍能很好地反应吞吐量的变化趋势.

经上述分析可知, 无论是发送窗口受接收窗口影响, 还是发送窗口不受接收窗口影响, CMT-ORM 模型均具有较高的准确度.

5 结 论

本文首先建立了一个 CMT 数据传输的模型, 并在该模型的基础上考虑 CMT 在拥塞控制, 慢开始和超时重传不同阶段对吞吐量的影响, 提出了一种多路径并行传输情况下的吞吐量建模方法. 根据受限接收缓存下发送窗口是否受接收窗口影响将模型分为两种情况进行设计, 得到一个稳态吞吐量关于 RTT 、 RTO 和丢包率的函数关系. 同时为验证模型准确度, 通过选取不同带宽、时延、丢包率和 CW_{\max} 进行模拟仿真实验. 模型仿真结果和计算结果的比较表明, 本文所设计的模型能较好地对应吞吐量变化趋势进行预测, 有较高准确性. 并通过与现有多路径并行传输情况下的吞吐量建模的比较验证模型的先进性.

本文为在建立 CMT 吞吐量模型中验证其准确度, 对仿真结果和计算结果相比较, 结果比较理想, 但因仿真环境的局限性, 不能对实际网络环境的各种因素进行仿真, 尤其是其不测的动态变化情况, 所以下一步的工作重点将所设计的模型移植到实际互

联网环境中加以测试,并进一步优化所设计的模型,提高其准确度.

参 考 文 献

- [1] Stewart R, Xie Q, Morneault K, et al. Stream Control Transmission Protocol. Proposed standard, RFC2960, Internet Engineering Task Force (IETF), 2000
- [2] Stewart R. Stream Control Transmission Protocol. Proposed standard, RFC4960, Internet Engineering Task Force (IETF), 2007
- [3] Iyengar J, Amer P, Stewart R. Concurrent multipath transfer using SCTP multihoming over independent end-to-end paths. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2006, 14(5): 951-964
- [4] Iyengar J. End-to-End Concurrent Multipath Transfer Using Transport Layer Multihoming[Ph. D. dissertation]. Protocol Engineering Lab, CIS Dept, University of Delaware, USA, 2006
- [5] Anand J, Sarkar D. cmpRTCP: Concurrent multi-path real-time TCP//Proceedings of the IEEE Global Communication Conference. Washington, USA, 2007: 2031-2036
- [6] Yabandeh M, Zarifzadeh S, Yazdani N. Improving performance of transport protocols in multipath transferring schemes. *Computer Communications*, 2007, 30(17): 3270-3284
- [7] Cetinkaya C, Knightly E. Opportunistic traffic scheduling over multiple network paths//Proceedings of the IEEE International Conference on Computer Communications. Hong Kong, China, 2004: 1928-1937
- [8] Anjum F. TCP algorithms and multiple paths: Considerations for the future of the Internet. *Information Systems Frontiers*, 2004, 6(1): 91-104
- [9] Key P, Massoulié L, Towsley D. Combined multipath routing and congestion control: A robust internet architecture. Microsoft Research: Technical Report MSR-TR-2005-111, 2005
- [10] Andreica M I. High multiplicity scheduling of file transfers with divisible sizes on multiple classes of paths//Proceedings of the IEEE International Symposium on Consumer Electronics. Vilamoura, Portugal, 2008: 1-4
- [11] Key P, Massoulié L, Towsley D. Path selection and multipath congestion control. *Communications of the ACM*, 2011, 54(1): 109-116
- [12] Kelly F, Voiee T. Stability of end-to-end algorithms for joint routing and rate control//Proceedings of the 1st International Conference on Performance Evaluation Methodologies and Tools. Hong Kong, China, 2004: 2525-2536
- [13] Ramasubramanian S, Krishnamoorthy H, Krunk M. Disjoint multipath routing using colored trees. *Computer Networks*, 2007, 51(8): 2163-2180
- [14] Liu Jie-Min, Bai Xue-Song, Wang Xing-Wei. The strategy for transmission path selection in concurrent multipath transfer. *Journal of Electronics & Information Technology*, 2012, 34(6): 1521-1524(in Chinese)
(刘杰民,白雪松,王兴伟.多路径并行传输中传输路径选择策略.电子与信息学报,2012,34(6):1521-1524)
- [15] Liu Jie-Min, Wang Xing-Wei. RTX_PW: A retransmission strategy of CMT using path weight. *Acta Electronica Sinica*, 2013, 41(6): 1108-1113(in Chinese)
(刘杰民,王兴伟.RTX_PW:一种基于路径权值的CMT重传策略.电子学报,2013,41(6):1108-1113)
- [16] Xue Miao, Gao De-Yun, Zhang Si-Dong, et al. End-to-end multipath transport layer architecture oriented the next generation network. *Journal on Communications*, 2010, 31(10): 26-35(in Chinese)
(薛淼,高德云,张思东等.面向下一代网络的端到端多路径传输层架构.通信学报,2010,31(10):26-35)
- [17] Liao J X, Wang J Y, Li T H, et al. Introducing multipath selection for concurrent multipath transfer in the future Internet. *Computer Networks*, 2011, 55(4): 1024-1035
- [18] Liu Jie-Min. Multihoming End-to-End Transport Mechanism in Next Generation Internet. Beijing: Tsinghua University Press, 2012: 1-20(in Chinese)
(刘杰民.下一代互联网多宿端到端传输机制.北京:清华大学出版社,2012:1-20)
- [19] Yi Z, Sandawi T, Lee M. Analytic model of stream control transmission protocol//Proceedings of the International Workshop on Performability Modeling of Computer and Communication Systems. Monticello, USA, 2003: 51-53
- [20] Padhye J, Firoiu V, Towsley D, Kurose J. Modeling TCP throughput: A simple model and its empirical validation//Proceedings of the ACM Special Interest Group on Data Communications. Vancouver, Canada, 1998: 303-314
- [21] Yi Z. Analytical Modeling of SCTP and Load Balancing SCTP[Ph. D. dissertation]. The City University of New York, City College, New York, 2005
- [22] Fu S, Atiquzzaman M. Performance modeling of SCTP multihoming//Proceedings of the IEEE Global Communication Conference. St. Louis, USA, 2005: 786-791
- [23] Caro A, Iyengar J, Amer P, Heinz G. Modeling SCTP latency with multihoming and failovers. Department of Computer and Information Sciences, University of Delaware, USA: Technical Report TR2003-01, 2002
- [24] Cardwell N, Savage S, Anderson T. Modeling TCP latency //Proceedings of the IEEE International Conference on Computer Communications. Tel Aviv, Israel, 2000: 1742-1751
- [25] Ma L, Yu F, Leung V. Modeling SCTP throughput integrated wlan/cellular networks//Proceedings of the International Conference on Communications. Seoul, Korea, 2005: 3445-3449
- [26] Xue Miao, Yang Dong, Gao De-Yun, et al. Modeling and analysis for steady-state throughput of SCTP based drop-tail queue. *Journal of Beijing Jiaotong University*, 2010, 34(5): 111-116(in Chinese)
(薛淼,杨冬,高德云等.基于弃尾队列的SCTP稳态吞吐量建模与分析.北京交通大学学报,2010,34(5):111-116)

- [27] Song Fei, Su Wei, Zhang Hong-Ke, Zhang Si-Dong. Modeling and analysis of throughput in CMT. *Acta Electronica Sinica*, 2010, 38(4): 887-893(in Chinese)
(宋飞, 苏伟, 张宏科, 张思东. 多路径并行传输中吞吐量的建模与分析. *电子学报*, 2010, 38(4): 887-893)
- [28] Iyengar J, Amer P, Stewart R. Receive buffer blocking in

concurrent multipath transfer//Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference. St. Louis, USA, 2005; 121-126

- [29] Iyengar J, Amer P, Stewart R. Performance implications of abounded receive buffer in concurrent multipath transfer. *Computer Communications*, 2007, 30(4): 818-829



LIU Jie-Min, born in 1964, Ph. D., professor. His current research interests include future Internet, cloud computing and network security.

XU Chang-Ming, born in 1978, Ph. D., lecturer. His current research interest is future Internet.

YU Chang-Yong, born in 1981, Ph.D., associate professor. His research interests include data mining and knowledge discovery.

WANG Xing-Wei, born in 1968, Ph. D., professor, Ph.D. supervisor. His current research interests include future Internet, cloud computing and network security.

HUANG Min, born in 1968, Ph. D., professor, Ph. D. supervisor. Her research interests focus on algorithm design and optimization.

Background

With the huge success of multihoming end-to-end transfer technology over Internet and the rapid development of communications infrastructure especially a variety of access networks, Concurrent Multipath Transfer (CMT) uses the Stream Control Transmission Protocol's (SCTP) multihoming feature has become an active research field. In existing end-to-end throughput modeling, many researchers have supposed all kinds of transfer model for single path transfer such as SCTP and ignore the other such as CMT. SCTP is to improve the robustness of end-to-end transmission, the importance of CMT is of great significance for the aggregate bandwidth and improve throughput of end-to-end transfer of the Internet.

This paper fully analyzes the existing throughput

modeling of single path and multipath about SCTP and CMT and proposes a new throughput modeling for CMT about send window is affected by the receive window or not respectively in the presence of bounded receive buffer by a math expression of steady-state throughput about RTT , RTO and packet loss rates in CMT, it fully considers the three transfer phase including timeout, slow start and congestion avoidance, focus on the analysis of congestion window.

This work is supported by the National Science Foundation for Distinguished Young Scholars of China under Grant Nos. 61225012 and 71325002; the National Natural Science Foundation of China under Grant No. 61100021; the Fundamental Research Funds for the Central Universities under Grant Nos. N110204003 and N120104001.