

小缓存对网络实时业务的影响

王 军, 兰巨龙, 李玉峰

(解放军信息工程大学信息工程学院信息技术研究所, 郑州 450002)

摘要: 论述基于 TCP 协议模型的各种骨干路由器缓存容量研究成果。针对网络实时视频业务的发展, 研究小缓存对网络实时视频流的影响, 总结小缓存存在的不足, 利用网络仿真工具 NS2 分析小缓存对网络性能的影响。实验结果表明, 当链路利用率较低时, 小缓存能够满足实时业务的性能要求。

关键词: 缓存; 路由器; 实时视频

Impact of Small Buffer on Real-time Network Traffic

WANG Jun, LAN Ju-long, LI Yu-feng

(Institute of Information Technology, School of Information Engineering, PLA Information Engineering University, Zhengzhou 450002)

【Abstract】 This paper reviews the works about router buffer sizing in Internet routers. In term of rapid development of real-time video operation, it studies the impact of small buffer on real-time traffic, and analyzes the impact on the performance of network based on NS2. It concludes that when load is lower, small buffer can suffice the requirement of real-time operation.

【Key words】 buffer; router; real-time video

1 概述

由于因特网流量的发展速度明显高于路由器容量的增长, 因此网络发展的瓶颈集中到路由器节点上。也可以说, 路由器的性能直接影响着网络的性能, 是网络通信最主要的瓶颈之一。RFC1242^[1]和 RFC2544^[2]对路由器的性能评价方法进行了详细说明, 其主要系统性能指标有利用率(utilization)、丢包率(loss rate)、延迟(delay)、缓存大小(buffer size)和实现复杂度(complexity of implementation)等。其中, 缓存大小直接影响其他的性能指标, 具有特殊的地位。因此, 研究路由器的缓存需求是优化路由器的基础, 是提高路由器整体性能进而提高整个网络性能的关键。截至目前, 已有许多学者对路由器的缓存进行了相关的研究, 最新的研究成果表明, 如果能够很好地消除网络业务的突发特性, 路由器只需要 20 个~30 个分组的缓存就可满足网络性能的要求, 但这种结果是在纯 TCP 流的网络环境下得出的, 并未扩展到非 TCP 流尤其是流媒体业务存在的情况中。本文结合实际的网络环境研究小缓存对流媒体业务的影响。

2 基于 TCP 协议机制的缓存研究成果

缓存大小直接影响网络的其他性能指标, 因此, 研究路由器的缓存需求成为优化路由器设计、提高路由器性能的基础, 也是提高整个网络性能的关键。目前已有许多学者对路由器的缓存需求进行了相应的研究, 本文主要介绍以传输控制协议——TCP 协议模型为基础的相关研究成果。在当前的核心网络中, 基于 TCP 协议的流量占网络字节总流量的 90% 以上, 非 TCP 流所占比例不足 10%, 鉴于 TCP 流在网络流量中的主导地位, 许多学者以 TCP 协议模型为基础对缓存需求进行了探讨, 具有代表性的成果有经验法则(rule of thumb)、小缓存法则(small buffer rule)、极小缓存法则(tiny buffer rule)。由于 TCP 机制本身是一种闭环反馈系统, 因此基于 TCP 协议模型的分析方法实质上是一种闭环分析方法。

2.1 经典法则

文献[3]提出了著名的路由器缓存设置法则——经典法则, 其基本思想是: 假设拥塞链路上存在一条长 TCP 流, 由于 TCP 机制的动态特性, 若要维持 100% 的拥塞链路利用率, 路由器需要设置时延带宽积大小的缓存, 即 $B = \overline{RTT} \times C$, B 为路由器所需缓存大小, \overline{RTT} 为一条有效的 TCP 连接的平均往返时延, C 为拥塞链路的链路带宽。文献[3]分别对 1 条、4 条、8 条长 TCP 流通过带宽为 40 Mb/s 的拥塞链路进行了测试, 结果表明: 经验法则不仅在单条 TCP 流时成立, 而且在流数目为 4 和 8 时仍然成立。这是因为, 在少量 TCP 流时, TCP 动态机制使各个流的 TCP 窗口的锯齿变化趋于同步, 导致各条流聚合后的窗口仍然按照锯齿窗口变化, 从而使多条 TCP 流和单条 TCP 流具有相同的缓存需求。

经验法则多年来一直指导着路由器的设计, 按照经验法则, 为了维持 100% 的链路利用率, 路由器需要设置巨大的缓存, 这不仅消耗大量的资源, 而且对路由器的实现也是一个挑战, 不利于路由器性能的优化提高, 从而影响整个网络性能的提升。

2.2 小缓存法则

随着技术的发展, 网络环境与 1994 年相比已经发生了很大的改变, 大量 TCP 流同时共享一条骨干链路。文献[4]指出, 在骨干网络中, 一条 2.5 Gb/s(OC48c)或 10 Gb/s(OC192)的链路同一时刻承载的流数量通常大于 1 000 条。鉴于此, 文献[5]提出了小缓存法则, 其基本思想是: 维持 100% 的骨干链路利

基金项目: 国家“863”计划基金资助项目(2005AA121210) 国家“973”计划基金资助项目(2007CB307102)

作者简介: 王 军(1982 -), 男, 硕士研究生, 主研方向: 网络管理, 路由交换技术; 兰巨龙, 教授; 李玉峰, 博士研究生

收稿日期: 2008-07-25 **E-mail:** wgin2007@yahoo.com.cn

用率,路由器的缓存容量只需满足 $B = \overline{RTT} \times C / \sqrt{N}$, N 表示骨干链路上长 TCP 流的数量。小缓存法则认为,在拥塞链路上大量长 TCP 流共享一条拥塞链路时,这些长 TCP 流的传输是非同步的。在实际网络中,大量聚合 TCP 流发生同步的概率非常小,可以近似认为实际网络中不会发生同步现象,这样,非同步 TCP 流的相互叠加会有效降低拥塞链路上路由器的缓存需求。

文献[5]和文献[6]分别利用仿真工具和实际网络对小缓存进行了研究,汇总的实验结果表明:当缓存容量大于 $\overline{RTT} \times C / \sqrt{N}$ 时,链路利用率无损失发生,当缓存容量接近 $\overline{RTT} \times C / \sqrt{N}$ 时,链路利用率有微小的下降。虽然小缓存法则所要求的缓存仍然较大,但相对经典法则而言,小缓存法则无疑在缓存需求方面迈出了一大步,对路由器的优化设计及网络性能的提高具有重要参考价值。

2.3 极小缓存法则

Enachescu 等人认为:若能牺牲少量链路利用率,核心路由器只需几十个分组的缓存即可满足路由器性能的需求,确切地说, $O(1bW_{\max})$ 缓存即可满足需求,即极小缓存法则^[7],其中, W_{\max} 表示拥塞窗口的最大值。Raina 和 Wischik 对极小缓存的情况进行了讨论,认为小缓存法则不仅分析了当前核心路由器的缓存需求问题,也为将光技术引入路由器设计以及未来全光路由器的光存储问题做了有益的探索。

2.4 小结

许多学者以 TCP 协议模型为基础,结合相关的网络环境对路由器的缓存需求进行了研究,并取得众多的成果,如以上提到的经验法则、小缓存法则、极小缓存法则等,对路由器的优化提高具有重要的参考意义。但这些结论有个共同的特点,只讨论了纯 TCP 流的网络环境,没有就非 TCP 流与 TCP 流同时存在的情况进行探讨。随着流媒体业务的不断增加,未来 TCP 流占主导地位的现状将会发生改变,用户对实时视频业务、音频业务的需求将会使非 TCP 流在网络中所占比重迅速增加。流媒体业务对网络延迟比较敏感,而小缓存理论上能够为此提供很好的保证。但是小缓存在实际网络中能否为流媒体业务提供较好的服务以及是否会对 TCP 流产生较大的影响还有待进一步探讨。

3 小缓存对实时视频流的影响

缓存容量作为路由器的关键性能指标直接影响其他性能指标,具有特殊的地位。大缓存能够很好地吸收链路上突发到达的业务,从而降低丢包率,维持高链路利用率,但是大缓存会增加延迟和延迟抖动;小缓存能保证一定网络性能要求的同时,能够提供很好的延迟保证。本文就小缓存(指小于 50 个分组)对实时视频流的影响进行了探讨。

3.1 拓扑结构和数据源

在实际网络中,核心链路利用率一般为 20%~30%,极少数链路能够达到 80% 的利用率,因此,实验中假设核心链路是冗余的,并设定链路负载为 80%,即核心链路的利用率最高为 80%。实验所用拓扑结构如图 1 所示。18 个节点产生 TCP 流,一个节点产生实时视频流,TCP 流的分组大小为 1 500 Byte,接入链路时延在 [1, 50] ms 之间随机选取,目标链路时延为 50 ms,有效往返时延为 80 ms。TCP 流接入链路带宽为 1 Mb/s,视频流速率为 1.5 Mb/s,目标链路的带宽为 52 Mb/s。R1~R2 之间的目标链路采用 RED 队列管理机制,

其余链路采用简单的 DropTail 队列机制,RED 机制采用早期丢弃策略,能够有效避免包的同步丢失。实验中,本文利用工具对影片《傲慢与偏见》进行压缩编码制作成二进制文件,然后利用网络仿真工具 NS2 的 Traffic Trace 方式读取二进制文件来模拟实时视频流。

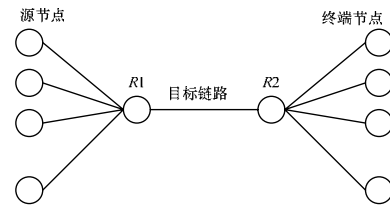


图 1 网络拓扑结构

3.2 实验结果分析

在实验中,目标链路负载保持 80% 不变,视频流占目标链路字节总量的 12%。分别对缓存容量为 5, 10, 20, 30, 50 个分组(每个分组大小为 1 500 Byte)的情况进行了实验,考察不同缓存容量对网络延迟性能的影响,同时兼顾了丢包率和链路利用率。图 2 示出了不同缓存容量下的网络延迟。

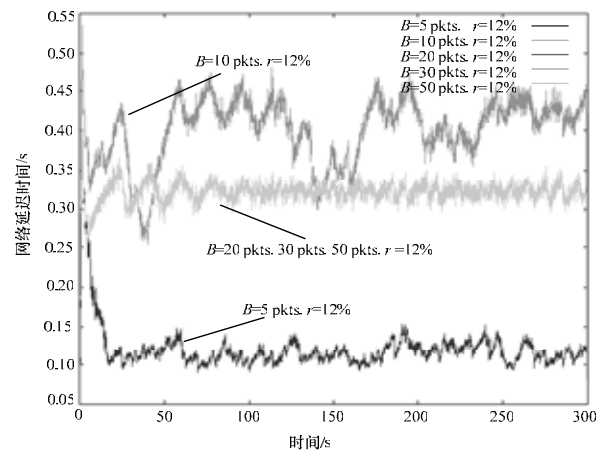


图 2 网络延迟在不同缓存下随时间的变化

如图 2 所示,在缓存容量为 5 个分组时,网络延迟平均为 100 ms 左右,缓存容量为 10 个分组时,延迟大概为 400 ms;缓存容量分别为 20, 30, 50 个分组时,网络延迟基本一致,约为 300 ms。在实际网络中,实时视频流要求延迟小于 400 ms,由图 2 可知,缓存容量为 5, 20, 30 和 50 个分组时均能满足要求。如果从网络延迟角度出发,缓存容量为 5 个分组时最为理想。而且从图 3 中可以看出,缓存容量为 5 个分组时的延迟变化幅度也很小,时延抖动最小,震荡幅度大概为 5 ms,延迟抖动随着缓存容量的增加而增大,缓存容量为 50 个分组时最大,震荡幅度大概为 10 ms。从实时视频流的角度来说,延迟和时延抖动越小越好,但是过小的缓存会影响 TCP 流的吞吐量,同时导致 TCP 流和 UDP 流较高的丢包率。图 4 显示了不同缓存下 TCP 流的聚合吞吐量。在缓存容量为 5 个分组时,TCP 流吞吐量受影响最大,在 0 s~50 s 段时间内,出现了严重的下降,稳定后的吞吐量为 12 Mb/s。在缓存容量为 10 个分组和 20 个分组时,吞吐量受的影响较小,在 40 s 左右出现了小幅下降,随后又有所恢复。在 30 个分组和 50 个分组时,TCP 流的吞吐量几乎未受影响,保持了较高的吞吐量。由图 5 可知,在缓存容量大于 20 个分组时,TCP 流的丢包率趋于稳定,大概为 0.028%,UDP 流从 20 个分组开始几乎不发生丢包。

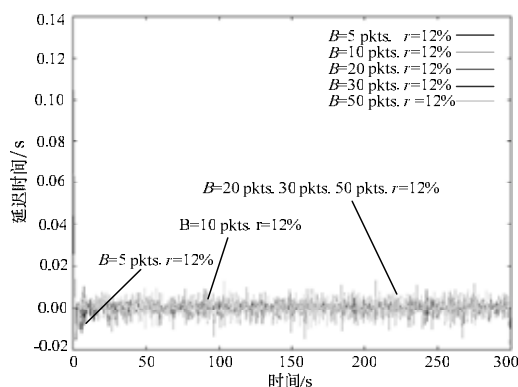


图3 时延抖动在不同缓存下随时间的变化

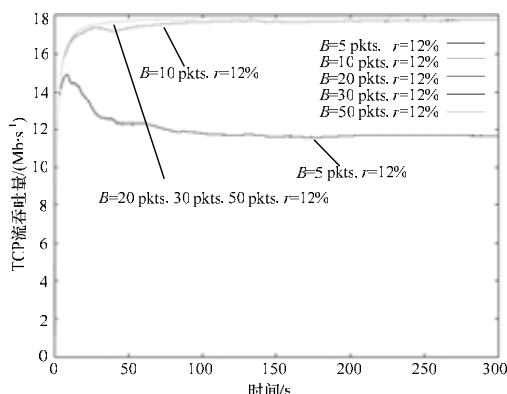


图4 不同缓存下 TCP 流吞吐量随时间的变化

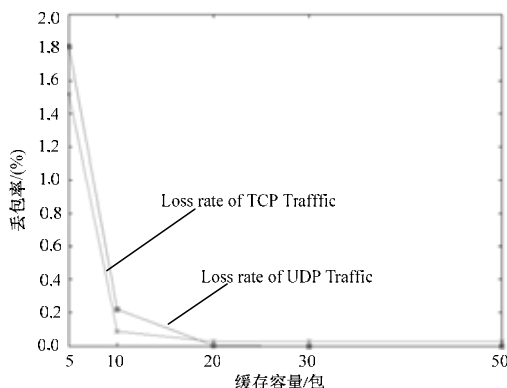


图5 缓存容量与丢包率

综上所述,要使吞吐量、延迟和丢包率等性能指标同时

得到满足,需要在它们之间做一个平衡。基于上述分析,缓存容量为 30 个分组是最佳选择,此时,TCP 流的吞吐量达到 17.98 Mb/s,网络延迟约为 300 ms,时延抖动小于 10 ms,TCP 流的丢包率趋于稳定,保持在较为理想的水平,而 UDP 流几乎不发生丢包,可见缓存容量为 30 个分组能够很好地满足各个方面的需求。

4 结束语

随着流媒体业务需求的快速增加,网络对延迟和丢包率等性能指标的要求逐渐提高,传统的以高链路利用率为目标的缓存需求已不能适应当前网络环境的需求。本文结合实际的网络环境,对小缓存的情况利用仿真工具 NS2 进行了分析。实验结果表明,小缓存存在一定程度上能满足实时业务的性能需求,在吞吐量和丢包率等性能指标上也有很好的表现。

网络环境错综复杂,想要找到一个普遍适应的路由器缓存需求模型非常困难。虽然本文模型能够在一定程度上解决一些问题,但和实际的网络环境还有一定的差距,比如在目标链路承载大量 TCP 流时,小缓存是否仍能有好的性能表现,视频文件转换成二进制数据文件后是否仍能保持原视频文件的数据分布特性,当网络需要为用户提供相应 QoS 服务时,小缓存是否能够满足网络需求,这些都需要在以后作进一步的探索。

参考文献

- [1] Bradner S. Benchmarking Terminology for Network Interconnection Devices[S]. RFC 1242, 1991.
- [2] Bradner S, McQuaid J. Benchmarking Methodology for Network Interconnect Devices[S]. RFC 2544, 1999.
- [3] Villamizar C, Song Cheng. High Performance TCP in ANSNET[J]. ACM Computer Communication Review, 1994, 24(5): 45-60.
- [4] Fraleigh C J. Provisioning Internet Backbone Networks to Support Latency Sensitive Applications[D]. Palo Alto: Stanford University, 2002.
- [5] Appenzeller G, Keslassy I, McKeown N. Sizing Router Buffers[C]//Proc. of the SIGCOMM'04. New York, USA: ACM Press, 2004: 281-292.
- [6] Gan Jali, McKeown N. Update on Buffer Sizing in Internet Routers[J]. Computer Communications Review, 2006, 36(5): 67-70.
- [7] Enachescu M, Ganjali Y, Goel A, et al. Routers with Very Small Buffers[C]//Proc. of the IEEE INFOCOM'06. Barcelona, Spain: IEEE Press, 2006.

(上接第 115 页)

在实际应用中,若考虑信道干扰等因素,性能会比理论值和仿真值低。但本文的目的并非得出精确的性能指标,而是通过此模型分析网络客观环境对自组网性能的影响。分析结果对设计和选用 Ad Hoc 网络有着实际的指导意义。本文的分析方法还可以应用到 Ad Hoc 网络 QoS 机制中,已知 QoS 要求的性能指标,分析网络配置环境的不足。这也是下一步的研究方向。

参考文献

- [1] 于宏毅. 无线移动自组网[M]. 北京: 人民邮电出版社, 2005.
- [2] Kwak B J, Miller L E. A Standard Measure of Mobility for

Evaluating Mobile Ad Hoc Network Performance[J]. IEEE Transactions on Communications, 2003, 86(11): 3236-3243.

- [3] Bianchi G. Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2000, 18(3): 535-547.
- [4] 肖永康. 无线 Ad Hoc 网络中 MAC 协议和 TCP 协议的性能研究[D]. 北京: 清华大学, 2004.
- [5] McDonald B, Znati T. A Path Availability Model for Wireless Ad Hoc Networks[C]//Proc. of IEEE Conference on Wireless Communications and Networking. New Orleans, LA, USA: [s. n.], 1999.