

P2P 流媒体稳态传输模型分析

万成威, 邬江兴, 兰巨龙

(国家数字交换系统工程技术研究中心, 河南 郑州 450002)

摘要: 应用排队理论证明了 P2P 流媒体系统在稳态时可模型化为多个 $M/M/n$ 排队系统串联的排队链, 在此基础上以节点的播放缓存状态为研究对象, 建立了 P2P 流媒体系统的稳态传输模型。考察了不同 chunk 调度策略下节点的传输特性, 以此验证模型的准确性, 并进一步考察了 P2P 流媒体节点数量、节点缓存大小对传输特性的影响。

关键词: P2P 流媒体; 稳态传输模型; 会话数量; 流量; chunk 调度策略

中图分类号: TP393

文献标识码: B

文章编号: 1000-436X(2012)02-0132-09

Analysis to stationary transmission model of P2P streaming

WAN Cheng-wei, WU Jiang-xing, LAN Ju-long

(National Digital Switching System Engineering & Technological Research Center, Zhengzhou 450002, China)

Abstract: It was proved that the P2P streaming system could be modeled by a queuing chain which was composed by multiple $M/M/n$ queuing system according to the queuing theory. Based on this result, the stationary transmission model of P2P streaming was proposed by the analysis on the peer buffer state variation. The transmission characteristics under different chunk schedule strategies were examined by the model, and the results validated the rationality of the proposed model. Further more, the impact of peer number and buffer size on the transmission characteristic was examined.

Key words: peer-to-peer streaming; stationary transmission model; session quantity; traffic; chunk schedule strategy

1 引言

流媒体服务对链路的传输带宽、时延、时延抖动等近乎苛刻的要求, 使其在“尽力而为”提供服务的互联网中大规模部署成为一项极具挑战性的任务。基于 IP 多播^[1]和内容分发网络^[2,3]CDN (content delivery network)的解决方案都被应用于流媒体传输, 然而受限于服务器的性能瓶颈和高昂的部署成本, 这些方案都未能大规模推广。对等网络 P2P(peer-to-peer)技术改变了互联网中传统的基于客户机/服务器的服务提供模式, 对等节点(peer)不仅作为客户机接受服务, 同时也作为服务器为其他

对等节点提供服务, 相当于在物理传输网络之上建立了一个逻辑覆盖网络(overlay network), 覆盖网中所有节点完全对等, 共享覆盖网中的资源并协作提供服务, 由此摆脱了服务器性能对网络应用扩展性的束缚, 同时不需要特殊的网络基础设施(如多播路由器等)支持, 具有极高的性价比且容易部署, 因此被大量的用于流媒体服务^[4,5]。

P2P 流媒体利用网络中具有相同兴趣的对等节点作为服务器协助流媒体内容的分发。对等节点从网络中获取到流媒体内容后, 继续作为服务器为对外提供该流媒体内容的分发服务。对相同内容感兴趣的节点越多, 可提供内容分发服务的分布式服务

收稿日期: 2010-12-03; 修回日期: 2011-04-11

基金项目: 国家重点基础研究发展计划(“973”计划)基金资助项目(2007CB307102); 国家高技术研究发展计划(“863”计划)基金资助项目(2009AA01A346, 2008AA01A323)

Foundation Items: The National Basic Research Program of China (973 Program)(2007CB307102); The National High Technology Research and Development Program of China (863 Program) (2009AA01A346, 2008AA01A323)

器也越多,使得整个流媒体分发网络的扩展性大大增强。然而,各个节点承担着大量的流媒体分发任务,其行为必然对整个 P2P 流媒体网络的性能产生着重要的影响。为了准确分析和评估这种影响,研究人员分别从理论建模、仿真实验、流量测量等方面对节点行为进行了研究。P2P 流媒体理论建模研究主要采用随机排队理论、流体极限理论等对 P2P 流媒体网络中的 peer 选择策略^[6,7]、chunk 调度策略^[8~10]、churn 问题^[11,12](节点频繁加入和退出 P2P 流媒体网络)、扩展性等问题^[13]加以描述和分析;在网络环境受限的条件下,根据最优化理论设计流媒体分发策略,实现网络利用率最大化目标^[14]。仿真实验研究作为理论分析的有效验证手段也一直受到研究人员的广泛关注,目前,应用较多的 P2P 仿真工具主要有 P2PSim^[15]、SSFnet^[16]等。P2P 流媒体流量测量研究主要通过主动探测(active probing)或被动监视(passive monitoring)等方法从网络流量中提取 peer 行为的样本信息,以此估计对等节点在 P2P 网络中的逗留时间及其分布情况等^[17]。

然而,现有理论模型和仿真实验主要集中在 P2P 覆盖网中对等节点的行为研究,而并未深入分析这些行为对底层物理传输网络的影响。覆盖网中的研究对准确理解 P2P 流媒体网络具有重要的指导意义,但覆盖网无法直接获得底层物理承载网络的信息,其中的结论在物理承载网络中并不一定成立,如覆盖网中的最短路径在实际的物理网络中可能完全不可达^[18]。因此,有必要对 P2P 流媒体的传输特征展开研究。流量测量尽管可以得到每个用户的传输会话信息,但准确判定 P2P 会话并关联节点在覆盖网中的行为目前仍然是一个开放性的研究课题^[17]。本文以 P2P 流媒体网络中节点的播放缓存为研究对象,采用理论建模的方法对稳态条件下的 P2P 流媒体传输行为加以研究,主要工作包括:

1) 应用排队理论证明了稳态条件下 P2P 流媒体系统可模拟为多个 $M/M/n$ 排队系统串联形成的排队链,给出了 P2P 流媒体稳态传输模型建立的理论依据;

2) 分析了稳态条件下节点播放缓存的占用率,并以此为基础建立 P2P 流媒体系统的稳态传输模型;

3) 考察了不同 chunk 调度策略的传输特性,以验证 P2P 流媒体稳态传输模型的准确性,并进一步考察了系统中节点数量、节点缓存大小对传输特性的影响。

后续内容安排如下:第 2 节分析了 P2P 流媒体在覆盖网中的分发模型,建立了 P2P 流媒体稳态传输模型;第 3 节考察了不同 chunk 调度策略的传输特性,节点数量、节点缓存大小对传输特性的影响;最后,第 4 节是结束语。

2 P2P 流媒体稳态传输模型

2.1 P2P 流媒体分发模型

早期的 P2P 文件共享网络中,对等节点在获得整个原始文件之后才向外提供服务,这在本质上属于一种无流水线的存储转发工作模式,导致其在大文件传输时效率较低。为此,研究人员提出了基于 chunk 的 P2P 传输机制,每个文件被分割为多个 chunk,节点可同时下载所有的 chunk,单个 chunk 下载完毕后即可对外提供服务,而无需等待整个文件下载完成,这与流媒体业务的流式传输思想一致。另一方面,流媒体业务的传输和播放具有严格的实时性、时序性以及连续性,且流式传输方式使得节点无需进行大量的媒体内容存储,所有下载的 chunk 均暂存于一片空间有限的播放缓存中,随着流媒体内容的播放进度,新下载的 chunk 会逐渐覆盖过期的 chunk。于是,在 P2P 流媒体系统中,单个节点的主要任务就是在任意时刻选择合适的对等节点并下载合适的 chunk 以保证流媒体内容播放的连贯性,同时向其他对等节点提供 chunk 下载服务。

假设 P2P 流媒体分发系统由一个流媒体服务器和自由加入和退出该系统的节点组成,其中待分发流媒体内容的大小为 K 个 chunk,每个节点播放缓存 B 大小为 n 个 chunk,且可以根据给定 chunk 调度策略同时从流媒体服务器或其他对等节点下载



图 1 K 个 chunk 的流媒体分发模型

所需的 chunk，下载完成后即可向外提供服务。从单个流媒体 chunk 的角度看，其分发过程可以模拟为一个 $G/G/n_i$ 的排队系统，其中，排队系统服务器由流媒体服务器和缓存有该 chunk 的所有 peer 组成。如图 1 所示，整个流媒体内容的分发过程可以由 K 个 $G/G/n_i$ 排队系统串联的排队链很好地模拟，其中， n_i 为当前时刻第 $i(i=1, 2, \dots, K)$ 个队列的服务器数量， λ_i 为第 i 个队列的平均达到速率，其输出速率为 λ_{i+1} ，也即下一个队列的输入速率。

当 P2P 流媒体分发系统的节点到达速率服从泊松分布，每个 chunk 的下载速率服从指数分布时，可以得到如下定理 1。

定理 1 若进入 P2P 流媒体分发系统的节点到达过程为泊松过程，且单个 chunk 的下载时间服从指数分布时，则 K 个 chunk 的流媒体分发系统稳态过程可模拟为一条由 K 个 $M/M/n$ 排队系统串联的排队链。

证明 考虑第一个虚拟排队系统，节点的到达过程为泊松过程，且到达速率为 λ ，而单个 chunk 的服务时间服从参数为 μ 的指数分布，由此，第 1 个 chunk 的分发过程为 $M/M/n$ 排队系统。为了分析后续排队系统，需要进一步考察节点在第 1 个排队系统中服务完毕的间隔时间。

假设在某个节点结束服务离开第 1 个排队系统时，系统中仍有 h 个 peer 在接受服务。由指数分布的无记忆特性，可以将此刻看成 h 个 peer 刚刚开始接受服务的零时刻。设每个 peer 的服务时间分别为 $B_j(j=1, 2, \dots, h)$ ，于是，当下一个节点服务完毕，即服务时间为

$$B' = \min(B_1, B_2, \dots, B_h) \quad (1)$$

时，该节点离开第 1 个排队系统，此时系统中节点的服务时间再次置零。当系统达到稳态时，到达和离开第 1 个排队系统的节点数量相当。于是，第 1 个排队系统中 peer 服务完成间隔时间为服从参数为 $\mu \cdot h$ 的指数分布，即第 2 个排队系统的到达过程为泊松过程。同理，后续排队系统的输入过程均为泊松过程。定理 1 得证。

上述排队链达到稳态时，到达和离开每个排队系统的节点数量相当，即 P2P 流媒体分发系统中，每个流媒体 chunk 的分发速率保持稳定。于是，P2P 流媒体分发模型可进一步简化为一个服务器与 M 个节点组成，其中，每个节点播放缓存 B 大小为 n

个 chunk， $B(n)$ 存储即将播放的 chunk，而 $B(1)$ 存储最新收到的 chunk，初始状态下，所有缓存均为空。本文接下来将基于该简化模型展开讨论。将时间离散化为单位时隙的离散序列，假设每个时隙内节点最多可得到一个 chunk 服务(即播放缓存向后移动一个 chunk)。如图 2 所示，当服务器分发第 m 个 chunk 时($t=m$)，若 $n-1 \leq m$ ，则节点当前正在播放第 $m-n+1$ 个 chunk；当服务器分发第 $m+1$ 个 chunk 时，第 $m-n+1$ 个 chunk 被移出播放缓存，同时其他 chunk 依次向后移动一个 chunk，即播放缓存相当于一个接受流媒体 chunk 的滑动窗口，于是 P2P 流媒体分发系统的目标即为保证 $B(n)$ 在所有的时隙内非空，以实现流媒体播放连续稳定播放。

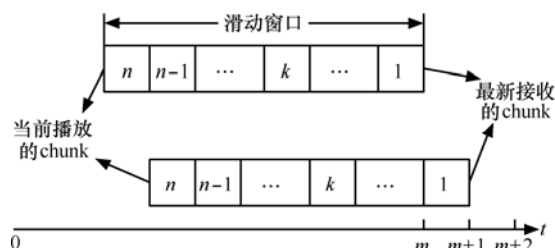


图 2 P2P 流媒体节点播放缓存的滑动窗口机制

令 $p_k(i)$ 表示稳态时节点 k 的第 i 个缓存空间可向外提供服务的概率，即缓存 $B(i)$ 的占用率。考虑传统的客户机/服务器模式，系统中仅有流媒体服务器提供服务，则 $p_k(i)$ 的分布^[8]可表示为

$$\begin{cases} p_k(1) = p(1) = \frac{1}{M}, k = 1, 2, \dots, M \\ p_k(i+1) = p(i+1) = p(i), i = 1, 2, \dots, n-1 \end{cases} \quad (2)$$

其中，第 1 个等式表示节点被服务器选中接受服务的概率；第 2 个等式表示只有被服务器选中后，节点才可成功获得服务。将 $p(1)=1/M$ 视为归一化的用户到达速率，则对任意的 $M>1$ ，均无法保证用户 100% 得到服务，服务器性能瓶颈对流媒体分发性能的影响显而易见。

在 P2P 流媒体分发模式下，每个节点可向服务器请求服务的同时也可向其他对等节点请求服务，即用户获得服务的概率与客户机/服务器模式相比会产生一个增量 $q_k(i)$ ^[8]，即 P2P 模式下，节点 k 的缓存占用率可表示为

$$\begin{cases} p_k(1) = p(1) = \frac{1}{M}, k = 1, 2, \dots, M \\ p_k(i+1) = p(i) + q(i), i = 1, 2, \dots, n-1 \end{cases} \quad (3)$$

其中,第1个等式表示初始状态下,节点只能请求服务器得到服务;第2个等式表示在P2P模式下,节点除向服务器请求服务外,也可从其他对等节点处得到服务,其中, $q_k(i)$ 与peer选择策略、chunk调度策略有关,当系统中所有的节点采用相同的peer选择策略、chunk调度策略时,稳态条件下, $q_k(i)$ 收敛于 $q(i)$ 。

给定节点 k 选择节点 h 进行P2P下载需要满足以下条件:

- 1) 节点 k 的缓存中 $B_k(i)$ 为空,将该事件表示为 $W(k, i)$;
- 2) 节点 h 的缓存中 $B_h(i)$ 非空,将该事件表示为 $H(h, i)$;
- 3) 根据peer选择策略,节点 k 选中节点 h ,将该事件表示为 $S(k, h)$;
- 4) 根据chunk调度策略,节点 k 在满足条件 $W(k, i)$ 、 $H(h, i)$ 的所有chunk中,只能选择第 i 个chunk下载,将该事件表示为 $R(k, h, i)$ 。

于是, $q(i)$ 可表示为

$$q(i) = \sum_h \Pr[W(k, i) \cap H(h, i) \cap S(k, h) \cap R(k, h, i)] \quad (4)$$

在P2P理论模型分析的时候,同时考虑所peer选择、chunk调度、负载均衡等问题,往往使得模型过于复杂而无法求解^[19],为此,本文仅考虑完全随机的peer选择策略,即peer选择策略与其他事件独立, $\Pr[S(k, h)] = 1/(M-1)$,于是

$$\begin{aligned} q(i) &= \sum_h \Pr[W(k, i) \cap H(h, i) \cap R(k, h, i)] \cdot \\ &\quad \Pr[S(k, h)] \\ &= \Pr[W(k, i) \cap H(h, i) \cap R(k, h, i)] \\ &= \Pr[W(k, i)] \cdot \Pr[H(h, i) | W(k, i)] \cdot \\ &\quad \Pr[R(k, h, i) | W(k, i) \cap H(h, i)] \end{aligned} \quad (5)$$

即 $q(i)$ 的求解主要受2方面因素影响:1)节点播放缓存稳态时的占用率;2)chunk调度策略。为了简化处理,本文进一步假设系统中各节点属性完全相同,则在稳态条件下,各节点的播放缓存占用率趋于一致,且当系统中节点数目较大时,节点之间可近似认为相互独立^[8],在此基础上,有

$$\Pr[W(k, i)] = 1 - p(i) \quad (6)$$

$$\Pr[H(h, i) | W(k, i)] = p(i) \quad (7)$$

chunk调度策略主要根据选定节点中播放缓存的占用情况选择最合适的chunk下载,令 $r(i)$ 表示

chunk调度策略下事件 $R(k, h, i)$ 的概率,根据前面的假设,节点播放缓存的占用情况相互独立且趋于一致,因此

$$\gamma(i) \approx \Pr[R(k, h, i)] \quad (8)$$

将式(6)、式(7)、式(8)代入式(5),得到 $q(i)$ 的分布情况为

$$q(i) = (1 - p(i))p(i)\gamma(i) \quad (9)$$

于是,稳态条件下,P2P流媒体分发模型为

$$\begin{cases} p_k(1) = p(1) = \frac{1}{M}, k=1,2,\dots,M \\ p_k(i+1) = p(i) + (1-p(i))p(i)r(i), i=1,2,\dots,n-1 \end{cases} \quad (10)$$

2.2 P2P流媒体传输模型

上述P2P流媒体分发模型主要考察了P2P节点在覆盖网中的行为,对正确理解P2P网络特性具有重要的指意义;然而,P2P覆盖网位于底层物理传输网络之上,并不直接面向网络资源,二者的信息可能具有不一致性,从而影响网络中其他业务的正常传输。因此,有必要对P2P业务的传输特性展开深入研究。本文接下来将重点考察P2P流媒体的传输会话、传输流量等特性。

P2P流媒体中节点在覆盖网的交互行为必然触发物理承载网络中相应的传输行为。假设2个对等节点间的每次交互过程由一个传输“会话”完成,本文将以P2P流媒体传输过程中的所有会话描述系统的传输行为。实际P2P流媒体分发系统中,节点交互时,可能还存在少量周期性的控制会话。为了降低模型的复杂度,本文在此做简化考虑节点间的整个交互过程均属于同一个会话。

P2P流媒体分发系统中,根据peer选择策略,节点 k 选择从节点 h 请求服务,二者之间建立会话完成交互。根据是否得到所需的服务,可将会话进一步分为成功型会话和失败型会话,若节点 k 得到所需服务(成功下载到第 i 个chunk),则此次会话为成功型会话;否则,为失败型会话。

结合P2P流媒体分发模型中节点成功得到服务的4个条件和传输会话类型,有如下定理2成立。

定理2 P2P流媒体分发系统达到稳态时,节点成功得到第 i 个chunk服务平均需要建立的传输会话数量 N_{avg} 为

$$N_{\text{avg}} = \frac{1 - p(i)}{p(i)r(i)}$$

证明 根据P2P流媒体分发模型,只有节点 k

的第 i 个 chunk 缓存为空时, 才需要向其他节点请求服务, 将该事件表示为 $\overline{W}(k,i)$, 而传输会话失败主要来自于以下 2 个方面的原因:

1) 节点 h 的缓存不满足上述条件 2, 即节点 h 的第 i 个 chunk 缓存为空, 无法向外提供服务, 将该事件表示为 $\overline{H}(h,i)$;

2) 节点 k 和节点 h 的缓存不满足上述条件 4, 即节点间的缓存不满足 chunk 调度策略, 导致传输会话失败, 将该事件表示为 $\overline{R}(h,k,i)$ 。

假设节点 k 向对等节点发起传输会话至成功下载到所需流媒体 chunk 止, 共需建立 k 个传输会话, 则该事件可表示为 $\overline{W}(k,i) \cap \prod_{h'} [\overline{H}(h',i) \cup (H(h',i) \cap \overline{R}(h',k,i))] \cap [H(h,i) \cap R(h,k,i)]$, 其中, $\overline{H}(h',i) \cup (H(h',i) \cap \overline{R}(h',k,i))$ 表示因为节点 h' 的缓存为空或节点 k 、 h' 之间的缓存不满足 chunk 调度策略而导致传输会话失败, “ $\prod[\cdot]$ ”表示 $k-1$ 个相同事件同时发生。结合 P2P 流媒体分发模型中各事件发生的概率, 可得

$$\begin{aligned} N_{\text{avg}} &= \sum_{k=1}^{\infty} k \Pr(\overline{W}(k,i) \cap \prod_{h'} [\overline{H}(h',i) \cup (H(h',i) \cap \overline{R}(h',k,i))] \cap [H(h,i) \cap R(h,k,i)]) \\ &= \sum_{k=1}^{\infty} k(1-p(i))[1-p(i)+p(i) \cdot (1-r(i))]^{k-1} [p(i)r(i)] \\ &= \frac{1-p(i)}{p(i)r(i)} \end{aligned}$$

定理 2 得证。

由定理 2 可知, 平均传输会话数量与稳态时节点的缓存占用率 $p(i)$ 以及 chunk 调度策略有关。如图 3 所示, 随着缓存占用率的提高, 节点需要向外请求服务的概率逐渐降低, 当缓存占用率为 1 时, 节点不需要建立任何传输会话; 随着缓存调度策略成功概率的增加, 节点单次传输会话即可获得服务的概率也随之升高, 从而有效减少失败型会话的发生, 当 chunk 调度策略 $r(i)=1$ 时, 可以得到平均会话数量的下限。

事实上, P2P 覆盖网与物理传输网之间信息的不一致也可导致 P2P 传输会话失败, 其主要原因是物理传输网络中的路由协议仅保证自治域内的最短传输路径, 而 P2P 覆盖网中的 peer 选择策略是基于整个互联网的全局优化目标展开, 其结果可能导

致对等节点分别属于不同的自治域且域间路由不可达, 使得 P2P 传输会话失败, 其效果相当于在模型中的 chunk 调度策略中引入一个信息一致性因子 $\gamma(0<\gamma<1)$, 则节点的平均传输会话数量需修正为 $N_{\text{avg}}=(1-p(i))/(p(i)r(i)\gamma)$, 其中, γ 表示 P2P 覆盖网中符合 chunk 调度策略的节点成功建立传输会话的概率, 用来表征 P2P 覆盖网与物理传输网之间节点信息的一致性。由于本文主要关注 P2P 流媒体中节点在覆盖网中行为对物理传输网络特性的影响, 为了简化处理, 本文仍以定理 2 的结论作为研究基础。

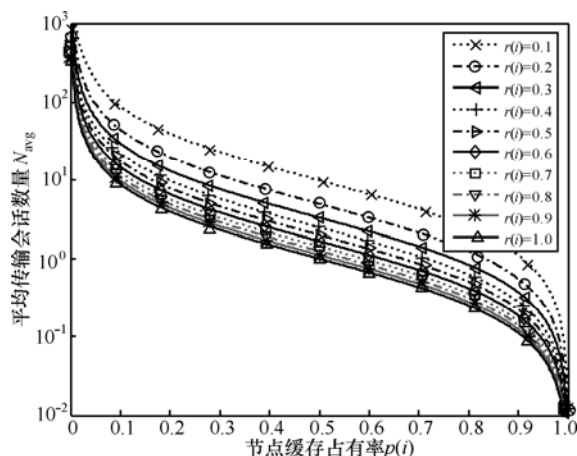


图 3 不同缓存占有率及调度策略条件下节点的平均传输会话数量

根据定理 2 可得 P2P 流媒体系统处于稳态时, peer 节点传输会话模型为

$$\begin{cases} p_k(1) = p(1) = \frac{1}{M}, & k=1,2,\dots,M \\ p_k(i+1) = p(i) + (1-p(i))p(i)r(i), & i=1,2,\dots,n-1 \\ N_{\text{avg}}(i) = \frac{1-p(i)}{p(i)r(i)}, & i=1,2,\dots,n \end{cases} \quad (11)$$

网络传输特性的另一个重要方面就是流量的变化规律。网络测量和逆向工程研究结果表明, P2P 流媒体中, 节点在 chunk 数据传输前需要发送一定数量的控制报文(包含“握手”、端口协商等信息), 只有逻辑会话成功建立后, 才可开始数据传输过程。假设逻辑会话建立失败时, 每个节点的流量大小为 M_f , 逻辑会话建立成功时, 每个节点的流量大小为 M_s , 结合节点传输会话模型可得 P2P 流媒体系统处于稳态时, peer 节点成功下载到所需 chunk 时的流量 M_{avg} 满足如下定理 3。

定理 3 P2P 流媒体分发系统达到稳态时, 节

点成功得到第 i 个 chunk 服务时的平均流量为

$$M_{\text{avg}} = (1 - p(i)) \left[\frac{M_f}{p(i)r(i)} - M_f + M_s \right]$$

证明 假设节点 k 向其他节点发起传输会话至成功下载到所需流媒体 chunk 止, 共需建立 k 个传输会话, 则前 $k-1$ 次会话为失败型会话, 其流量为 $(k-1)M_f$, 最后一次会话为成功型会话, 其流量为 M_s , 根据定理 2 的证明过程有

$$\begin{aligned} M_{\text{avg}} &= \sum_{k=1}^{\infty} ((k-1)M_f + M_s) \Pr(\overline{W(k,i)} \cap \prod_{h'} \overline{[H(h',i) \cup (H(h',i) \cap \overline{R(h',k,i)})]} \cap [H(h,i) \cap R(h,k,i)]) \\ &= (1-p(i))M_f \sum_{k=1}^{\infty} (k-1) [1-p(i)r(i)]^{k-1} [p(i)r(i)] + \\ &\quad (1-p(i))M_s \sum_{k=1}^{\infty} [1-p(i)r(i)]^{k-1} [p(i)r(i)] \\ &= (1-p(i)) \left[\frac{M_f}{p(i)r(i)} - M_f + M_s \right] \end{aligned}$$

定理 2 得证。

节点的平均流量实际上是传输会话加权平均后的结果, 当 $M_f=M_s=1$ 时, 节点的平均流量即为平均会话的数量。同理可得 P2P 流媒体系统处于稳态时, 节点的流量模型为

$$\begin{cases} p_k(1) = p(1) = \frac{1}{M}, k = 1, 2, \dots, M \\ p_k(i+1) = p(i) + (1-p(i))p(i)r(i), i = 1, 2, \dots, n-1 \\ M_{\text{avg}}(i) = (1-p(i)) \left[\frac{M_f}{p(i)r(i)} - M_f + M_s \right], i = 1, 2, \dots, n \end{cases} \quad (12)$$

其中, M_f 和 M_s 分别为单个传输会话失败和成功建立时节点的流量。

3 模型验证与分析

3.1 P2P 流媒体 chunk 调度策略

由 P2P 流媒体模型可知, chunk 调度策略在 P2P 流媒体传输过程中有着重要地位。本节主要根据 P2P 流媒体传输模型考察不同 chunk 调度策略下 P2P 流媒体的传输特性, 以此验证模型的准确性。

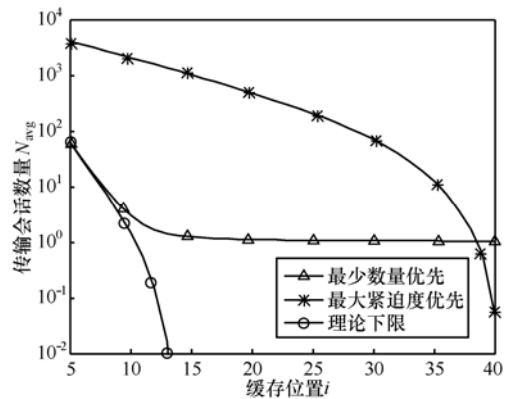
现有的 P2P 流媒体 chunk 调度策略主要有 2 种: 最大紧迫度优先策略(most urgent first strategy)与最少数量优先策略(rarest first strategy)。最大紧迫度优先策略主要根据流媒体播放的紧迫程度选择优先下载的 chunk, 从缓存的角度看, $B(n)$ 为即将播放

的 chunk, 具有最大的紧迫度, $B(n-1)$ 次之, $B(1)$ 最小; 节点 k 向节点 h 请求服务时, 若节点 h 的缓存中 $B(n)$ 非空, 则节点 k 优先下载 $B(n)$, 否则按照缓存状态和播放紧迫程度顺序选择下载 $B(n-1)$ 至 $B(1)$ 。最少数量优先策略主要根据系统中各 chunk 的拷贝数量决定优先下载的 chunk, 从上述模型可以看到, 节点缓存的占有率 $p(i)$ 随 i 逐渐递增, 即缓存 $B(1)$ 的占有率最低, 相应的, 系统中的拷贝数量最少, $B(2)$ 次之, $B(n)$ 拷贝数量最多; 节点请求服务时, 根据缓存状态按照 $B(1), B(2), \dots, B(n)$ 的先后顺序下载各流媒体 chunk。根据文献[8]的分析结果, 最大紧迫度优先策略与最少数量优先策略分别可以用如下等式描述:

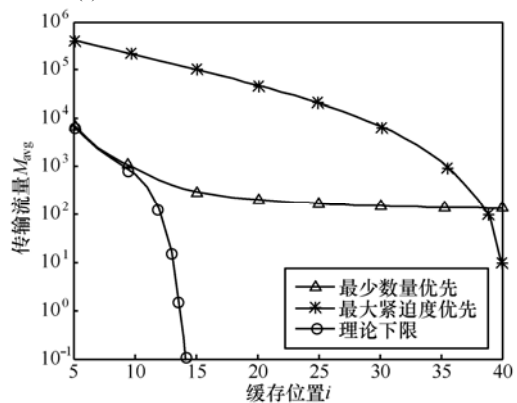
$$r_{\text{MUF}}(i) = 1 - (p(n) - p(i+1)) - p(1), i = 1, 2, \dots, n-1 \quad (13)$$

$$r_{\text{RF}}(i) = 1 - p(i), i = 1, 2, \dots, n-1 \quad (14)$$

将式(13)、式(14)分别代入 P2P 流媒体节点的传输会话模型与流量模型, 得到不同 chunk 调度策略下, 节点的传输会话与流量变化特征, 其数值分析结果如图 4 所示。



(a) 不同 chunk 调度策略下的传输会话数量



(b) 不同 chunk 调度策略下的传输流量

图 4 不同 chunk 调度策略下 P2P 流媒体传输特性

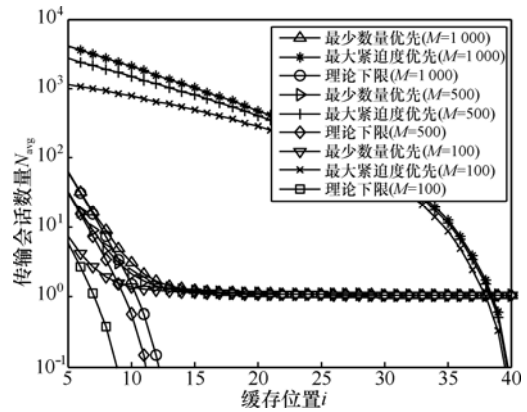
上述数值分析结果中，模型的各个参数分别为 $M=1\ 000$ ， $n=40$ ， $M_f=100$ ， $M_s=1\ 000$ 。可以看到，随着 chunk 在节点中的位置逐渐升高，节点的传输会话数量、流量等属性逐渐降低。同时，数值分析结果也反映出各种 chunk 调度算法的性能。当 $r(i)=1$ 时，节点的传输性能最优，达到理论下限，可将实际 chunk 调度策略与该理论下限之间的差异作为 chunk 调度策略的评价指标。从这个角度看，最少数量优先策略整体性能要明显优于最大紧迫度优先策略，后者仅在即将播放的流媒体 chunk 下载性能上优于前者，这与文献[9]中给出的研究结论一致。最大紧迫度优先策略过于强调单个节点播放的连贯性，导致系统中各个流媒体 chunk 的下载服务分布极不均匀，下载服务大量的偏重于即将播放的流媒体 chunk，从而导致系统整体传输性能的下降；最少数量优先策略以保证 P2P 流媒体系统中所有 chunk 下载服务的可用性为目标，优先下载系统中数量最少的 chunk，提高其在系统中的拷贝数量，从而达到系统整体性能的提升。

另一方面，比较传输会话模型与流量模型的分析结果可以看到，二者的变化特征几乎完全一致，仅在数值上相差大约 2 个数量级，表明在 P2P 流媒体系统中存在着大量的失败型传输会话，这些失败会话占用了大量的网络传输资源，极大地影响着 P2P 流媒体系统以及整个网络的传输效率。

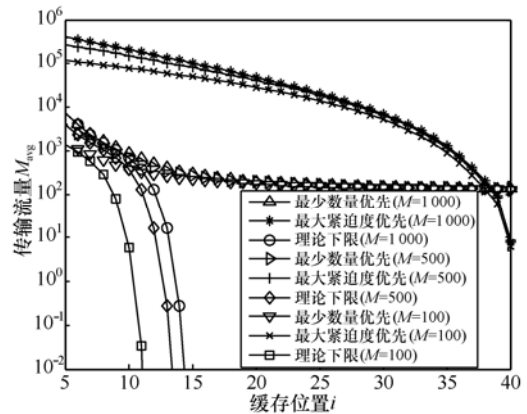
3.2 节点数量对传输性能的影响

本节借助于 P2P 流媒体传输模型，考察了不同节点数量条件下系统的传输特性，数值分析结果如图 5 所示，其中节点数量 M 的取值分别为 100、500、1 000，节点缓存大小 $n=40$ 。

可以看到，无论在何种 chunk 调度策略条件下，对于单个节点而言，系统中节点数量越多，其传输会话数量、传输流量也相应增加。这是因为系统中节点数量越多，稳态条件下单个节点缓存的占用率也越低，其向外提供服务的能力随之下降，选择这类节点请求服务传输会话失败的可能性较大，在完全随机的 peer 选择策略条件下，最终导致整个 P2P 流媒体传输系统中失败型传输会话的比例升高，这实际上是节点数量对 chunk 调度策略以及 peer 选择策略共同作用的结果。



(a) 不同节点数量下的传输会话数量



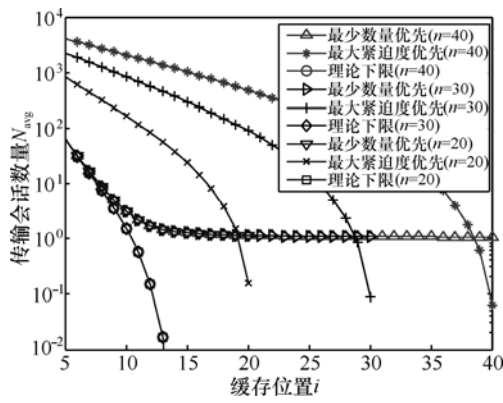
(b) 不同节点数量下的传输流量

图 5 不同节点数量下 P2P 流媒体传输特性

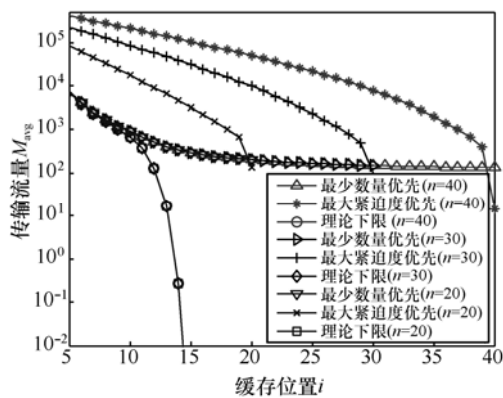
3.3 缓存大小对传输性能的影响

节点缓存大小体现了节点向外提供服务的能力。本节根据 P2P 流媒体传输模型分析了节点缓存大小对最大紧迫度优先策略、最少数量优先策略传输特性的影响，数值分析结果如图 6 所示，其中，缓存大小 n 分别为 20、30、40，节点数量 $M=1\ 000$ 。

不同的节点缓存大小对最少数量优先策略的传输特性几乎没有影响，但对最大紧迫度优先策略的传输特性影响却尤为明显。究其原因，最少数量优先策略中，优先下载系统中拷贝数量最少的 chunk，使得所有 chunk 的服务提供能力分布比较均匀，保证单个节点各 chunk 缓存占用率趋于一致，因此节点的传输会话数量、传输流量等受缓存大小影响较小；最大紧迫度优先策略优先下载即将播放的 chunk，导致单个节点缓存的占用率按照播放紧迫程度依次递减，节点下载播放紧迫度最小的 chunk 时，会产生大量的失败型传输会话，节点缓存越大，播放紧迫度最小的缓存占用率越低，失败型传输会话的数量也相应增大。



(a) 不同缓存大小下的传输会话数量



(b) 不同缓存大小下的传输流量

图 6 不同节点数量下 P2P 流媒体传输特性

4 结束语

P2P 流媒体摆脱了服务器性能对系统扩展性的束缚, 具有广泛的应用前景。本文根据排队理论分析了 P2P 流媒体分发模型, 证明在稳态条件下 P2P 流媒体分发系统可模拟为多个 $M/M/n$ 排队系统串联形成的排队链, 并分析了节点播放缓存的占用率, 以此为基础建立了 P2P 流媒体系统的稳态传输模型, 本文还考察 2 类典型 chunk 调度算法的传输特性, 得到与已有研究一致的结论, 从而验证了模型的准确性, 并根据模型进一步考察了节点数量、缓存大小对 P2P 流媒体传输特性的影响, 无论在何种 chunk 调度策略, 节点的传输会话数量、传输流量均会随系统中节点数量的增加而增大, 而最少数量优先 chunk 调度策略的传输特性受节点缓存大小的影响明显小于最大紧迫度优先策略。

进一步的研究工作主要包括以下 2 点。1)考察 peer 选择策略对 P2P 流媒体系统传输特性的影响。当节点的带宽资源具有异构性或节点的传输路径上

具有不同的瓶颈链路时, 不同的 peer 选择策略对充分利用网络资源、减少网络拥塞、降低失败型传输会话的数量等具有重要意义。2)节点处理能力对 P2P 流媒体传输特性的影响。当节点处理能力有限允许接入的传输会话数量有限时, 系统中失败型会话不可避免地需要增加, 从而引起传输特性的改变, 这种资源受限条件下的传输特性研究有利于准确理解 P2P 流媒体网络、优化网络结构、提升网络整体性能。

参考文献:

- [1] EL-SAYED A, ROCA V, MATHY L. A survey of proposals for an alternative group communication service[J]. IEEE Network, 2003, 17(1): 46-51.
- [2] NI J, TSANG H K. Large-scale cooperative caching and application-level multicast in multimedia content delivery networks[J]. IEEE Communication Magazine, 2005, 43(5): 98-105.
- [3] VAKALI A, PALLIS G. Content delivery networks: status and trends[J]. IEEE Internet Computing, 2003, 7(6): 68-74.
- [4] PPStream website[EB/OL]. <http://www.ppstream.com/>, 2010.
- [5] PPlive website[EB/OL]. <http://www.pptv.com/>, 2010.
- [6] ZOU L, ZEGURA E W, AMMAR M H. The effect of peer selection and buffering strategies on performance of peer-to-peer file sharing systems[A]. Proc of Modeling, Analysis and Simulation of Computer and Telecommunications Systems[C]. Texas, USA, 2002. 63-70.
- [7] GURSES E, KIM A N. Maximum utility peer selection for p2p streaming in wireless ad hoc networks[A]. Proc of IEEE Global Telecommunication Conference (GLOBECOM)[C]. New Orleans, LA, USA, 2008. 1-5.
- [8] ZHOU Y, CHIU D, LUI J. A simple model for analyzing p2p streaming protocols[A]. Proc of IEEE International Conference on Network Protocols (ICNP)[C]. Beijing, China, 2007. 226-235.
- [9] ZHOU Y, CHIU D, LUI J. A simple model for chunk-scheduling strategies in p2p streaming[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2011, 19(1):42-54.
- [10] GUO Y, LIANG C, LIU Y. AQCS: adaptive queue-based chunk scheduling for p2p live streaming[A]. Proc of 7th IFIP Networking[C]. Singapore, 2008.433-444.
- [11] STUTZBACH S, REJAIE R. Understanding churn in peer-to-peer networks[A]. Proc of ACM SIGCOMM Conference on Internet Measurement (IMC)[C]. Rio de Janeiro, Brazil, 2006. 189-202.
- [12] CUI Y, DAI L, XUE Y. Optimizing p2p streaming throughput under peer churning[A]. Proc of IEEE Global Telecommunication

Conference (GLOBECOM)[C]. Washington D C, USA, 2007. 231-235.

[13] SMALL T, LIANG B, LI B. Scaling laws and tradeoff in peer-to-peer live multimedia streaming[A]. Proc of ACM Multimedia[C]. Santa Barbara, CA, USA, 2006.539-548.

[14] WU D, LIU Y, ROSS K W. Queuing network models for multi-channel P2P live streaming systems[A]. Proc of IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)[C]. Rio de Janeiro, Brazil, 2009. 73-81.

[15] Parallel & Distributed Operating Systems Group. P2P sim: a simulator for peer-to-peer protocols[EB/OL]. <http://pdos.casil.mit.edu/p2psim/index.html>.

[16] AGGARWAL V, AKONJANG O, FELDMANN A, *et al.* Reflecting p2p user behavior models in a simulation environment[A]. Proc of Euromicro Conference on Parallel, Distributed and Network-Based Processing (PDP)[C]. Toulouse, France, 2008. 516-523.

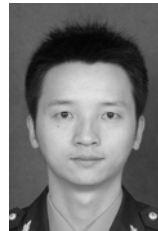
[17] WANG X, YAO Z, LOGUINOV D. Residual-based estimation of peer and link lifetimes in P2P networks[J]. IEEE/ACM Transactions on networking, 2009, 17(3):726-739.

[18] SEETHARAMAN S, AMMAR M. On the interaction between dynamic routing in the naïve and overlay layers[A]. Proc of IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)[C]. Barcelona, Spain, 2006. 1-12.

[19] BONALD T, MASSOULIE L, MATHIEU F. Epidemic live streaming:

optimal performance trade-offs[A]. Proc of ACM SIGMETRICS[C]. Annapolis, Maryland, USA, 2008. 325-336.

作者简介:



万成威 (1982-), 男, 湖北安陆人, 国家数字交换系统工程技术研究中心博士生, 主要研究方向为宽带信息网络和对等网络。



邬江兴 (1953-), 男, 安徽金寨人, 中国工程院院士, 国家数字交换系统工程技术研究中心教授、博士生导师, 主要研究方向为信息网络与交换。



兰巨龙 (1962-), 男, 河北张北人, 博士, 国家数字交换系统工程技术研究中心教授、博士生导师, 主要研究方向为宽带信息网络和高速路由器核心技术。

撤稿声明

鉴于甘勇等在本刊发表的一篇文章“甘勇, 苏士美, 周兵, 钱德沛. 嵌入式视频编码器量化算法优化.2007,28(6):85-89”存在学术不端行为, 我们决定撤回这篇文章。请勿再以任何方式引用此文。

《通信学报》将一如既往地认真执行《著作权法》, 坚决打击抄袭、剽窃等学术不端行为, 力争为读者奉献高水平的学术精品。衷心希望支持《通信学报》的作者严格自律, 避免剽窃、抄袭及一稿多投问题, 为净化学术风气而共同努力。

《通信学报》编委会
2012-02-10

撤稿信

本人在《通信学报》2007年第6期发表了题为“嵌入式视频编码器量化算法优化”(2007,28(6):85-89)的论文。该文与同一课题组成员李尊峰、苏士美、周兵、王文义发表在《计算机工程》2005年第10期的论文“基于通用DSP的视频编码器量化算法研究”存在内容重复, 意识到存在学术不端行为, 特申请撤回这篇文章, 并向原作者、《通信学报》及广大读者表示最诚挚的歉意。

甘勇 苏士美 周兵 钱德沛

2011-12-15