

基于网络编码的对等网流媒体网络中优化的带宽分配策略

陈卓^{1,2*}, 周江²

(1. 重庆理工大学 计算机科学与工程学院, 重庆 400054; 2. 通信抗干扰技术国家重点实验室(电子科技大学), 成都 611731)

(*通信作者电子邮箱 chenzhuo@cqut.edu.cn)

摘要:针对采用了网络编码技术的对等网(P2P)流媒体系统应用,提出一种基于负载转移的节点带宽资源均衡策略,尽可能避免节点选择邻居节点并请求带宽资源的随意性形成的节点过载。在策略中,当某些节点过载后将选取部分带宽资源负载较轻的节点作为负载转移节点,同时将请求节点所需数据通过阶梯型带宽分配方式推送给这些选择出的负载转移节点。数值仿真表明,这种负载转移的策略能够有效降低过载节点的带宽资源占用,避免网络热点的出现。

关键词:资源过载;网络编码;负载转移;对等网

中图分类号: TP393.03 **文献标志码:** A

Optimized bandwidth allocation mechanism in peer-to-peer streaming based on network coding

CHEN Zhuo^{1,2*}, ZHOU Jiang²

(1. College of Computer Science and Engineering, Chongqing University of Technology, Chongqing 400054, China;

2. National Key Laboratory of Science and Technology on Communications (University of Electronic Science and Technology of China), Chengdu Sichuan 611731, China)

Abstract: To the Peer-to-Peer (P2P) streaming application based on network coding, a load transfer-based node bandwidth resource balancing policy was proposed to avoid the overloaded node, which was due to random neighbor node selection and bandwidth resource request. When some nodes overloaded, the nodes with spare bandwidth resource could be selected as load transfer nodes to alleviate the load of overloaded peers. Through the ladder-based bandwidth allocation mechanism, the coded data required by the request nodes could be pushed to the selected load transfer nodes. The numerical simulation results show that the proposed load transfer policy can efficiently alleviate the bandwidth resource consumption of overloaded nodes, and the hot area of network can be avoided.

Key words: resource overload; network coding; load transfer; Peer-to-Peer (P2P)

0 引言

基于对等网(Peer-to-Peer, P2P)技术的视频流媒体应用已成为当今互联网中最为重要的应用^[1]。在这类系统中,观看视频的节点自组织成一个独立于物理网络拓扑的重叠网络(Overlay Network)。每个节点维护了一定数量的邻居节点并周期性地交换缓存信息,这使得节点从邻居节点获取需要的视频流数据的同时也能够将自己缓存的视频流数据分发给邻居节点。通过节点之间的协作,有效避免了所有节点都向流媒体服务器请求数据,进而有效降低服务器的带宽消耗。

因此,P2P流媒体具有良好的可扩展性和较低的服务器带宽开销等优势。另外,由于每个节点都有一定数量的邻居节点,任意邻居节点的意外退出不会严重影响到其他节点正常获取流媒体数据,这使得P2P流媒体系统具有良好的系统健壮性。正因为P2P流媒体系统的诸多优点,众多商用流媒体系统都采用了P2P技术实现,如:PPLive^[2]、UUSee^[3]、Coolstreaming^[4]等。

另一方面,网络编码^[5]是一种融合了编码和路由的信息交换技术,并有望最终成为改善现有网络性能的新的技术手

段。在使用网络编码后,网络中的节点可以通过采用随机产生的编码系数对收到的数据包进行编码,这使得编码数据与原始数据无直接关联,接收数据的节点也并不关心自己是否接收到完全的源数据包,它只关心自己是否接收到足够的线性不相关系数的新数据包以便能够通过解码运算恢复出原始数据。近年来,网络编码技术已经被运用于P2P流媒体系统中^[3,6-7],研究结果表明采用网络编码在提高系统健壮性、改善节点视频播放质量、缩短初始缓存时间等方面都有良好的表现。

在P2P流媒体系统引入网络编码技术后,编码后的数据对接收节点而言变得相同的重要,这也使节点不需要调度算法决定向哪些邻居节点获取具体哪些数据段,而只需要向邻居节点请求分配一定的带宽以保证原始数据段能够尽可能快地解码。由于节点随机地选择邻居节点并随机请求带宽资源,这就导致不同节点的带宽利用率不均的问题。换句话说,系统中的部分节点可能带宽资源的利用率很高(负载很重),而部分节点可能带宽资源利用率却很低(负载很轻)。本文重点研究采用网络编码技术的P2P流媒体系统中节点带宽分配的问题,通过负载转移的策略使系统中各节点的带宽的

收稿日期: 2015-01-13; **修回日期:** 2015-04-15。 **基金项目:** 国家自然科学基金资助项目(60833002); 重庆市基础与前沿研究计划项目(cstc2013jcyjA40024); 重庆市教委科技项目(KJ1400918)。

作者简介: 陈卓(1980-),男,重庆人,副教授,博士,主要研究方向:多媒体通信、无线传感器网络; 周江(1989-),男,重庆人,硕士研究生,主要研究方向:P2P网络、云计算。

利用率尽可能均衡,避免系统中“热区”的出现。

1 相关研究工作

近年来,国内外的学者在基于网络编码的 P2P 流媒体应用方面作了深入的研究,例如:在 R2 系统中,Wang 等^[8]把随机线性网络编码和随机推送(Push)相结合并运用到 P2P 流媒体系统中。在该系统中,“种子”节点随机选择下游节点建立起邻居关系,并从下游节点没有获取到的数据包集合里随机选取出部分数据包进行编码,进一步推送给下游节点。R2 还引入了反馈机制,下游节点会向“种子”节点通告没有接收到的数据包,对那些越紧迫的数据包,源节点分配更多的带宽去发送编码包。在 R2 系统中,没有深入分析节点优化的带宽分配问题也没有考虑到“种子”节点带宽利用不均衡的问题。在 Chameleon 系统中,Nguyen 等^[6]将网络编码技术和分层视频编码技术相结合,在提高系统可靠性的同时保证对具有不同带宽节点的自适应流媒体分发的能力。Cleju 等^[9]提出引入网络编码后可能会导致视频播放延迟和计算复杂度增加的问题,并指出在系统中选择出部分节点实现编码操作即可在保证流媒体传输的可靠性的同时降低播放延迟。

在带宽资源分配方面,Wu 等^[10-11]中利用拍卖理论对 P2P 点播系统中节点请求数据段和响应请求的行为进行建模分析,能够激发节点贡献自己的带宽资源以增加“收入”,同时使请求节点的数据获取“成本”最低;D'acunto 等^[12]通过分析突发流量(flashcrowd)对 P2P 流媒体系统的可扩展性方面的影响,提出了新的带宽资源分配算法以改善节点在突发流量场景时的播放质量;Ma 等^[13]通过博弈理论对 P2P 文件分享系统中的节点带宽资源分配问题进行建模分析,节点依据那些向自己请求带宽资源的节点为系统所提供资源的多寡有针对性地分配带宽资源,这使得节点为了保证自己能够申请到足够带宽而更愿意把自己的带宽贡献给其他节点,通过寻求 Pareto 最优的方法找到节点最佳带宽分配策略。以上相关的研究工作均没有从节点带宽的负载均衡利用的角度讨论 P2P 流媒体系统中带宽资源分配的问题,更没有给出当出现部分节点过载时的均衡负载的策略。

2 节点带宽的不均衡利用问题

首先给出 P2P 视频播放异构性的概念,这主要指在基于网络编码的 P2P 流媒体系统中一个节点和其邻居节点在视频播放位置(Playback Point)及所缓存的流媒体数据的多寡方面存在的差异。图 1 所示的网络场景描述了节点进行带宽请求可能导致的服务节点带宽利用不均衡的问题。

各节点当前正在播放的视频数据段的编号定义为播放点。另外, N_1 、 N_2 和 N_3 均为 N_a 的邻居节点,而 N_2 、 N_3 为 N_b 的邻居节点。各节点已解码并缓存的数据及当前各节点的播放点如图 1 所示。另外, N_a 和 N_b 向各自的邻居节点请求带宽以获得足够的编码数据包。由于节点 N_1 、 N_2 和 N_3 当前缓存数据量多于 N_a ,因此 N_a 可向 N_1 、 N_2 和 N_3 请求带宽,而节点 N_b 却只能向 N_2 和 N_3 请求带宽资源以获取编码数据包。 N_a 和 N_b 还需要向能够提供编码流数据的邻居节点申请一定的带宽,如果被请求的邻居节点有足够的带宽则按照请求值把编码数据包推送(Push)给 N_a 和 N_b 。由于节点通常会随机地向邻居节点进行请求,因此用概率模型说明随机请求可能会导致节点负载不均衡的问题。

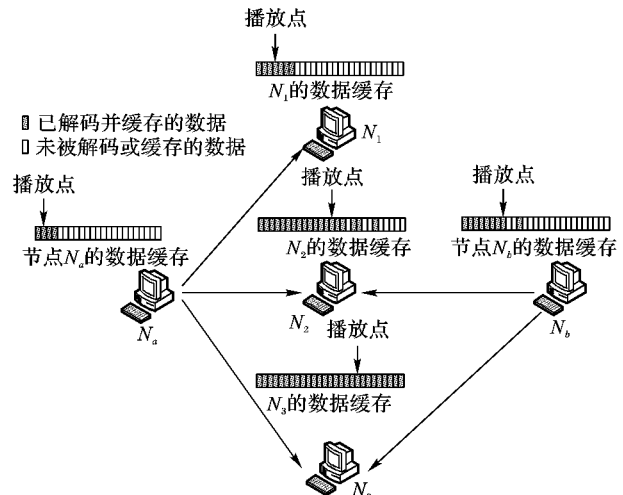


图1 节点 N_a 和节点 N_b 请求流数据

若假设视频流速率为 r ,而在一个固定时间周期 t (常数)内,节点要保证正常的视频播放至少需要获取到的编码流数据量为 urt (u 为流数据因子,且 $u \geq 1$),节点带宽负载 L 可定义为单位时间内节点同时收到流服务请求的数与请求的流数据量之积。另外,假设节点 i 的邻居中可以为其提供流数据服务的节点集合为 S_i ,该集合中节点个数为 $|S_i|$,节点 i 当前缓存流数据的进度(如:已经缓存的流媒体数据段的最大的编号)为 B_i ,定义随机变量 $X_{j,i}$ ($X_{j,i} \in \{0,1\}$),当 $X_{j,i} = 1$ 表示节点 j 被节点 i 选中作为节点 i 的数据服务节点,当 $X_{j,i} = 0$ 表示节点 j 未被节点 i 选中,则节点 j 成为节点 i 的流数据服务节点的概率等于:

$$P_{j,i} = P(X_{j,i} = 1 | |S_i| = k_i, B_j > B_i) = 1/k_i \quad (1)$$

则当 P2P 流媒体网络中存在 n 个节点时,节点 j 在一个时间段 t 内的带宽负载可表示为:

$$L_j = urt \sum_{i=1}^n P(X_{j,i} = 1 | |S_i| = k_i, B_j > B_i) = urt \sum_{i=1}^n 1/k_i \quad (2)$$

从式(2)可以分析出当一个节点 i 在观看视频过程中同时缓存的流媒体数据也在不断增加(B_i 也会不断地增加),而满足 $B_j > B_i$ 的邻居节点数量则会越来越少,也使得 k_i 的值不断减小。而如果采用随机选择邻居节点请求数据流,使得邻居节点 j 成为节点 i 的流数据服务节点的概率 $1/k_i$ 变大。可以看到,对于一个缓存值为 B_u 的节点 u 和一个缓存值为 B_v 的节点 v ,如果有 $B_u > B_v$ 在随机选择策略下通常会出现 $L_u > L_v$ 。特别是当 $B_u - B_v$ 越大, $L_u - L_v$ 也会越大,这意味着节点 u 和节点 v 的负载越不均衡。更严重的情况,如果节点 u 的上行带宽容量 O_u 小于节点 v 的上行带宽容量 O_v ,则导致节点 u 的上行带宽严重过载,而节点 v 的带宽的利用率却相对很低。

通过上述分析,可知在基于网络编码的 P2P 流媒体系统中,节点之间存在着一定的负载不均衡的问题。如果不对该问题进行有效的控制则会导致网络中出现较多的“热区”,而严重影响那些通过“热区”获取编码数据的节点的解码效率,从而进一步影响视频播放的质量。因此需要研究均衡节点负载的策略,尽可能避免“热区”出现。

3 过载节点的负载转移策略

3.1 网络场景说明及问题分析

本文考虑如图 2 所示的网络场景。

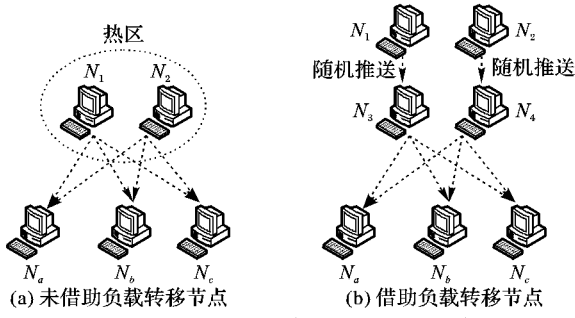


图2 热区出现及利用负载转移节点均衡负载

此时,网络中 \$N_a, N_b\$ 和 \$N_c\$ 向 \$N_1\$ 和 \$N_2\$ 申请分配一定的带宽并获得编码数据流。为了使得情况具有一般性,假设 \$N_a, N_b\$ 和 \$N_c\$ 请求的带宽不相同,三个节点分别向 \$N_1\$ 请求带宽值为 \$B_a^{N_1}, B_b^{N_1}, B_c^{N_1}\$, 而向 \$N_2\$ 请求带宽分别为 \$B_a^{N_2}, B_b^{N_2}, B_c^{N_2}\$。这里假设: \$B_a^{N_1} \leq B_b^{N_1} \leq B_c^{N_1}\$ 以及 \$B_a^{N_2} \leq B_b^{N_2} \leq B_c^{N_2}\$。为满足 \$N_a, N_b\$ 和 \$N_c\$ 的带宽请求, \$N_1\$ 必须分别给 \$N_a, N_b, N_c\$ 分配 \$B_a^{N_1}, B_b^{N_1}, B_c^{N_1}\$ 的带宽资源,而 \$N_2\$ 必须分别给 \$N_a, N_b, N_c\$ 分配 \$B_a^{N_2} \leq B_b^{N_2} \leq B_c^{N_2}\$ 的带宽资源。也即 \$N_1\$ 需要消耗 \$B_a^{N_1} + B_b^{N_1} + B_c^{N_1}\$ 带宽资源, \$N_2\$ 需要消耗 \$B_a^{N_2} + B_b^{N_2} + B_c^{N_2}\$ 带宽资源。假设 \$N_1\$ 和 \$N_2\$ 当前的可用带宽资源分别为 \$B_1\$ 和 \$B_2\$, 那么如果 \$B_1 \leq B_a^{N_1} + B_b^{N_1} + B_c^{N_1}\$、\$B_2 \leq B_a^{N_2} + B_b^{N_2} + B_c^{N_2}\$, 则会出现热区,如图 2(a) 所示。引入负载转移节点 \$N_3\$ 和 \$N_4\$, 所谓负载转移节点即是当前网络中可用带宽资源充裕的部分节点(本文在 3.3 节讨论寻找负载转移节点的方法)。\$N_1\$ 和 \$N_2\$ 为了控制带宽消耗同时又要尽可能满足 \$N_a, N_b, N_c\$ 的请求, \$N_1\$ 和 \$N_2\$ 分别将数据编码后推送给负载转移节点 \$N_3\$ 和 \$N_4\$。而 \$N_3\$ 和 \$N_4\$ 接收到编码数据之后,再将其响应给 \$N_a, N_b, N_c\$。通过引入负载转移节点后,节点 \$N_1\$ 和 \$N_2\$ 总共消耗的带宽分别为 \$B_c^{N_1}\$ 和 \$B_c^{N_2}\$。定义节点的带宽分配效率 \$\eta\$ 为引入负载转移节点前后所需消耗的带宽之比,则 \$N_1\$ 和 \$N_2\$ 的带宽分配效率分别为:

$$\eta_1 = B_c^{N_1} / (B_a^{N_1} + B_b^{N_1} + B_c^{N_1}) \quad (3)$$

$$\eta_2 = B_c^{N_2} / (B_a^{N_2} + B_b^{N_2} + B_c^{N_2}) \quad (4)$$

由于 \$B_a^{N_1} \leq B_b^{N_1} \leq B_c^{N_1}\$, 所以式(5)成立:

$$1/3 \leq B_c^{N_1} / (B_a^{N_1} + B_b^{N_1} + B_c^{N_1}) < 1 \quad (5)$$

当 \$B_a^{N_1} = B_b^{N_1} = B_c^{N_1}\$ 时, \$\eta_1 = 1/3\$, 此时借助负载转移节点先编码再进行数据推送服务之后,可以将节点 \$N_1\$ 所消耗的带宽资源降低为 \$N_1\$ 直接响应带宽资源请求节点所消耗带宽资源值的 \$1/3\$; 对于节点 \$N_2\$, 其带宽资源消耗同样降低为直接响应请求节点所消耗带宽值的 \$1/3\$。

在上述采用负载转移节点的例子中, 每一个请求节点所请求的带宽都不超过 \$B_{\max}\$, 除带宽请求值最大的节点最终从负载转移节点所获取的带宽正好等于请求的带宽值之外, 其他请求节点所获取到的带宽比请求的带宽都要多, 这样更有利于降低解码时延。对于源节点如 \$N_1\$, 只需要分配 \$B_{\max}\$ 的带宽资源并推送编码数据给负载转移节点即可实现; 而对于负载转移节点需付出 \$n \cdot B_{\max}\$ 的带宽 (\$n\$ 为带宽请求节点的个数)。上述网络编码方案的本质是将源节点的大部分带宽负载转移到负载转移节点。这对于有效降低负载过重的节点的带宽压力是很有效的。另外, 本策略会增加这些负载转移节点的带宽消耗, 特别当请求节点较多的时候可能会在较短时间内使得这些负载转移节点过载。因此, 为了达到既转移源节点的带宽负载又减轻中间节点的负载压力的目的, 必须适

当增加负载转移节点的数量, 并将负载压力分摊到多个负载转移节点。

定理 1 对于一个带宽过载的节点需要为 \$n\$ 个带宽请求节点服务时, 若存在多个负载较轻的节点能够与过载节点及请求节点相连, 则源节点从中任意选择 \$k\$ 个中间节点作为其负载转移节点。若采用适当的网络编码方案, 过载节点需分配给 \$n\$ 个请求节点的带宽不大于 \$k \cdot B_{\max}\$。

证明 选择如下数据编码和传输方案。网络中每一个中间节点连接特定的若干个请求数据的节点, 这里要求所有请求数据的节点能够连接到中间节点, 且单位时间内请求数据的多个节点分别将 \$B_{\max}\$ 的数据段以固定大小数据包的形式发送给每一个中间节点, 中间节点再将收到的数据包编码并发送给和自己连接的其他节点。其他节点接收到所有编码后的数据包后再解码出原始数据包。这样, 每一个节点都接收到不小于自己请求的带宽。而在整个过程中, 源节点总共消耗了 \$k \cdot B_{\max}\$ 的带宽。上述方案的带宽分配效率为:

$$\eta = k \cdot B_{\max} / \sum_{i=1}^n B_i \quad (6)$$

当负载转移节点数量增加时, 单个负载转移节点的负载压力将会大大降低, 平均每一个编码节点需要消耗 \$n \cdot B_{\max} / k\$ 的带宽资源。当 \$k\$ 值选择合理的时候, 中间节点是可以负担这些带宽负载的。

3.2 基于负载转移的过载节点带宽分配模型

P2P 流媒体网络中, 流媒体数据通常来自于多个数据服务节点(多个邻居节点)。而对于单独的流媒体数据又可以视为通过一个单源多播树结构进行分发。因此用一个树状结构描述 P2P 流媒体中的数据流分发, 同时过载节点、负载转移节点和请求节点构成了树状结构中的三个逻辑层次。如图 3 所示, 从上至下分别由网络中的过载节点 \$S\$、负载转移节点 (\$N_1, N_2, \dots, N_k\$) 和带宽请求节点 (\$P_1, P_2, \dots, P_n\$) 组成。另外, 由于在 P2P 流媒体网络中, 节点在向其他节点分发流媒体数据的同时也接受其他节点的流媒体数据服务, 因此在同一时刻, 节点可能既作为请求节点向其他节点请求带宽资源获得编码数据, 同时也是一个负载转移节点, 分担部分过载节点的带宽压力。

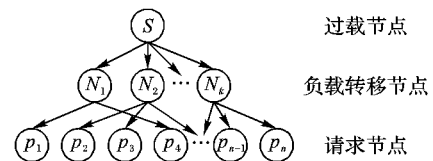


图3 基于负载转移策略的网络模型

若假设视频流速率为 \$r\$, 要保证正常的视频播放节点至少需要获取到的编码流数据量为 \$ur\$ (\$u \geq 1\$)。假设节点 \$P_1, P_2, \dots, P_n\$ 分别向过载节点 \$S\$ 请求的带宽分别为: \$x_k = (urx_1, urx_2, \dots, urx_n)\$, 其中 \$x_k\$ (\$k = 1, 2, \dots, n\$) 表示请求节点 \$P_k\$ 向节点 \$S\$ 请求的带宽占其整个请求带宽的比例。通常情况, P2P 流媒体系统中的节点 \$P_k\$ 不仅仅向一个节点请求数据, 所以满足 \$0 \leq x_k \leq 1\$。针对每个节点请求的带宽存在差异的情况, 本文采用一种阶梯型网络编码方式实现负载转移, 假设流媒体速率为 \$r\$, 阶梯型编码方式的具体操作如下:

步骤 1 定义 \$x_{\max} = \max\{x_1, x_2, \dots, x_k, \dots, x_n\}\$, 划分出 \$D\$ 个带宽区间: \$(0, r \cdot x_{\max}/D], (r \cdot x_{\max}/D, 2r \cdot x_{\max}/D], \dots, ((D-1)r \cdot x_{\max}/D, r \cdot x_{\max}]\$。那么 \$r \cdot x_1, r \cdot x_2, \dots, r \cdot x_k, \dots\$,

$r \cdot x_n$ 应分别属于某一个区间。本文将在后面继续讨论 D 的合适取值。

步骤2 对于同属于一个带宽区间的请求带宽值,取这些请求带宽值的最大值(或者该区间的最大极限值),过载节点 S 按照这个带宽值将编码数据传送给负载转移节点,中间节点编码后发送给所有同属于一个区间的请求节点,这样属于同一个区间的请求节点能从负载转移节点获得了不小于自己请求的带宽值的数据。按照这种方式,源节点为了满足所有 n 个请求节点所付出的带宽资源 C 为:

$$C = \sum_{h=1}^D hr \cdot x_{\max}/D \quad (7)$$

需要说明的是,因为在每一个区间内,所有节点请求的带宽都不大于该区间的最大值,故源节点为了满足某一区间内的所有节点的请求,它需要付出的上传带宽都不大于该区间的右侧值。比如在区间 $(kr \cdot x_{\max}/D, (k+1)r \cdot x_{\max}/D]$,源节点需要上传的带宽不会大于 $(k+1)r \cdot x_{\max}/D$,故源节点上传的带宽不会大于 D 个区间带宽极值之和。进一步将式(7)化简,对于过载节点 S 而言,它可以获知所有请求节点向其请求的带宽值,而如果区间数量 D 取定后, $r \cdot x_{\max}/D$ 为常数,所以:

$$C = r \cdot x_{\max}(D+1)/2 \quad (8)$$

此时带宽分配效率为:

$$\eta = C/L = ((D+1) \cdot x_{\max}) / (2 \sum_{k=1}^n x_k) \quad (9)$$

从式(9)可以分析出,当 D 取值越大,带宽分配效率 η 越高。当 $D=1$ 时,编码分配效率最高,也即是当不分区的时候,源节点按照最大请求带宽进行数据传输,每一个节点都接收到 $r \cdot x_{\max}$ 的带宽;同时,也表示当网络中只存在同一个负载转移节点且可以连接过载节点与所有请求节点。而这在 P2P 流媒体系统中通常不可能出现。即使存在这样一个中间节点,它的带宽负荷会非常严重,这说明不能够只划分出一个区间进行编码;另一方面,也不能够将区间数 D 取值过大,这样会降低带宽分配效率。在推导式(9)的过程中,没有考虑一个因素,即负载转移节点会依据区间最大值响应各个请求节点,这使得大多数请求节点最终获得的带宽值都会比自己请求的带宽大。这样也造成带宽的浪费,这部分浪费的带宽必须考虑进来。对于 D 个划分的带宽区间 $(0, r \cdot x_{\max}/D], (r \cdot x_{\max}/D, 2r \cdot x_{\max}/D], \dots, ((D-1)r \cdot x_{\max}/D, r \cdot x_{\max}]$,按照所属区间的不同,将 n 个节点请求的带宽重新编号,编号规则如下:

$$\begin{cases} x_1^1, x_2^1, \dots, x_{m_1}^1 \in (0, x_{\max}/D] \\ x_1^2, x_2^2, \dots, x_{m_2}^2 \in (x_{\max}/D, 2x_{\max}/D] \\ \vdots \\ x_1^D, x_2^D, \dots, x_{m_D}^D \in ((D-1)x_{\max}/D, x_{\max}] \end{cases} \quad (10)$$

而式(10)满足 $\sum_{k=1}^D m_k = n$ 。另外,在第 h 个区间里,每一个节点浪费的带宽等于: $hrx_{\max}/D - rx_1^h, hr x_{\max}/D - rx_2^h, \dots, hr x_{\max}/D - rx_{m_h}^h$ 。考虑到所有区间的节点浪费的总的带宽资源,对式(7)中 C 可以作如下数学推导:

$$\begin{aligned} C &= \sum_{h=1}^D hr \cdot \frac{x_{\max}}{D} + \sum_{h=1}^D \sum_{k=1}^{m_h} (hr \cdot x_{\max}/D - r \cdot x_k^h) = \\ &= \sum_{h=1}^D hr \frac{x_{\max}}{D} + \left[\sum_{k=1}^{m_1} (rx_{\max}/D - r \cdot x_k^1) + \right. \\ &\quad \left. \sum_{k=1}^{m_2} (2rx_{\max}/D - r \cdot x_k^2) + \dots + \sum_{k=1}^{m_D} (r \cdot x_{\max} - r \cdot x_k^D) \right] = \end{aligned}$$

$$r \frac{x_{\max}(D+1)}{2} + r \frac{x_{\max}}{D} \sum_{h=1}^D m_h h - r \cdot \sum_{k=1}^n x_k \quad (11)$$

特别需要说明的是,在上述推导过程中,存在:

$$\sum_{k=1}^{m_1} x_k^1 + \sum_{k=1}^{m_2} x_k^2 + \dots + \sum_{k=1}^{m_D} x_k^D = \sum_{k=1}^n x_k$$

而同时也存在:

$$\sum_{k=1}^{m_1} r \frac{x_{\max}}{D} + \sum_{k=1}^{m_2} 2r \frac{x_{\max}}{D} + \dots + \sum_{k=1}^{m_D} r x_{\max} = r \frac{x_{\max}}{D} \sum_{h=1}^D h m_h$$

因此最后可以得到实际的节点带宽资源分配效率为:

$$\eta = \frac{r \frac{x_{\max}(D+1)}{2} + r \frac{x_{\max}}{D} \sum_{h=1}^D h \cdot m_h - \sum_{k=1}^n r x_k}{\sum_{k=1}^n r x_k} = \frac{\frac{x_{\max}(D+1)}{2 \sum_{k=1}^n x_k} + \frac{x_{\max} \sum_{h=1}^D h \cdot m_h}{D \sum_{k=1}^n x_k} - 1}{1} \quad (12)$$

由式(12)可知,随着区间数量 D 的变大, $(x_{\max}(D+1)) / (2 \sum_{k=1}^n x_k)$ 的值增加, $x_{\max} \sum_{h=1}^D h \cdot m_h / (D \sum_{k=1}^n x_k)$ 则减小,所以理论上应存在一个合适 D 的取值,使得式(12)取值最小。

考虑一种普遍情况,可以认为 n 个节点请求的带宽近似满足均匀分布,也就是说 $x_k (k=1, 2, \dots, n)$ 在 $[0, 1]$ 区间内均匀取值,则 $m_1 = m_2 = \dots = m_D = n/D$,所以式(12)可表示为:

$$\begin{aligned} \eta &= x_{\max}(D+1) / \left(2 \sum_{k=1}^n x_k \right) + x_{\max} \sum_{h=1}^D h \cdot n / \left(D^2 \sum_{k=1}^n x_k \right) - \\ &= 1 = x_{\max}(D+1+n/D) / \left(2 \sum_{k=1}^n x_k \right) - 1 \quad (13) \end{aligned}$$

由于 $D + n/D \geq 2 \sqrt{D \cdot n/D} = 2\sqrt{n}$, 当且仅当 $D = n/D$ 时,即 $D = \sqrt{n}$ 时等号成立。也就是说,当分的区间数等于 \sqrt{n} 时,编码分配效率是最高的,故本文采用此时的分区间阶梯式的带宽分配方案,在此方案下的带宽分配效率为:

$$\eta = x_{\max}(\sqrt{n}+1)^2 / \left(2 \sum_{k=1}^n x_k \right) - 1 \quad (14)$$

因此,当区间数目 $D = \sqrt{n}$ 时,带宽分配效率最高。

3.3 负载转移节点的选取

采用负载转移策略后,过载节点的带宽负载降低了而负载转移节点的带宽负载提升起来,这有效均衡了网络中不同节点的负载。进一步讨论过载节点寻找负载转移节点的方法。在3.1节中,曾讨论过负载转移节点必须要满足可用带宽资源足够充足,能够负担得起一些下游节点的请求。为了使过载节点能够尽快找到带宽充裕的负载转移节点,可以利用 P2P 流媒体系统中的跟踪节点实现。在一个典型的 P2P 流媒体系统中,跟踪节点通常用于记录当前在线活动节点的信息。网络中的活动节点需要周期性地向跟踪节点发送活动消息以汇报自己的存在,节点在汇报自己存在的同时可以报告自己的可用带宽值,这样跟踪节点就能够同时记录下活动节点的可用带宽信息。若网络中出现节点过载,则过载节点向跟踪节点询问,跟踪节点则在自己的节点剩余带宽信息表里搜索出满足条件的节点信息发送给过载节点。过载点接收

到这些节点信息后,主动联系这些节点并将编码数据推送至这些负载转移节点。这些负载转移节点根据过载节点通告的带宽分配方案,分别负责服务某一个带宽区间 $(kr \cdot x_{\max}/D, (k+1)r \cdot x_{\max}/D)$ ($0 \leq k \leq D$) 的请求节点。另外,由于在线节点的可用带宽信息是附加在主动消息 (Active_Message) 内的,因此基本不会带来额外的开销。因此这种选取负载转移节点的方法是可行的。

3.4 基于负载转移的过载节点带宽分配算法

通过 3.1~3.3 节的描述,可以得到一个基于负载转移的带宽资源分配算法,该算法首先找到过载节点和负载转移节点(潜在的能够承担过载节点带宽资源负荷的节点),然后利用阶梯型网络编码方式实现负载转移。算法执行流程如下:

步骤 1 寻找过载节点,并形成集合 O_1, O_2, \dots, O_n ;

步骤 2 利用 3.3 节的策略寻求负载转移节点 P_1, P_2, \dots, P_m ;

步骤 3 利用 3.2 节描述的带宽请求区间的计算方法,得到向 O_1, O_2, \dots, O_n 请求带宽资源的多个节点的带宽请求分配值;

步骤 4 利用 3.2 节描述的阶梯型编码方式,由过载节点 O_1, O_2, \dots, O_n 将带宽请求量转移至步骤 2 寻找出的负载转移节点 P_1, P_2, \dots, P_m 。

4 实验结果与讨论

本文采用 Matlab 构建了一个离散事件仿真系统,对本文采用的网络场景和提出的算法进行仿真。通过数值仿真讨论带宽分配效率和请求节点数量 n 之间的关系。本文采用数值仿真的方法,固定 n 的取值,然后随机产生多组请求值组合 $x = (x_1, x_2, \dots, x_n)$,将每一组得到的结果累计起来取平均值,作为 n 取该值情况下的编码分配效率。然后对于每一个 n 取值从 1 到 100,重复上面的计算过程,就能够得到编码分配效率随请求节点数量变化的趋势。带宽分配效率和节点带宽负载程度成反比,节点带宽负载程度越低,也即是带宽分配效率越高,表明节点的带宽负载进行了有效分担。节点带宽负载程度与请求节点数量的关系如图 4 所示。

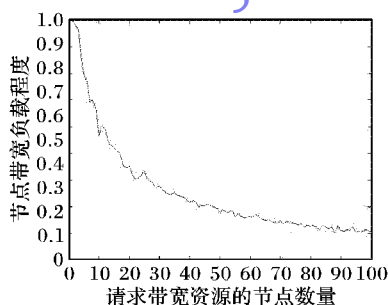


图4 节点带宽负载程度随请求节点数量的变化趋势

从图 4 可以得到如下的结论:1)当请求节点数量小于 5 个时,采用网络编码与不采用网络编码时的节点负载程度几乎一致,并没有什么优势。2)随着请求带宽资源的节点数量增加,带宽分配效率会提高,从而使得节点的平均带宽负载程度降低。当请求节点达到 100 个时,采用本文提出的带宽转移策略后,源节点消耗的带宽只有直接响应请求节点所耗费带宽资源的 20%,也即是表明 80% 的带宽资源通过带宽转移节点进行了分担。这样过载节点可以服务更多的请求节点。

3)当请求带宽资源的节点数量继续增加,可以发现带宽分配效率变化非常缓慢,几乎固定不变。

通常而言,在 P2P 网络中,一个拥有源数据的节点服务的下游节点数一般介于 10 到 60。从图 4 可知,采用网络编码方案,过载节点耗费的带宽只有直接响应时的 27%~65%,通过引入负载转移节点能够有效地转移负载。为了方便查阅,本文给出理论分析得到的网络中节点的带宽负载程度与请求节点数量的变化关系如表 1 所示。

表 1 不同节点数量时的带宽负载程度

节点数量 的十位	节点数量的个位						
	0	1	2	3	4	5	6
0	—	1.000	0.985	0.966	0.871	0.805	0.765
1	0.564	0.604	0.589	0.551	0.530	0.519	0.510
2	0.451	0.421	0.403	0.407	0.414	0.399	0.399
3	0.362	0.355	0.345	0.346	0.354	0.341	0.339
4	0.323	0.316	0.297	0.301	0.302	0.309	0.302
5	0.289	0.277	0.285	0.263	0.273	0.264	0.257
6	0.270	0.259	0.250	0.247	0.248	0.244	0.240
7	0.236	0.243	0.237	0.238	0.236	0.231	0.235

5 结语

采用了网络编码的 P2P 流媒体应用中,在线节点容易出现的带宽资源利用不均衡的问题,本文针对此问题进行研究。先通过构建数学模型分析了节点进行资源请求和分配时候的场景,通过求解该模型得到了带宽分配区间和带宽分配效率之间的关联关系,从而给出了一种基于负载转移的带宽资源请求分配策略。另外,本文通过构建一个基于 Matlab 的离散事件仿真平台对策略进行验证,实验结果表明本文提出的策略能有效降低过载节点的带宽资源使用,达到均衡利用节点带宽资源的目的。

参考文献:

- [1] CHENG X, LIU J. Exploring interest correlation for peer-to-peer socialized video sharing [J]. ACM Transactions on Multimedia Computing, Communications and Applications, 2012, 8(1): Article No. 5.
- [2] HEI X, LIANG C, LIANG J, et al. A measurement study of a large-scale P2P IPTV system [J]. IEEE Transactions on Multimedia, 2010, 9(8): 1672-1687.
- [3] LIU Z, WU C, LI B, et al. UUSec: large-scale operational on-demand streaming with random network coding [C]// INFOCOM'10: Proceedings of the 29th Conference on Information Communications. Piscataway: IEEE, 2010: 2070-2078.
- [4] XIE S, LI B, KEUNG C Y, et al. Coolstreaming: design, theory and practice [J]. IEEE Transactions on Multimedia, 2007, 9(8): 1661-1671.
- [5] AHLSSWEDE R, CAI N, LI S-Y R. Network information flow [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2000, 46(4): 1204-1216.
- [6] NGUYEN A T, LI B, ELIASSEN F. Chameleon: adaptive peer-to-peer streaming with network coding [C]// INFOCOM'10: Proceedings of the 29th Conference on Information Communications. Piscataway: IEEE, 2010: 2088-2096.

Fulkerson 算法进行计算,只能针对网络链路容量为整数的情形,求出的结果也是整数,从而求出的可达信息率区域中的边界点均为整数,事实上可达信息率区域是连续的,其边界点的坐标是实数。因此本文求出的边界点是比较粗略的,导致导出的可达信息率区域在边界处不是很精确,但在 R 的内部是精确的,既可以是整数,也可以是实数。尽管如此,在实际应用中,由于组播率是一个整数,从而求出的可达信息率区域能满足要求:当多个源点发送数据具有某一优先级顺序时,可以根据这一优先级顺序在 R 中选取各源点的组播率,并使网络的吞吐率达到最大。

为了更精确地描述可达信息率区域的边界,一种最简单的办法是通过缩短单位时间,使得各链路的容量所表示的数值增大,例如,若取单位时间为 Δt 的情况下,某 2 条链路的容量分别为 1.5 和 3,取单位时间为 $\Delta t/2$ 时,则它们的容量分别表示为 3 和 6,通过这样的处理,运用本文算法求出的边界 C 可能会更精确。若要更加完善地解决这个问题,还需要进一步地进行研究。

6 结语

针对多个源点传输信息至同一宿点集的多源多宿组播网络,给出了采用网络编码实现数据传输的可达信息率区域的计算方法,并给出了构造线性网络编码方案的策略。通过理论分析与推导,把求解多源多宿组播网络编码的可达信息率区域的问题转化成一个多目标优化问题,其多目标优化问题的解就是可达信息率区域的边界。提出了两种求解多目标优化问题的方法:枚举法和基于遗传算法的多目标优化算法。在求出的可达信息率域内选定各源点的组播率向量后,可以利用单源组播网络的线性网络编码构造方法来构造出多源多宿组播网络的线性网络编码方案。本文提出的方法依赖于求网络的最大流,从而只能求出坐标为整数的边界点,即得出的可达信息率区域在边界处较为粗略,如何得到更为精确的可达信息率区域边界,则是下一步的研究内容。

参考文献:

- [1] AHLISWEDE R, CAI N, LI S-Y R, *et al.* Network information flow [J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2000, 46(4): 1204 – 1216.
- [2] JAGGI S, SANDERS P, CHOU A, *et al.* Polynomial time algorithms for multicast network code construction [J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2006, 51(6): 1973 – 1982.
- [3] HO T, MEDARD M, KOETTER R, *et al.* A random linear network coding approach to multicast [J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2006, 52(10): 4413 – 4430.
- [4] RAYMOND W Y. *Information theory and network coding* [M]. Berlin: Springer, 2010: 505 – 545.
- [5] YAN X, YANG J, ZHANG Z. An outer bound for multisource multi-sink network coding with minimum cost consideration [J]. *IEEE Transaction on Information Theory*, 2006, 52(6): 2373 – 2385.
- [6] YAN X, YEUNG R W, ZHANG Z. The capacity region for multi-source multi-sink network coding [C]// *ISIT 2007: Proceedings of the 2007 IEEE International Symposium on Information Theory*. Piscataway: IEEE, 2007: 116 – 120.
- [7] ROMANMOORTHY A, JAIN K, CHOU P A. Separating distributed source coding from network coding [J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2006, 52(6): 2785 – 2795.
- [8] YOUAIL R S, CHUNG W, TAO S G. Achieving the information rate region for two sources two sinks network coding: An extended work [C]// *ICIEA 2009: Proceedings of the 4th IEEE Conference on Industrial Electronics and Applications*. Piscataway: IEEE, 2009: 768 – 772.
- [9] HUANG S R. *Network coding for multiple unicast over directed acyclic networks* [D]. Ames: Iowa State University, 2013.
- [10] HUANG S Y, RAMAMOORTHY A. An achievable region for the double unicast problem based on a minimum cut analysis [J]. *IEEE Transaction on Communications*, 2013, 61(7): 2890 – 2899.
- [11] PU B, WANG W, YANG L. Optimal construction of linear network coding for multi-source multi-sink multicast networks [J]. *Systems Engineering and Electronics*, 2011, 32(2): 380 – 385. (蒲保兴,王伟平,杨路明.多源多宿组播网络线性编码优化构造[J].系统工程与电子技术,2010,32(2):380–385.)
- [12] DEB K. A fast and elitist multi-objective genetic algorithm: NSGA-II [J]. *IEEE Transaction on Evolutionary Computation*, 2002, 6(2): 182 – 197.
- [13] XIE J, XING W, WANG Z. *Network optimization* [M]. Beijing: Tsinghua University Press, 2007: 125 – 136. (谢金星,邢文训,王振波.网络优化[M].北京:清华大学出版社,2007:125–136.)
- [14] LI M, KOU J, LI D, *et al.* *The basic theory and application of genetic algorithm* [M]. Beijing: Science Press, 2002: 26 – 44. (李敏强,寇纪淦,林丹,等.遗传算法的基本理论与应用[M].北京:科学出版社,2002:26–44.)
- [7] THOMOS N, CHAKARESKI J, FROSSARD P. Prioritized distributed video delivery with randomized network coding [J]. *IEEE Transactions on Multimedia*, 2011, 13(4): 776 – 787.
- [8] WANG M, LI B. R2: random push with random network coding in live peer-to-peer streaming [J]. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2007, 25(9): 1655 – 1666.
- [9] CLEJU N, THOMOS N, FROSSARD P. Selection of network coding nodes for minimal playback delay in streaming overlays [J]. *IEEE Transactions on Multimedia*, 2011, 13(5): 1103 – 1115.
- [10] WU C, LI B, LI Z. Dynamic bandwidth auctions in multioverlay P2P streaming with network coding [J]. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 2008, 19(6): 806 – 820.
- [11] WU C, LI Z, QIU X, *et al.* Auction-based P2P VoD streaming: incentives and optimal scheduling [J/OL]. *ACM Transactions on Multimedia Computing, Communications and Applications*, 2012, 8(1). [2014 – 12 – 06]. <http://pages.cpsc.ucalgary.ca/~zongpeng/publications/tomccap-2012-streaming.pdf>.
- [12] D'ACUNTO L, VINKÓ T, SIPS H. Bandwidth allocation in bit torrent-like VoD systems under flashcrows [C]// *Proceedings of the 2011 IEEE International Conference on Peer-to-Peer Computing*. Piscataway: IEEE, 2011: 192 – 201.
- [13] MA R T B, LEE S C M, LUI J C S, *et al.* Incentive and service differentiation in P2P networks: a game theoretic approach [J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2006, 14(5): 978 – 991.

(上接第 1513 页)