

P2P 流媒体网络中基于博弈理论的带宽请求分配策略

陈卓^{*①③} 冯钢^① 周江^① 周杨^②

^①(电子科技大学通信抗干扰技术国家级重点实验室 成都 611731)

^②(佐治亚理工学院计算科学学院 亚特兰大 美国 30332)

^③(重庆理工大学计算机科学与工程学院 重庆 400054)

摘要: 基于对等网(P2P)技术的视频流媒体系统以其较低的服务器开销和良好的可扩展性被广泛应用。但由于在这类系统中普遍存在节点的资源及视频播放位置的异构性,使得节点负载均衡的问题极易发生,进而严重影响到节点的视频播放质量。该文重点研究面向节点负载均衡的节点带宽请求分配策略,将服务请求节点竞争服务提供节点带宽的行为建模为一个非协作博弈,通过寻求该博弈问题的 Nash 均衡解的方法确定优化的带宽请求分配(GBRA)策略。通过和典型的带宽请求分配策略进行实验对比,数值结果表明该文提出的 GBRA 策略能有效改善 P2P 流媒体网络节点负载不均的问题并降低节点获取所需视频数据的平均延迟。

关键词: 对等网(P2P); 视频流媒体; 博弈理论; 带宽请求分配

中图分类号: TN915

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2013)07-1725-07

DOI: 1013724/SP.J.1146.2012.01586

Game Theoretical Bandwidth Request Allocation Policy in P2P Streaming Network

Chen Zhuo^{①③} Feng Gang^① Zhou Jiang^① Zhou Yang^②

^①(National Key Laboratory of Science and Technology on Communications, University of Electronic Science and Technology of China, Chengdu 611731, China)

^②(College of Computing, Georgia Institute of Technology, Atlanta GA 30332, USA)

^③(College of Computer Science and Engineering, Chongqing University of Technology, Chongqing 400054, China)

Abstract: Due to the merits of lower bandwidth consumption at streaming server and higher scalability, P2P streaming systems are widely adopted and deployed. However, the heterogeneity of bandwidth resource and playback position at peers may easily lead to load unbalancing problem. This may severely deteriorate video playback quality at peers. This paper focuses on the issue of bandwidth request allocation, aiming at substantially balancing the load at the peers in P2P streaming network. The problem of contending service from multiple neighboring peers is modeled as a non-cooperative game, and the optimal bandwidth request allocation policy, called Game based Bandwidth Request Allocation (GBRA), is obtained through searching the Nash equilibrium of this game. Numerical results show that the proposed policy can effectively improve the load balancing of the P2P streaming networks and decrease the latency of streaming data retrieval at peers when compared with the classical bandwidth request allocation policies.

Key words: Peer-to-Peer (P2P) network; Video streaming; Game theory; Bandwidth request allocation

1 引言

近年来,基于对等网(P2P)技术的视频流媒体应用已成为最重要和应用最广泛的互联网应用。在这类系统中,节点通过应用层组织成一个独立于底

层网络拓扑的树状或网状重叠网络实现流媒体数据分发。节点从邻居节点处获取视频流数据的同时也利用自己的上行带宽将所缓存的视频流数据分发给邻居节点,这使得流媒体服务器的单点带宽消耗显著下降。正是因为基于 P2P 技术的流媒体系统具有良好的可扩展性、较低的服务器带宽开销等优势,目前众多的视频流媒体服务^[1-3]均采用该技术加以实现。虽然 P2P 流媒体系统具有诸多优势,但由于

2012-12-07 收到, 2013-03-19 改回

国家自然科学基金重点项目(60833002), 国家科技重大专项(2010ZX03003-003)和重庆教委科学研究项目(KJ120825) 资助课题

*通信作者: 陈卓 chenzhuo@cqut.edu.cn

用户节点在选择邻居及缓存视频数据时存在较大的异构性,使得网络中各节点的负载差异较大。如果节点负载不均衡的问题在网络中多处出现,则会导致大量的流媒体数据分发受到限制,进而直接影响到部分用户的 QoS^[4]。如何有效降低节点负载不均衡的问题从而提高 P2P 流媒体系统的服务能力仍是一个开放的研究课题^[4]。对于 P2P 流媒体系统中节点负载均衡的研究实际包括邻居优选策略和带宽请求分配策略这两方面的研究。学界已经就前者进行了深入研究^[4,5]。而对于后者,目前这方面的研究仍比较缺乏。另外,博弈理论^[6]是应用数学的一个分支,适合于研究具有竞争或对抗性质的各种行为。近几年学界尝试将博弈理论应用于 P2P 系统的建模分析和协议设计^[7-9]。但已有的基于博弈理论的相关研究均没有关注到 P2P 流媒体网络中节点负载均衡的问题。本文基于博弈理论的思想,将 P2P 流媒体系统中请求视频流的节点视为博弈参与者,并把这些节点向能提供服务的邻居节点请求视频流的行为建模为一个非协作博弈。系统中任意节点 P 的服务能力与其自身带宽资源和当前负载相关,也即如果节点 P 的带宽资源越少或者当前负载越大,则其它节点从 P 获取视频流的延迟也会越大。对于延迟敏感的 P2P 视频应用,节点有意愿对自己带宽资源请求进行优化决策,使自己在尽可能短的延迟内获得所需的视频流数据^[10]。本文通过寻求该博弈问题的 Nash 均衡解的方法得到节点优化的带宽请求分配策略,并将该策略称为 GBRA (Game based Bandwidth Request Allocation)。最后通过对比实验将 GBRA 和其它典型的策略进行对比以表明其优势。

本文在第 2 节描述基于非协作博弈的模型并求解该博弈问题的 Nash 均衡解,第 3 节给出一个基于博弈模型的分布式带宽请求分配算法。第 4 节描述评估实验及相关数值结果。

2 基于博弈模型的带宽请求分配策略

2.1 网络模型

定义 1 定义视频流请求节点集合 D 和视频流服务节点集合 S 。P2P 流媒体网络中的节点按当前请求和提供视频流的行为,从逻辑上分别属于集合 D 和集合 S 。由于实际的 P2P 流媒体网络中,一个节点在请求视频流数据的同时也可能为其它节点提供视频流服务,因此一个节点从逻辑上可以同时属于集合 D 和 S 。图 1 中,集合 D 中的某个节点 D_j 可以向集合 S 中的节点发出带宽资源请求,且 D_2 同时也是 S_8 , D_3

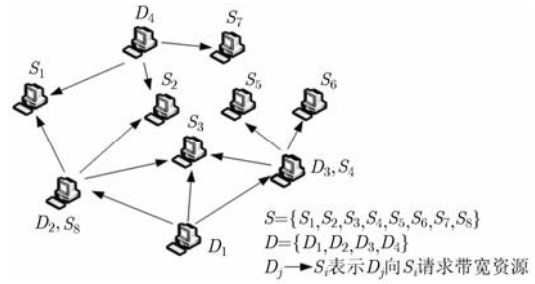


图 1 集合 D 中的节点向集合 S 中的节点请求带宽资源

同时也是 S_4 。因为节点不能向自己请求服务,所以规定节点向自己请求的数据流为零。

定义 2 定义 $N(D_j)$ 是能为节点 D_j 提供视频服务的邻居节点组成的集合, $N(D_j) \subseteq S$ 。定义向节点 S_i 请求视频流的邻居节点组成的集合为 $N(S_i)$, $N(S_i) \subseteq D$ 。

定义 3 某个节点 $D_j (D_j \in D)$, 为保证流畅的视频播放从集合 $N(D_j)$ 中的节点所获取到的总带宽应等于视频流速率 r 。定义 v_{ji} 是节点 D_j 向 $S_i (S_i \in N(D_j))$ 请求的带宽资源占比,也即如果 D_j 向 S_i 分配的带宽请求值为 r_{ji} , 则 $v_{ji} = r_{ji} / r$ 。另外,

$$\sum_{S_i \in N(D_j)} v_{ji} = 1, 0 \leq v_{ji} \leq 1$$

对于某个节点 S_i , 其服务能力与其带宽资源 O_i 成正比并与当前该节点的负载成反比。随着 S_i 负载的提高,请求节点 D_j 从 S_i 获取到自己所需的视频流数据的延迟也会增加。基于这样的分析,本文将任一服务节点 S_i 视作一个 M/M/1 排队系统。这表示 S_i 收到来自于 $N(S_i)$ 中节点的视频数据调度请求服从泊松过程。而 S_i 响应视频调度的时间则服从指数分布。特别说明,若节点成功完成一次视频数据调度(即从服务节点处获得一个视频数据块)所需的带宽资源为 w 。如果服务节点 S_i 分配给请求节点 D_j 的带宽资源为 u_{ji} , 且 $u_{ji} = kw (k$ 为变量且满足 $kw \leq O_i)$, 则节点 S_i 在调度周期内就可以向 D_j 请求调度 k 次,当 k 的值越大表示服务节点 S_i 分配给节点 D_j 的带宽资源越多,意味着 D_j 调度的次数越多,也即 S_i 收到 D_j 的调度请求越频繁。

定义 r_{-ji} 表示除 D_j 之外 S_i 的其它邻居节点(即: $N(S_i) \setminus \{D_j\}$)向 S_i 请求的带宽资源总和,并且定义 $\Delta O_i^j = O_i - r_{-ji}$, 则有 $O_i - \sum_{D_v \in N(S_i)} r \cdot v_{vi} = \Delta O_i^j - r \cdot v_{ji}$ 。根据 M/M/1 排队系统中用户服务等待时间的结论, D_j 通过 S_i 获取视频数据流的时间延迟 $F_{ji}(V)$ 可表示为

$$F_{ji}(\mathbf{V}) = \begin{cases} \frac{1}{\Delta O_i^j - r \cdot v_{ji}}, & \Delta O_i^j > r \cdot v_{ji} \\ \infty, & \Delta O_i^j \leq r \cdot v_{ji} \end{cases} \quad (1)$$

2.2 带宽请求分配策略

本文基于博弈理论的思想对节点带宽请求分配的问题进行建模分析。在 P2P 流媒体系统中, 请求视频流服务的节点 D_1, \dots, D_m 通常位置分散且独立进行决策, 它们很难统一协商并达成大家共同遵守的契约。因此基于非协作博弈分析节点如何向服务节点分配自己的带宽资源请求的问题更为合适。本文给出如下定义:

(1) 参与者(player): D_1, \dots, D_m 。

(2) 策略(strategy): v_1, \dots, v_m 对于节点 D_j ($D_j \in D$), 存在向量 $\mathbf{v}_j = [v_{j1}, v_{j2}, \dots, v_{j|N(D_j)|}]$, 且满足 $\sum_{S_i \in N(D_j)} v_{ji} = 1, 0 \leq v_{ji} \leq 1$, 则 \mathbf{v}_j 为节点 D_j 的一个可行的带宽请求分配策略。定义 Y^j 为节点 D_j 可行的带宽请求分配策略空间。

(3) 效用(utility): 由于 P2P 视频流应用属于延迟敏感类网络应用, 也即播放点经过之后获得的视频数据变得无效。因此节点总是希望自己获得所需视频数据的延迟更小一些, 这样可以使得视频播放更为流畅, 这导致节点有意愿通过不断调整自己的带宽请求分配策略以降低获取视频数据的延迟。结合式(1), 当 $\Delta O_i^j > r \cdot v_{ji}$ 时节点 D_j 的效用函数可表示为

$$F_j(\mathbf{V}) = \sum_{S_i \in N(D_j)} v_{ji} \cdot F_{ji}(\mathbf{V}) = \sum_{S_i \in N(D_j)} \frac{v_{ji}}{\Delta O_i^j - r \cdot v_{ji}} \quad (2)$$

另外, 式(2)需要满足的条件为: (1) $\sum_{S_i \in N(D_j)} v_{ji} = 1, 0 \leq v_{ji} \leq 1$; (2) $v_{ji} \geq 0, i = 1, 2, \dots, |N(D_j)|$ 。其中条件(1)要求 D_j 向提供服务的邻居节点所请求的带宽资源总和等于视频流速率 r 。条件(2)要求 D_j 向提供服务的邻居节点请求的带宽资源不能为负。本文称上述博弈模型为节点的带宽请求分配博弈。

定义 4 向量 $\mathbf{V}^* = [v_1^*, v_2^*, \dots, v_m^*]$ 为带宽请求分配博弈的一个 Nash 均衡, 当对于集合 D 中的节点 D_1, \dots, D_m 的带宽请求分配策略满足式(3):

$$\mathbf{v}_j^* \in \arg \min_{\mathbf{v}_j \in Y^j} F_j(\mathbf{v}_1^*, \dots, \mathbf{v}_{j-1}^*, \mathbf{v}_j, \mathbf{v}_{j+1}^*, \dots, \mathbf{v}_m^*) \quad (3)$$

该 Nash 均衡解的意义可解释为在 $(\mathbf{v}_1^*, \dots, \mathbf{v}_{j-1}^*, \mathbf{v}_{j+1}^*, \dots, \mathbf{v}_m^*)$ 给定的条件下, 任意节点 D_j 不能通过改变带宽请求分配策略 \mathbf{v}_j ($\mathbf{v}_j \neq \mathbf{v}_j^*$), 使自己获得所需视频流数据的延迟更小。为了找到 Nash 均衡下的节点带宽请求分配策略 \mathbf{v}_j^* , 本文进一步求解该优化问题。

定理 1 节点的带宽请求分配博弈在给约束条

件下存在 Nash 均衡解。

证明 根据式(2), 由于当 $i = 1, 2, \dots, n$ 时, $F_j(\mathbf{V})$ 二阶连续可导。且 $\frac{\partial F_j(\mathbf{V})}{\partial v_{ji}} \geq 0, \frac{\partial^2 F_j(\mathbf{V})}{(\partial v_{ji})^2} \geq 0$ 。因此

$F_j(\mathbf{V})$ 的 Hessian 矩阵是半正定的, 这表明 $F_j(\mathbf{V})$ 为凸函数。另外约束条件为凸集。因此可以通过寻求 F_j 的最优解, 该最优解则为节点带宽请求分配博弈的 Nash 均衡解。证毕

定理 2 当视频流速率为 r , 且能为 D_j 提供视频服务的某个邻居节点 S_i ($S_i \in N(D_j)$), 当前可用带宽资源为 ΔO_i^j 时, $\mathbf{v}_j^* = (v_{j1}^*, v_{j2}^*, \dots, v_{j|N(D_j)|}^*)$ 为节点 D_j 在 Nash 均衡下的带宽请求分配策略, 且

$$v_{ji}^* = \frac{1}{r} \left[\Delta O_i^j - \frac{\sqrt{\Delta O_i^j} \left(\sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} \Delta O_i^j - r \right)}{\sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} \sqrt{\Delta O_i^j}} \right]$$

k 满足 $\frac{\sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} \sqrt{\Delta O_i^j}}{\sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} \Delta O_i^j - r} \leq \frac{1}{\sqrt{\Delta O_k^j}}$ 。

证明 结合式(2)及相关条件(1)和条件(2), 引入拉格朗日算子 (Lagrange multipliers) λ 和 $\mu_1, \dots, \mu_{|N(D_j)|}$, 得到如下拉格朗日函数:

$$\begin{aligned} L(v_{j1}, \dots, v_{j|N(D_j)|}, \lambda, \mu_1, \dots, \mu_{|N(D_j)|}) \\ = \sum_{S_i \in N(D_j)} \left(\frac{v_{ji}}{\Delta O_i^j - r \cdot v_{ji}} \right) \\ - \lambda \left(\sum_{S_i \in N(D_j)} v_{ji} - 1 \right) - \sum_{S_i \in N(D_j)} \mu_i v_{ji} \end{aligned} \quad (4)$$

依据 Karush-Kuhn-Tucker (KKT) 条件, 对于节点 D_j , 其最优的带宽请求分配策略 v_{ji}^* 应满足如下条件: (1) $\frac{\partial L}{\partial v_{ji}} = \frac{\Delta O_i^j}{(\Delta O_i^j - r \cdot v_{ji})^2} - \lambda - \mu_i = 0, i = 1, \dots, |N(D_j)|$; (2) $\sum_{i \in N(D_j)} v_{ji} = 1$; (3) $\mu_i v_{ji} = 0$; (4) $\mu_i \geq 0$; (5) $v_{ji} \geq 0, i = 1, \dots, |N(D_j)|$ 。

根据条件(1), 可得到 $\lambda = \frac{\Delta O_i^j}{(\Delta O_i^j - r \cdot v_{ji})^2} - \mu_i$,

也即有 $\lambda \leq \frac{\Delta O_i^j}{(\Delta O_i^j - r \cdot v_{ji})^2}$ 。又根据条件(3), 当 $v_{ji} > 0$ 时, 则 $\mu_i = 0$, 也即有当 $v_{ji} > 0$ 时, $\lambda = \frac{\Delta O_i^j}{(\Delta O_i^j - r \cdot v_{ji})^2}$ 。进一步可得到

$$v_{ji} = \frac{1}{r} \left(\Delta O_i^j - \sqrt{\Delta O_i^j} \cdot \frac{1}{\sqrt{\lambda}} \right) \quad (5)$$

本文重点关注当 $v_{ji} > 0$ 时的优化解。为了得到 v_{ji} ，还需要进一步推导出式(5)中 $1/\sqrt{\lambda}$ 的值。 D_j 获取提供服务的邻居节点当前的负载信息并依据剩余带宽从大到小将这些提供服务的邻居节点进行排列。假设排列顺序为 $S_1, S_2, \dots, S_{|N(D_j)|}$ ，也即 $\Delta O_1^j \geq \Delta O_2^j \geq \dots \geq \Delta O_{|N(D_j)|}^j$ ，对于某个理性的请求节点 D_j ，向这 $|N(D_j)|$ 个服务节点分配的带宽请求应满足 $v_{j1} \geq \dots \geq v_{jk} \geq \dots \geq v_{j|N(D_j)|}$ 。又由于节点 D_j 只需要从 $|N(D_j)|$ 个获取到的带宽资源总和等于视频流速率 r 即可，则存在某个服务节点 $S_k (1 < k \leq |N(D_j)|)$ ， $v_{jk}, \dots, v_{j|N(D_j)|}$ 均等于 0。根据条件(1)有式(6)成立。

$$\frac{1}{\sqrt{\lambda}} = \frac{\sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} \Delta O_i^j - \sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} v_{ji} \cdot r}{\sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} \sqrt{\Delta O_i^j}} \quad (6)$$

又由于 $\sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} v_{ji} = 1$ ，因此 $\frac{1}{\sqrt{\lambda}} = \frac{\sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} \Delta O_i^j - r}{\sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} \sqrt{\Delta O_i^j}}$ 成立。结合式(5)，则式(7)成立。

$$v_{ji} = \frac{1}{r} \left[\Delta O_i^j - \frac{\sqrt{\Delta O_i^j} \left(\sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} \Delta O_i^j - r \right)}{\sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} \sqrt{\Delta O_i^j}} \right] \quad (7)$$

继续给出求解 v_{ji} 时， k 应该满足的条件。根据 KKT 条件(1)和条件(3)，若当 $S_i \in \{S_k, \dots, S_{|N(D_j)|}\}$ ，有 $v_{ji} = 0$ ，由于 $\lambda \leq \frac{\Delta O_i^j}{(\Delta O_i^j - r \cdot v_{ji})^2}$ ，则 $\sqrt{\lambda} \leq \frac{1}{\sqrt{\Delta O_i^j}}$ 成立，若令 $i=k$ ，则得到 $\sqrt{\lambda} \leq \frac{1}{\sqrt{\Delta O_k^j}}$ 成立。再根据式(6)

$$\sqrt{\lambda} = \frac{\sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} \sqrt{\Delta O_i^j}}{\sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} \Delta O_i^j - \sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} v_{ji} \cdot r}$$

成立。且由于 $\sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} v_{ji} = 1$ ，进一步可得到 k 应该满足

$$\frac{\sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} \sqrt{\Delta O_i^j}}{\sum_{S_i \in \{S_1, \dots, S_k\}} \Delta O_i^j - r} \leq \frac{1}{\sqrt{\Delta O_k^j}} \quad (8)$$

当 k 满足式(8)的情况下，通过式(7)可求得节点 D_j 在 Nash 均衡下的带宽请求分配策略。证毕

3 分布式带宽请求分配算法

本节给出基于博弈理论的节点带宽请求分配算

法。需要说明的是实际的 P2P 流媒体系统中节点请求数据是由多个请求周期(轮次)构成的。而本文在第 2 节讨论的博弈模型和 Nash 均衡解实际上是在每一个请求周期内节点根据当前周期内能够提供视频流服务的邻居节点及其负载进行的阶段博弈。由于 P2P 流媒体系统的动态性要求节点在每个请求周期内都需要再次进行博弈并寻求在每个请求周期内的 Nash 均衡解。这里给出节点在单个请求周期内的带宽请求分配算法，伪码如表 1 所示。

表 1 带宽请求分配算法的伪码

基于博弈理论的带宽请求分配策略(GBRA)的算法描述

Input:

r_j : 节点 D_j 需请求的视频流速率，等于 D_j 向能够提供视频流服务的邻居节点所请求的带宽资源总和。

NS_j : 在当前请求周期内，能够为节点 D_j 提供视频服务的邻居节点集合，该集合中节点数量为 $|NS_j|$ 。

v_{ji} : 节点 D_j 向某个在当前请求周期内能够提供服务的邻居节点 S_i 所请求的带宽资源占比。

Output:

A_{ji} : 节点 D_j 向某个能够提供服务的邻居节点 $S_i (S_i \in NS_j)$ 分配的带宽资源请求， $A_{ji} = r_j v_{ji}$ 。

节点 P_j 和邻居节点交换缓存数据信息(BitMap)，以确定 NS_j 集合。节点之间在交换 BitMap 的时候，同时捎带通告自己当前的可用带宽信息 ΔO_i^j 。

P_j 将能够提供服务的邻居节点按照可用带宽资源非递减的顺序进行排序，即是有 $\Delta O_1^j \geq \dots \geq \Delta O_{|NS_j|}^j$

$k \leftarrow |NS_j|$;

$x \leftarrow \sum_{i=1}^k \sqrt{\Delta O_i^j} / \left(\sum_{i=1}^k \Delta O_i^j - r_j \right)$;

while ($x < 1 / \sqrt{\Delta O_k^j}$) **do** //若式(8)成立

$v_{ji} \leftarrow 0$;

$k \leftarrow k - 1$;

$x \leftarrow \sum_{i=1}^k \sqrt{\Delta O_i^j} / \sum_{i=1}^k \Delta O_i^j - r_j$

end while

for $i \leftarrow 1$ **to** k **do**

根据式(7)计算 v_{ji} ;

$A_{ji} \leftarrow r_j v_{ji}$;

D_j 按照 A_{ji} 的值向 S_i 发出带宽请求，当 S_i 收到 D_j 的请求后依据 A_{ji} 的带宽值分发视频数据段;

end for

由于 P2P 流媒体系统中节点之间需要周期性地交换缓存数据信息(Buffer Map)，因此通过在交换缓存信息时捎带节点当前可用带宽资源的信息则避免了节点之间过多的额外开销。

4 GBRA 的性能评估及结论

4.1 实验场景建立

本文通过 Matlab 对提出的 GBRA 进行性能验证。仿真的网络场景是一个基于“网状”(mesh based)

的结构,该结构被目前大多数 P2P 视频流媒体所普遍采用^[1-3]。系统中任意节点 p 在收到某个节点 q 建立邻居关系请求的时候,主要根据邻居个数门限值及是否有剩余上行带宽决定是否接受。因此,当节点 p 的可用带宽资源越充裕就有能力向更多的节点提供服务。仿真中本文以视频编码流的值 r 为单位,规定若当节点 P_i 拥有的上行带宽 $O_i \leq r$, 则其最多能够拥有的邻居节点个数 $nb_i=5$ 。而如果节点 P_i 的上行带宽 $O_i > r$, 则 P_i 能够服务的邻居节点数量 nb_i 满足 $nb_i = 5 + 3 \cdot [(O_i - r)/r]$ 。当 O_i 最大值定义为 $4r$ 时,仿真场景中一个节点邻居个数在 $[5,14]$ 的范围内,这基本符合实际系统中的情况。另外,为了评价 GBRA 受到节点的带宽资源异构性的影响。本文将网络中的节点按其上行带宽资源的多寡分为普通节点(Common Peer, CP)和强节点(Strong Peer, SP),若节点 P_i 的上行带宽 $O_i \leq r$ 时属于 CP,若 $O_i > r$, 则节点 P_i 属于 SP。在实际的 P2P 流媒体网络中,上行带宽极大或者极小的节点通常占比都较小,因此本文在实验场景中规定:对于 SP 类型的节点,上行带宽资源属于 $(r,2r]$ 的 SP 节点占比为 60%, $(2r,3r]$ 占比为 30%,而 $(3r, 4r]$ 的占比为 10%。对于 CP 类型节点,上行带宽资源属于 $(0.5, r]$ 的节点占比为 80%,而带宽资源小于 $(0, 0.5r]$ 的 CP 节点占比为 20%。若当前 P2P 流媒体网络中节点数量为 N ,通过调整 CP 和 SP 的比例产生资源饱和场景(即 $\sum_{i=1}^N O_i > Nr$)^[11] 和资源匮乏场景(即 $\sum_{i=1}^N O_i < Nr$)^[11], 并对 GBRA 和其它策略进行对比。

4.2 数值结果与讨论

本文把 GBRA 和按比例带宽请求分配策略(Proportional Policy, PP)及基于贪心规则的带宽请求分配策略(Greedy Policy, GP)进行比较。这两种策略的描述如下:

(1) 按比例带宽请求分配策略(PP): 对于节点 P_i , 该节点需要请求的视频流速率 r 。若当前有 k 个邻居节点 S_1, \dots, S_k 能为 P_i 提供视频流服务, 且这些节点当前可用的上行带宽为 $\Delta O_1, \dots, \Delta O_k$ 。则 PP 策略向 S_j ($1 \leq j \leq k$) 分配的带宽请求为 $r_{ij} = r \Delta O_j / (\sum_{m=1}^k \Delta O_m)$;

(2) 基于贪心规则的带宽请求分配策略(GP): 节点 P_i 所需请求的视频流速率 r 。 P_i 根据当前 k 个能提供服务的邻居节点的可用带宽从大到小进行排序为 S_1, \dots, S_k , 即满足 $\Delta O_1 > \dots > \Delta O_k$, P_i 尽可能向当前可用带宽资源较大者请求视频流数据。也即 P_i 首先向 S_1 请求, 若 $\Delta O_1 < r$, 则向 S_1 分配的带宽请求为 $r_{i1} = \Delta O_1$, 并继续向 S_2 请求。若 $\Delta O_2 < r$

$-\Delta O_1$, 则向 S_2 请求的流速率 $r_{i2} = \Delta O_2$, 以此类推直到 P_i 所需的带宽资源 r 完全分配或者当这 k 节点请求完为止。

首先考察当节点偏离 Nash 均衡策略对于获取视频数据的平均延迟带来的影响。本文定义了偏离度指标用于衡量某种带宽请求分配策略偏离 Nash 均衡策略的程度。假设当有 k 个邻居节点能为节点 P_i 提供服务, 且 P_i 的 Nash 均衡下的带宽请求分配策略为: $NE = (v_{i1}^*, v_{i2}^*, \dots, v_{ik}^*)$ 。如果 P_i 不选择 Nash 均衡策略, 而选择的其它任意一个策略 $Non_NE = (v_{i1}, v_{i2}, \dots, v_{ik})$ 。则偏离度定义为

$$\gamma = \frac{\sum_{j=1}^k r \cdot |v_{ij}^* - v_{ij}|}{r \cdot \sum_{j=1}^k v_{ij}^*} = \frac{\sum_{j=1}^k |v_{ij}^* - v_{ij}|}{\sum_{j=1}^k v_{ij}^*} \quad (9)$$

本文采用 Monte Carlo 法对 100,000 组采用不同偏离程度的带宽请求分配策略下节点获取视频数据的平均延迟进行了统计。分别比较了视频流速率 r 为 300 kbps, 500 kbps 和 1 Mbps 时候的情况。图 2 中 $\gamma=0$ 时表示节点的 Nash 均衡策略。另外, 节点获取视频流数据的平均延迟随着偏离度的增加而增加。随着视频流速率 r 的提高节点获取视频流数据的延迟随偏离度增加的增幅也越大, 例如: 当 $r=300$ kbps, 以节点采用 GBRA 时获取视频的平均延迟为标准, 节点选择策略的偏离度为 0.8 时平均延迟增加 44.91%。而 $r=1$ Mbps 时, 则当节点选择的策略的偏离度同为 0.8 时平均延迟却增加了 144.68%。这进一步说明视频流速率越高, 节点正常的视频播放受带宽请求分配策略的影响越明显。这使得节点有意愿主动选择 Nash 均衡下的带宽请求分配策略 GBRA。

过载节点大量出现会导致大量视频流数据无法及时分发至各节点, 这会严重影响节点的播放质量。如果一个节点收到的带宽资源请求大于其自身的上行带宽, 则该节点就过载了。因此, 如果当 P2P 流媒体网络中有 N 个节点, 而过载的节点数量为 M , 本文定义网络的平均过载率为 M/N , 则平均负载均衡率可表示为 $1 - M/N$ 。图 3, 图 4 和图 5 分别比较了当网络规模 $N=3000$, CP:SP=4:1, 1:1 和 1:4 时, 采用 GBRA, PP 和 GP 这 3 种策略下网络的平均负载均衡率。其中, CP:SP=4:1 为资源匮乏场景, CP:SP=1:1 时为资源均衡场景, 而 CP:SP=1:4 为资源饱和场景。可以看到, GBRA 策略在 3 种网络场景中都具有优势, 即使得 P2P 流媒体网络的负载均衡率均为最高。这表明 GBRA 策略能使各节点的带宽资源得到均衡利用从而减少过载节点的数量。当网络处于资源非常匮乏的时候, 通过采用

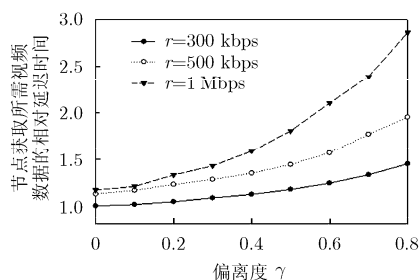


图 2 偏离度 γ 与节点获取所需视频数据的相对延迟时间的关系

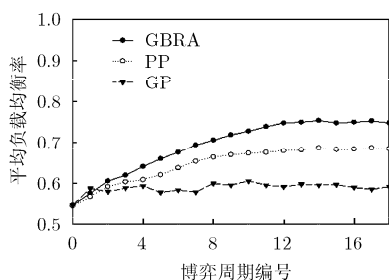


图 3 CP:SP=4:1 时, 视频资源请求周期数与平均负载均衡率的关系

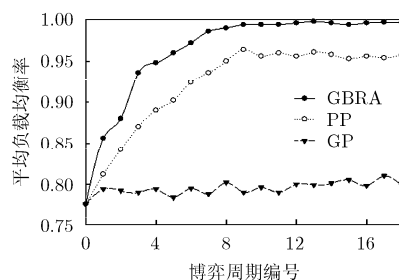


图 4 CP:SP=1:1 时, 视频资源请求周期数与平均负载均衡率的关系

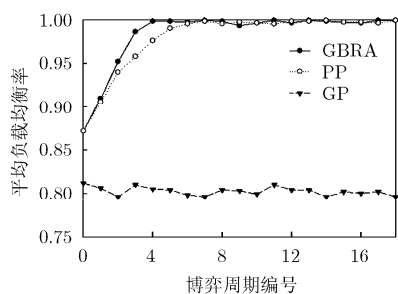


图 5 CP:SP=1:4 时, 视频资源请求周期数与平均负载均衡率的关系

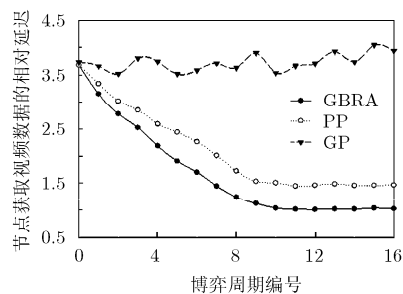


图 6 视频资源请求周期数与节点获取所需视频数据的相对延迟的关系

GBRA, 节点仍然可以通过不断调整自己的带宽资源请求策略最终达到 74.8% 的负载均衡率。另外, 随着 CP:SP 值的减小, 网络的负载均衡率得以提高。例如: 当 CP:SP=1:4 时候(即资源饱和), 节点在第 4 个请求周期后就可以使得 P2P 流媒体网络的平均负载均衡率几乎达到 100%。另外, 本文发现当网络资源越匮乏的时候, 需要经过更多的请求周期才能使 P2P 流媒体网络的平均负载趋于稳定。例如: 当 CP:SP=4:1 的时候, 节点平均需要 12 个请求周期才能使网络的平均负载趋稳。而当 CP:SP=1:4 的时候则在第 4 个请求周期以后就可以使得网络的平均负载均衡率趋稳。这主要是因为当处于匮乏场景中多个节点竞争少量服务节点的带宽资源(如: 出现 flash crowds 的时候), 从而使得提供服务的节点更容易过载。这进一步导致请求节点不断地微调自己的带宽请求分配, 因此增加了稳定前的博弈次数。

本文还比较了 GBRA, PP 和 GP 在相同网络环境($N=3000$, CP:SP=1:1)的多个请求周期中节点获取到所需视频数据的平均时延的变化。如图 6 所示, 随着请求周期的增加(即博弈轮次的增加), 采用 GBRA 的系统中节点获取所需视频流的延迟不断降低, 到第 10 个请求周期后趋于稳定。这是因为 GBRA 通过在每一个请求周期中不断调整自己的带宽请求策略减少了过载节点的出现, 这有利于更多的节点在更短延迟内获得自己所需的数据。相比之下, PP 策略的变化趋势类似于 GBRA, 但节点

获取视频数据的平均延迟始终高于 GBRA。另外, GP 由于只考察服务节点的可用带宽资源而并没考察其负载状况使得节点获取视频数据的平均延迟不会随请求周期的改变而明显降低。

5 结束语

本文深入研究了 P2P 流媒体系统中节点的带宽请求分配的问题, 将请求节点竞争提供视频服务节点的带宽资源建模为一个非协作博弈模型。并通过寻求该博弈模型的 Nash 均衡解得到优化的带宽请求分配策略 GBRA。将 GBRA 与典型的请求分配策略进行了详尽的实验对比, 实验结论表明 GBRA 在各种网络场景中都能较好地改善 P2P 流媒体网络中负载不均的问题并使得节点获取视频数据的延迟更低。本文提出的带宽请求分配策略为设计性能更佳 P2P 流媒体系统提供了借鉴和理论支持。

参考文献

- [1] Huang Yan, Tom Fu Zhen-jia, Chiu Dah-ming, *et al.* Challenges, design and analysis of a large scale P2P-VoD system[C]. Proceedings of the ACM SIGCOMM, New York, 2008: 375-388.
- [2] Liu Zi-mu, Wu Chuan, Li Bao-chun, *et al.* UUSec: large-scale operational on-demand streaming with random network coding [C]. Proceedings of the IEEE International Conference on Computer Communications (Infocom), San Diego, 2010: 1-9.

- [3] Xie Su-su, Li Bo, Keung G L, *et al.* The coolstreaming: design, theory and practice[J]. *IEEE Transactions on Multimedia, Special Issue on Content Storage and Delivery in Peer-to-Peer Network*, 2007, 9(8): 1661–1671.
- [4] Yang Yan, Chow A, Golubchik L, *et al.* Improving QoS in bittorrent-like VoD systems[C]. Proceedings of the IEEE International Conference on Computer Communications (Infocom), San Diego, 2010: 10–19.
- [5] Liu Nian-wang, Wen Zheng, Yeung Kwan *et al.* Request-peer selection for load-balancing in P2P live streaming systems[C]. Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), Paris, 2012: 3227–3232.
- [6] Osborne M J and Rubinste A. A Course in Game Theory[M]. Cambridge: The MIT Press, 1994: 12–30.
- [7] Xiao Xin, Zhang Qian, Shi Yuan-chun, *et al.* How much to share: a repeated game model for peer-to-peer streaming under service differentiation incentives[J]. *IEEE Transactions on Parallel Distributed System*, 2012, 23(2): 288–295.
- [8] Park J and Schaar M V D. A game theoretic analysis of incentives in content production and sharing over peer-to-peer networks[J]. *IEEE Journal of Selected Topics in Signal Processing*, 2010, 4(4): 704–717.
- [9] Zhang Yu and Schaar M V D. Peer-to-peer multimedia sharing based on social norms[J]. *Signal Processing: Image Communication, Special Issue on Advances in Video Streaming for P2P Networks*, 2012, 27(5): 383–400.
- [10] Chen Zhuo, Feng Gang, Zhou Yang, *et al.* SDHT: efficient one-hop DHT lookup framework for P2P live streaming[J]. *China Communications*, 2012, 9(8): 88–104.
- [11] Ciullo D, Martina V, Garetto M, *et al.* Stochastic analysis of self-sustainability in peer-assisted VoD systems[C]. Proceedings of the IEEE International Conference on Computer Communications (Infocom), Orlando, 2012: 1539–1547.
- 陈卓: 男, 1980年生, 博士生, 讲师, 研究方向为P2P网络及多媒体通信.
- 冯钢: 男, 1964年生, 博士, 教授, 博士生导师, 研究方向为多媒体通信及无线网络技术.
- 周江: 男, 1989年生, 硕士生, 研究方向为P2P网络技术.