

# 基于多竞价拍卖机制的对等网络 分布式组播协议研究

王浩云<sup>1</sup>, 张顺颐<sup>1</sup>, 龙 华<sup>2</sup>, 李 君<sup>1,3</sup>

(1. 南京邮电大学江苏省通信与网络技术工程研究中心, 江苏南京 210003;

2. 昆明理工大学信息与自动化学院, 云南昆明 650051; 3. 浙江万里学院电子信息学院, 浙江宁波 315100)

**摘 要:** 本文提出了一种新的对等网络组播算法, 该算法能通过多竞价拍卖机制有效地遏制了组播节点的自私行为和和其它恶意行为. 同时, 本文提出了分布式的组播协议, 以保证该组播算法在高度动态的对等网络环境下有效运行. 仿真结果验证了本文所提组播算法及协议的有效性和可靠性.

**关键词:** 对等网络; 组播; 多竞价拍卖; 节点; 策略

**中图分类号:** TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2009) 11-2373-07

## Distributed Multicast Protocol Based Multi-Bids Auction Mechanism in P2P Networks

WANG Hao-yun<sup>1</sup>, ZHANG Shun-yi<sup>1</sup>, LONG Hua<sup>2</sup>, LI Jun<sup>1,3</sup>

(1. Jiangsu Province Engineering Research Center of Telecommunication and Network Technology, Nanjing University of Posts and Telecommunications, Nanjing, Jiangsu 210003, China; 2. Faculty of Information Engineering and Automation, Kunming University of Science and Technology, Kunming, Yunnan 650051, China; 3. Electronic Information School, Zhejiang Wanli University, Ningbo, Zhejiang 315100, China)

**Abstract:** This paper presents a novel multicast algorithm in Peer-to-Peer (P2P) networks, which can restrain the selfish and malicious actions of P2P nodes using the multi-bids auction mechanism. This paper also discusses the distributed multicast protocol to ensure that the algorithm proposed will operate normally in the highly dynamic network environment. Simulation results demonstrate the effectiveness and reliability of the proposed protocol.

**Key words:** peer-to-peer network; multicast; multi-bids auction; node; strategy

### 1 引言

应用层组播<sup>[1,2]</sup>利用 P2P(Peer-to-Peer)网络技术, 将组播功能从路由器移到 P2P 节点上, 由 P2P 节点完成诸如成员管理、数据包复制和分发等功能. 与传统 IP 组播<sup>[3]</sup>相比, 它的优势在于: 组播服务的部署相对容易; 具有较高的可靠性和可扩展性, 可以动态地适应网络环境的变化, 实现服务定制. 现有 P2P 网络组播协议和算法通常是针对特定的全局优化目标, 为所形成的组播拓扑链路分配带宽. 如: Narada 算法<sup>[4]</sup>通过从网络拓扑中形成最小生成树的方法, 保证所得的组播树具有较低的端到端延时; SplitStream 算法<sup>[5]</sup>为单个源节点构造了多个多播树, 提高了网络吞吐量. 然而, 由于 P2P 节点的自私性<sup>[6]</sup>, 它可能为了追求自身利益的最大化, 而不考虑全局优化目标, 从而导致服务性能恶化. 此外, 由于 P2P 节

点的自主性允许节点可以选择自身的行为策略, 从而导致 P2P 网络组播很容易收到节点恶意行为的危害, 如: 搭便车<sup>[7]</sup>、伪造攻击<sup>[8]</sup>、共谋<sup>[9]</sup>和背叛<sup>[10]</sup>等.

针对上述问题, 许多文献开始研究如何利用博弈理论中的激励机制<sup>[11]</sup>和分布式定价模型<sup>[12]</sup>来协调网络节点的行为, 其研究的目标是保证节点自身利益的同时也提高整网的效益. 但以往研究结果大多需要假设节点能够知道网络中其他节点的分布, 以及当前整网资源的使用情况. 而这种假设对于节点是不现实的, 因此多数算法难以在实现网络环境下实施. 同时, 由于现有组播算法在面对节点非理性的恶意行为时缺乏相应的机制, 因此无法保证组播能够在恶劣的 P2P 网络环境中正常工作.

本文提出了一种分布式的基于多竞价拍卖机制的 P2P 网络组播协议. 本文首先对 P2P 网络组播模型框架进行描述, 同时分析了该框架中组播节点的行为策略.

收稿日期: 2008-12-15; 修回日期: 2009-08-27

基金项目: 国家 863 高技术研究发展计划 (No. 2006AA01Z232); 浙江省自然科学基金 (No. Y1080935)

在此基础上,本文引入了多竞价拍卖机制来设计新型的 P2P 网络组播算法.该组播算法能在各节点上自主运行,无需整网相关信息,并且通过多竞价拍卖机制能够有效地遏制组播节点的自私行为和其它恶意行为.为了保证基于多竞价拍卖机制的组播算法能够在动态的 P2P 网络环境下有效运行,本文提出了分布式的组播协议,并对协议中组播算法的复杂度进行了分析.最后,本文通过仿真,验证了所提组播算法及协议的有效性和可靠性.

## 2 P2P 网络组播模型

### 2.1 组播模型框架

在 P2P 网络组播中,上游节点将数据转发给下游节点,其转发行为可以看作是组播树中各节点间交易货物,因此本节将引入市场模型来对组播协议进行建模.由于网络中最主要的资源是网络带宽,因此本文设定市场模型中货物的数量是指上游节点向下游节点进行数据传输时所分配的带宽.节点在交易货物的同时,上游节点将向下游节点收取一定的费用,即所交易货物的价格与数量的乘积.而货物的价格是由市场模型中的定价机制所决定.多竞价拍卖机制<sup>[13]</sup>是一种改进后的第二价拍卖机制<sup>[14]</sup>.其实质是用户一次提交多个竞价,使得所提价格能够更加接近用户的真实需求.由于多竞价拍卖机制具有通信量小,计算复杂度较低以及能够很好适应 P2P 网络动态变化的特点,本文将将其作为 P2P 网络组播模型中的定价机制.

本文中,组播树中的下游节点将根据自身需求动态地选择多个竞价,提交给相邻的上游节点.上游节点根据定价机制,选择合适的下游节点建立连接,并为数据传输分配带宽资源.如果下游节点有意压低竞价,上游节点将不与其交易.假设节点  $i$  提交二维竞价  $s_i = (q_i, p_i)$  以表示其对资源的需求.其中:  $q_i$  是节点  $i$  期望获得的带宽分配,  $p_i$  为节点  $i$  愿为所获带宽支付的单位价格.在本文所提多竞价拍卖机制中,节点  $j$  将同时提交  $M$  个离散的二维竞价  $s_j = (s_j^1, s_j^2, \dots, s_j^M)$ . 其中每个二维竞价  $s_j^m = (q_j^m, p_j^m)$ ,  $1 \leq m \leq M$ . 每个上游节点  $i$  收到的所有下游节点  $j \in D_i(t)$  所提交的竞价集合为:  $s^i = (s_j)_{j \in D_i(t)}$ . 每个上游节点  $i$  根据竞价集合  $s^i$  选择合适的下游节点  $j$  后,分配给相应的带宽  $a_j^i(t)$ , 并收取费用  $P_j^i(t)$ . 文中设定节点  $i$  的发送数据的最大速率为  $C_{i,U}$ , 接收数据的最大速率为  $C_{i,D}$ . 节点  $i$  和节点  $j$  间的链路带宽为  $Q_j^i$ . 根据上述假设,存在如下的约束条件:

$$\begin{aligned} & \sum_{j \in D_i(t)} a_j^i(t) \leq C_{i,U} \\ \text{s.t. } & a_j^i(t) \leq Q_j^i, a_j^i(t) \leq C_{j,D} \end{aligned} \quad (1)$$

### 2.2 组播节点策略模型

P2P 组播节点按照其本质可以分为两种类型:善意和恶意.在上述组播模型中,由于 P2P 节点的自主性,其在提交竞价和分配带宽的过程中能够根据自身类型采取不同的策略.善意组播节点能够采取的策略有:合作和非合作策略.

采取合作策略的善意组播节点在向其上游节点提交竞价时将按照自己实际需求诚实报价,并根据其下游节点的竞价调整自身发送数据的最大速率,以保证其收益的最大化.而采取非合作策略的善意节点将不向其上游节点提交竞价,同时也不向其下游节点传输数据.

由于第二价拍卖机制能够有效地遏制节点理性的自私行为,因此本文将重点考虑组播节点非理性的恶意行为.恶意组播节点能够采取的策略有:合作、非合作和共谋策略.采取合作策略的恶意组播节点在向其上游节点提交竞价时将压低报价,从而降低上游节点发送数据所获得的收益,同时节点内部伪造数据或者病毒,发送给其下游节点.而采取非合作策略的恶意组播节点在向其上游节点提交竞价时将抬高报价,从而吸引上游节点所发送的大部分数据流量,而节点内部则对数据流量进行丢弃,使得其下游节点无法收到源端节点组播的数据.上游节点的多个恶意下游节点间还能够采取共谋策略.其中部分恶意节点采取合作策略,而其它恶意节点采取非合作策略,从而在降低其上游节点的收益的同时,使其下游节点无法正常接收组播数据.恶意组播节点间的共谋策略能够进一步扩大其对组播服务的破坏作用.

### 2.3 组播节点策略分析

本节将首先讨论组播节点的收益函数,然后在此基础上对组播节点的策略进行分析.节点的收益函数由价值函数和费用函数共同构成.考虑到带宽是衡量组播服务的重要指标,本文假定组播服务的价值是组播数据的内容和节点所分配到带宽的函数.式(2)和式(3)分别给出了组播节点  $j$  作为下游节点和上游节点的收益函数.

$$u_{j,D}(t) = \sum_{i \in D_j(t)} \log(1 + \frac{a_j^i(t)}{C_{j,D}}) - P_j^i(t) \quad (2)$$

$$u_{j,U}(t) = \sum_{i \in U_j(t)} \log(1 - \frac{k_{D_j(t)}}{C_{j,U}}) + \sum_{k \in D_j(t)} P_k^j(t) \quad (3)$$

上述两式中,前半部分为价值函数,后半部分为费用函数,且价值函数满足单调、凹性和可微的数学特性.参数  $\sum_{i \in D_j(t)}$  和  $\sum_{i \in U_j(t)}$  与组播数据的内容相关.如果作为下游节点的节点  $j$  收到的组播数据是伪造数据或者病毒时,参数  $\sum_{i \in D_j(t)}$  为负数;而如果作为上游节点的节点  $j$  发

送恶意数据时,参数  $j, u$  为 0. 综上所述,节点  $j$  在组播树中同时作为下游节点和上游节点时的收益函数为:

$$u_j(t) = j, D \log(1 + \frac{d_j^i(t)}{C_{j,D}}) + j, U \log(1 - \frac{k_{D(t)}}{C_{j,U}}) - P_j^i(t) + \sum_{k \in D(t)} P_k^j(t) \quad (4)$$

由于信息不对称的原因,善意节点无法判断上游节点和下游节点的类型,因此无法根据周围节点的历史行为记录预测下个时间段节点的策略. 而“一报还一报”已经被证明是在恶劣局势中鼓励合作,惩罚恶行的有效的策略模式,因此善意节点能够采取这种方式调整自身的行为策略,实现利益最大化.

由式(4)可知,采取合作策略的恶意节点的收益将始终大于 0. 因此,当其它共谋节点采取非合作策略时,采取合作策略的恶意节点将对采取非合作策略的其它共谋节点进行利益补偿. 否则,共谋节点中大部分节点都将趋向于采取合作策略,导致恶意节点对组播危害程度的降低. 利益补偿能够通过采取合作策略的恶意节点成为采取非合作策略的共谋节点的虚拟下游节点来实现.

### 3 基于多竞价拍卖机制的 P2P 网络组播算法

#### 3.1 多竞价拍卖机制

本文引入了多竞价拍卖机制来设计 P2P 网络组播算法. 当节点在提交竞价时,不需要获得同时竞价的其它节点和竞价信息,节点只要发送自身竞价即可,因此算法对网络负载的影响较小. 而且组播节点的连接和资源分配只有在节点加入或离开时才会重新计算,所以算法的计算复杂度较低. 为了方便对基于多竞价拍卖机制组播算法的描述,本节预先引入 3 个关于节点多竞价的定义.

**定义 1** 组播节点  $j$  对上游节点  $i$  提交的竞价  $(q_j^m, p_j^m)$   $s_j$ , 有:

$$\forall m, 1 \leq m \leq M$$

$$p_j^m = j(q_j^m) = \frac{\partial(j, D \log(1 + \frac{q_j^m}{C_{j,D}}))}{\partial(q_j^m)} = j, D \cdot \frac{1}{C_{j,D} + q_j^m} \quad (5)$$

其中,  $j(q_j^m)$  表示节点  $j$  被分配带宽  $q_j^m$  时实际得到的边际价值. 边际价值函数  $j$  的反函数,即节点  $j$  的需求函数  $d_j$ , 表达的是在固定价格时,节点  $j$  为最大化自身收益愿意购买的最大带宽. 以下给出组播节点的需求函数的定义.

**定义 2** 组播节点  $j$  的需求函数  $d_j(p)$  为:

$$\forall p, 0 \leq p \leq j(0) \quad (6)$$

$$d_j(p) = j^{-1}(p) = \frac{j-D}{p} - C_{j,D}$$

由于组播节点  $j$  的竞价  $s_j$  为一组离散值,式(6)中的需求函数  $d_j(p)$  需要修正. 修正后的需求函数  $\bar{d}_j(p)$  为:

$$\begin{aligned} \forall p, 0 \leq p \leq j(0) \\ \bar{d}_j(p) = \max_{1 \leq m \leq M} \{ q_j^m : j(q_j^m) \geq p \} \\ = \max_{1 \leq m \leq M} \{ q_j^m : j, D \cdot \frac{1}{C_{j,D} + q_j^m} \geq p \} \end{aligned} \quad (7)$$

可以得出,式(7)具有值为正、函数分段、非增和左连续的数学特性.

在组播树中,组播节点  $i$  收到下游节点  $j$   $D_i(t)$  所提交的竞价  $s_j$  后,将相对应的需求函数  $\bar{d}_{j, D_i(t)}(p)$  汇总,以计算当前对资源的总需求量.

**定义 3** 组播节点  $i$  的下游节点  $j \in D_i(t)$  的总需求函数  $\bar{d}^i$  为:

$$\bar{d}^i = \sum_{j \in D_i(t)} \bar{d}_j(p) \quad (8)$$

#### 3.2 基于多竞价拍卖机制的组播算法

基于多竞价拍卖机制的组播算法的核心是上游组播节点根据下游组播节点所提交的多个竞价,确定当前市场的出清价格,并据此与相应的下游节点建立连接,同时分配上游节点到各下游节点的带宽.

当上游节点  $i$  收到下游节点  $j \in D_i(t)$  所提交的竞价时,节点  $i$  能够得到下游节点的总需求函数,并根据其自身带宽资源的供应情况,计算得出当前市场的出清价格  $\bar{m}$ . 市场出清价格的定义如下:

$$\forall \bar{d}^i(0) > C_{i,U} \quad (9)$$

$$\bar{m}(s^i, C_{i,U}) = \max\{ p : \bar{d}^i(p) > C_{i,U} \}$$

式(9)表示市场出清价格为当下游节点的总需求能够超过上游节点所能分配的带宽资源时市场中单位带宽的最高价格. 根据市场出清价格,节点间的带宽将按下式分配:

$$\forall \bar{d}^i(0) > C_{i,U} \quad d_j^i(s^i, C_{i,U}) = \bar{d}_j(\bar{m}) \quad (10)$$

$$\forall \bar{d}^i(0) \leq C_{i,U} \quad d_j^i(s^i, C_{i,U}) = 0 \quad (11)$$

当上游节点所能分配的带宽资源低于下游节点的总需求时,每个下游节点将根据自己的需求分配到价格为  $\bar{m}$  的带宽;否则,上游节点将不向下游节点分配其带宽资源. 考虑到节点间链路带宽容量的限制,实际分配的带宽为:

$$d_j^i = \min\{ Q_j^i, d_j^i(s^i, C_{i,U}) \} \quad (12)$$

值得注意的是,当某个下游节点所提交的竞价中单位带宽的最高价格低于上游节点确定的市场出清价格  $\bar{m}$  时,这个下游节点将不能和其上游节点保持连接. 它将继续寻找其它上游节点. 随着 P2P 网络的节点动

态加入或离开,组播算法将会重新计算.这就需要相应的协议,以保证组播节点在分布式执行组播算法时具有一致性.关于这点将第4节着重阐述.

### 3.3 组播算法中的激励机制

在本文所提算法中,下游节点  $j$  将按照上游节点  $i$  所确定的市场出清价格  $\bar{m}$ ,为所使用的带宽资源支付费用  $\bar{a}_j \cdot \bar{m}$ .这样,式(2)和式(3)可改写为:

$$u_{j,D}(t) = \log(1 + \frac{a_j^i(t)}{C_{j,D}}) - \bar{a}_j(t) \cdot \bar{m} \quad (13)$$

$$u_{j,U}(t) = \log(1 - \frac{a_k^j(t)}{C_{j,U}}) + \bar{a}_k(t) \cdot \bar{m} \quad (14)$$

其中,  $\bar{m}^i$  和  $\bar{m}^j$  分别为上游节点  $i$  和  $j$  根据下游节点的竞价确定的市场出清价格.

为了防止下游组播节点报价过低,保证上游善意组播节点的收益,本文算法设定:当上游组播节点  $i$  得到下游节点  $j$   $D_i(t)$  的报价后,有权调整自身的最大发送速率  $C_{i,U} > \bar{d}^j(0)$ ,以保证上游节点  $i$  的收益函数  $u_{i,U}(t) > 0$ .当下游节点报价过低时,上游善意节点将减少  $C_{i,U}$  值,从而将与报价过低的下游节点间的连接断开;而当下游节点报价维持较高水平时,上游善意节点将恢复原有  $C_{i,U}$  值,增加与下游节点的连接.但如果下游善意组播节点收到上游恶意节点所发送的伪造数据或病毒时,将采取“一报还一报”的策略在  $t$  时刻退出组播,而在  $t+1$  时刻又重新加入.

在上述对善意节点策略进行分析的基础上,本节将继续讨论恶意组播节点的行为策略.当上游恶意组播节点  $j$  采取非合作策略时,其最大发送速率  $C_{j,U}$  将随其对组播数据的丢弃而下降.根据式(9),其市场出清价格  $\bar{m}^j$  将大幅上升,从而增加了其下游节点  $k$   $D_j(t)$  最高竞价小于其市场出清价格  $\bar{m}^j$  的可能性,促使其下游节点的数量逐渐递减.同时,采取非合作策略的节点也将无法通过成为其采取合作策略的共谋节点的虚拟上游节点来获得利益补偿.这样,共谋节点中采取非合作策略的恶意节点将趋向于采取合作策略.而如果大部分恶意节点都采取合作策略,根据上文所讨论的善意组播节点的策略,大部分恶意节点都将因报价过低而无法与上游善意节点建立连接.综上所述,本文所提基于多竞价拍卖机制的组播算法能够对恶意组播节点的各种恶意行为进行遏制,激励善意组播节点的合作行为,保证组播服务的有效性.

## 4 分布式 P2P 网络组播协议

### 4.1 分布式组播协议

由于本文所提基于多竞价拍卖机制的 P2P 网络组

播算法是在各个 P2P 节点上自主运行,因此需要相应的组播协议来协调各组播节点的行为.本节将对分布式 P2P 网络组播协议进行详细讨论.本文所提协议中,当组播节点加入或退出时,该组播树的源节点将为该节点建立或注销虚拟账户.而且在组播过程中,下游节点向上游节点费用的支付将在源节点内的虚拟账户间实现.

如果组播节点  $j$  要加入组播,其将向周边节点发送竞价数据报,其中包含了节点  $j$  的竞价信息  $s_j$ .周边节点  $i$  收到竞价数据报后,根据式(9)计算其市场出清价格.如果节点  $i$  当前的市场出清价格  $\bar{m}^i$  高于节点  $j$  所提交竞价中最高价格,则节点  $i$  不与节点  $j$  建立连接;否则,节点  $i$  将根据式(10) - 式(12)重新计算可分给下游节点  $j$   $D_i(t)$  的带宽  $\bar{a}_j$ ,并将  $\bar{a}_j$  和  $\bar{m}^i$  通过发送回应数据报给各个下游节点  $j$   $D_i(t)$ .当节点  $j$  收到周边节点发回的回应数据报时,它要对比当前配置,选择性价比最高的节点作为其上游节点.当上游节点  $i$  收到连接请求数据报时,将向该组播树的源节点发送支付请求数据报,以更新虚拟账户中各节点费用的支付信息.支付请求数据报中包含了节点  $i$  当前的下游节点列表、市场出清价格以及最大发送速率  $C_{i,U}$ .如果组播节点  $j$  要离开组播,它将其上游节点  $i$  发送离开请求数据报.当节点  $i$  收到离开请求数据报后,将立刻断开与节点  $j$  的连接,并依据算法对剩余下游节点重新计算,同时向源节点发送支付请求数据报.

考虑到组播节点可能连续收到多个要求加入该组播的节点所发送的竞价数据报,而当该节点根据收到的竞价开始计算时,某些要求加入的节点已经和其它上游节点建立起连接,使得之前所发送的竞价数据报过时,造成该节点的计算失效.对此,本文所提组播协议中设计了如下机制来防止这类情况的发生.当上游节点  $i$  在  $t_1$  时刻收到节点  $j$  发送的竞价数据报后,立刻反应并等待  $t_U$  时间.如果节点  $i$  在时刻  $t_2 < (t_1 + t_U)$  收到节点  $j$  的连接请求数据报,则新的连接建立;否则,它将认为节点  $j$  不选择其作为上游节点.下游节点  $j$  在发出竞价数据报后也将等待  $t_D$  时间.如果在  $t_D$  时间内没有收到节点  $i$  的回应数据报,节点  $j$  将认为所提交的最高竞价低于上游节点  $i$  的市场出清价格,所以连接不会建立.因此,在上游节点  $i$  为竞价数据报建立的等待队列中,如果竞价数据报等待时间超过  $t_D$  时将被删除,以保证算法的有效性.

### 4.2 算法的复杂度分析

组播算法的复杂度必须控制在合理的范围内,才能保证算法在网络中的可扩展性.由于本文所提算法在 P2P 网络中分布执行,且只有在 P2P 节点加入组播或者退出是才会重新计算,因此本节将重点对组播节点

所执行算法的计算复杂度进行分析. 算法中, 上游节点  $i$  为计算下游节点  $j \in D_i(t)$  的总需求量  $\bar{d}^j$ , 需要根据每个下游节点所提交的  $M$  个二维竞价计算各种的需求函数. 其计算复杂度为  $O(\sum_{j \in D_i(t)} 3 \cdot M + 1)$ . 当节点  $i$  获得总需求量  $\bar{d}^j$  后, 开始计算市场出清价格  $\bar{m}^j$ , 其计算量为  $O(\sum_{j \in D_i(t)} M)$ . 在根据式(10) ~ 式(12) 计算上游节点  $i$  对其下游节点带宽分配的复杂度为  $O(\sum_{j \in D_i(t)} 2)$ . 由此, 上游节点  $i$  总的计算复杂度为  $O(\sum_{j \in D_i(t)} 4 \cdot M + 3)$ . 而且本文所提算法中下游节点所需的计算量很小, 远低于上游节点. 因此当网络中节点数为  $N$  时, 组播节点运行组播算法的计算复杂度将不超过  $O((N - 1) \cdot (4M + 3))$ .

5 仿真及分析

5.1 仿真环境

本文利用 C 语言模拟了 P2P 网络中基于多竞价拍卖机制的分布式组播协议, 以验证该协议的有效性和可靠性. 仿真中, 节点 0 为根节点, 为其它节点提供服务, 且各节点间链路带宽容量在 0 ~ 5Mbps 均匀分布. 实验中的 P2P 节点分为善意和恶意两类, 且善意节点初始比例为  $G_p$ . 各组播节点将根据自身类型, 分别执行作为上游节点和下游节点时的算法和协议. 每个仿真回合结束后, 各组播节点将根据本回合收益来决定下回合所采取的策略; 而当 5 个仿真回合结束后, 如组播节点的综合收益低于背叛门限值时, 将改变自身的节点类型. 为了简化仿真实验, 组播节点的其它参数设置基本相同, 详见表 1.

表 1 仿真参数列表

参数	描述	初始值
$n_{total}$	节点总数	50, 100, 150, 200, 250, 300 个
$n_{init}$	节点初始邻居节点数	3 个
$G_p$	善意节点初始比例	10 %, 30 %, 50 %, 70 %, 80 %, 90 %
$r_{total}$	仿真回合数	200 回合
$M$	竞价机制参数	1, 3
$p_{init}$	节点初始金额	500
$j, U, j, D$	服务内容参数	- 1, 0, 1
$t_U$	上游节点等待时间	4 回合
$t_D$	下游节点等待时间	3 回合
$C_{i, U}$	节点最大接收速率	5Mbps
$C_{i, D}$	节点最大发送速率	5Mbps

为了评估本文所提协议的性能, 本文实验同时构造了基于单竞价拍卖机制的多播协议进行对比分析. 该协议的实质是同样利用第二价拍卖机制来遏制节点的自私性, 但每次只提交单个竞价信息. 本文将通过对比仿真, 验证各多播协议对组播节点端到端平均吞吐量的改善程度, 以及对善意组播节点合作策略的激励作用.

5.2 结果及分析

考虑到实际网络环境中组播节点的动态性, 本文实验设计了两种不同的仿真场景来进行模拟. 场景一中前 1/5 仿真时间内组播节点逐渐加入到组播服务中, 来考察在较短时间内节点持续加入的情况下组播服务的性能; 而场景二中前 1/3 仿真时间内组播节点逐渐加入到组播服务中, 而在后 1/3 仿真时间内组播节点逐渐退出组播服务, 以考察在节点正常加入和离开情况下组播服务的性能.

场景一中, 组播节点端到端的平均吞吐量随多播节点数的变化和采取合作策略的善意组播节点比例随仿真时间的变化如图 1 和图 2 所示. 图 1 中, 采取多竞价组播算法的组播节点的吞吐量随节点数呈先上升而后下降的趋势, 并平稳在 1.95Mbps 左右; 同时, 采取多竞价组播协议时所得到的吞吐量基本高于单竞价组播算法, 且变化幅度较平稳. 图 2 中, 采取多竞价组播协议时, 采取合作策略的善意节点的比例随组播节点的加入而上升到 80 %, 随后由于恶意组播节点的破坏又逐渐衰减, 最后趋于稳定. 可以看出, 稳定后采取合作策略的善意节点的比例均高于采取单竞价组播协议的时候.

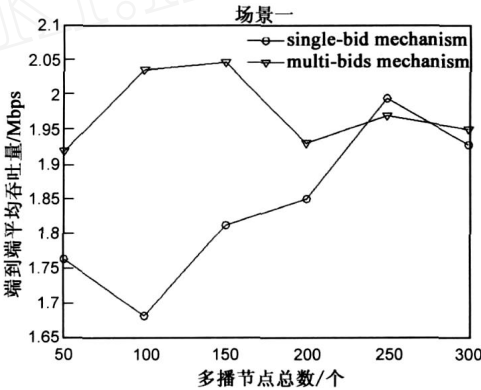


图1 场景一中端到端平均吞吐量

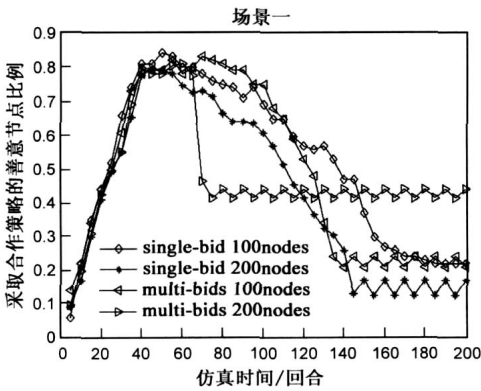


图2 场景一中采取合作策略的善意节点

场景二中, 组播节点端到端的平均吞吐量随多播节点数的变化和采取合作策略的善意组播节点比例随仿真时间的变化如图3和图4所示. 图3中, 采取多竞

价组播算法的组播节点在动态性较强的情况下所得到的吞吐量均高于单竞价组播算法. 图4中, 节点在加入和退出组播服务的过程中, 采取单竞价组播协议和多竞价组播协议时善意节点采取合作策略的比例基本相同; 而节点在参与组播过程中, 采取多竞价组播协议时善意节点采取合作策略的比例略高于采取单竞价组播协议时的比例.

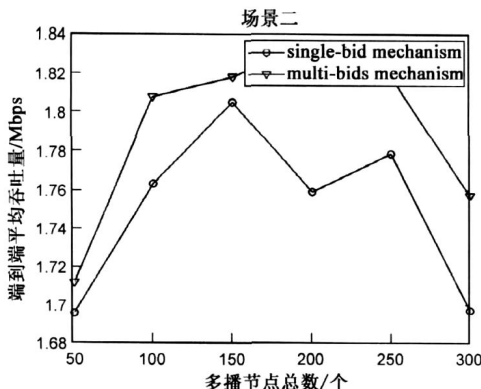


图3 场景二中端到端平均吞吐量

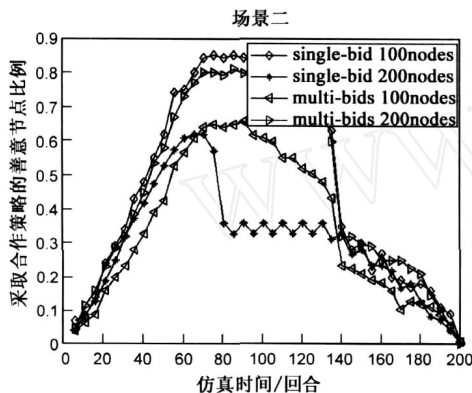


图4 场景二中采取合作策略的善意节点

在场景二中, 当组播节点总数  $n_{\text{total}}$  为 200 时, 不同善意节点初始比例对组播服务端到端平均吞吐量的影响如图5所示. 可以看到, 吞吐量随善意节点初始比例增加而逐渐上升; 同时, 采取多竞价组播协议时的吞吐量在不同比例时均高于单竞价组播协议, 且随善意节

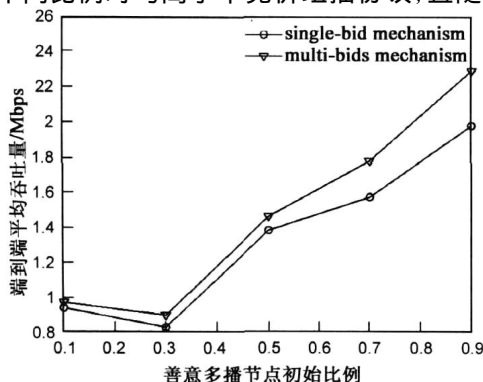


图5 善意节点初始比例对吞吐量的影响

点初始比例的增加而差距逐渐扩大.

## 6 总结

本文提出的 P2P 网络组播算法能够通过多竞价拍卖机制有效地遏制组播节点的自私行为和和其它恶意行为. 同时, 本文所提的分布式组播协议能够保证基于多竞价拍卖机制的组播算法在动态的 P2P 网络环境下的有效运行. 仿真试验验证了本文所提组播算法及协议的有效性和可靠性.

## 参考文献:

- [1] Yang D N, Liao W J. On bandwidth-efficient overlay multicast [J]. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2007, 18(11): 1503 - 1515.
- [2] K Kim. Bandwidth dependent overlay multicast scheme [A]. Proceedings of the 10th IEEE Singapore International Conference on Communication Systems [C]. Singapore: IEEE Press, 2006. 1 - 5.
- [3] R Perlman. Models for IP multicast [A]. Proceedings of the 12th IEEE International Conference on Networks [C]. Berlin: IEEE Computer Society Press, 2004. 678 - 682.
- [4] Li X F, Yan B P, Luo W M. Overlay multicast network optimization and simulation based on Narada protocol [A]. Proceedings of the 10th International Conference on Advanced Communication Technology [C]. Gangwon-Do, 2008. 2215 - 2220.
- [5] V Venkataraman, K Yoshida, P Francis. Chunkspread: heterogeneous unstructured tree-based peer-to-peer multicast [A]. Proceedings of the 14th IEEE International Conference on Network Protocols [C]. Santa: IEEE Press, 2006. 2 - 11.
- [6] D Hales. From Selfish nodes to cooperative networks-emergent link-based incentives in peer-to-peer networks [A]. Proceedings of the Fourth International Conference on Peer-to-Peer Computing [C]. Zurich: IEEE Press, 2004. 151 - 158.
- [7] M Feldman, C Papadimitriou, J Chuang. Free-riding and white-washing in peer-to-peer systems [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2006, 24(5): 1010 - 1019.
- [8] Yang M, Feng Q Y, et al. A multi-dimensional reputation system combined with trust and incentive mechanisms in P2P file sharing systems [A]. Proceedings of the 27th International Conference on Distributed Computing Systems Workshops [C]. Toronto: IEEE Computer Society Press, 2007. 29 - 29.
- [9] Lian Q, Zhang Z, Yang M, et al. An empirical study of collusion behavior in the maze P2P file-sharing system [A]. Proceedings of the 27th International Conference on Distributed Computing Systems [C]. Toronto: IEEE Computer Society Press, 2007. 56 - 56.
- [10] N Fedotova, L Veltri. Byzantine generals problem in the light

of P2P computing[A]. Proceedings of the Third Annual International Conference on Mobile and Ubiquitous Systems: Networking & Services [C]. San Jose: IEEE Computer Society Press, 2006. 1 - 5.

- [11] R T B Ma, S C M Lee, J C S Lui, D K Y Yau. Incentive and service differentiation in P2P networks: a game theoretic approach[J]. IEEE/ACM Transactions on Network, 2006, 14 (5): 978 - 991.
- [12] Wang W, Li B. Market-driven bandwidth allocation in selfish overlay networks [A]. Proceedings of the 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies [C]. Miami: IEEE Press, 2005. 2578 - 2589.
- [13] P Maille, B Tuffin. Multibid auctions for bandwidth allocation in communication networks [A]. Proceedings of the 23th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies [C]. Hong Kong: IEEE Press, 2004. 65 - 69.
- [14] A Delenda, P Maille, B Tuffin. Reserve price in progressive second price auctions [A]. Ninth International Symposium on Computers and Communications [C]. Alexandria: IEEE Press, 2004. 755 - 759.

#### 作者简介:



王浩云 男, 1981 年 6 月出生于安徽马鞍山, 2002 年、2005 年分别在华中科技大学、昆明理工大学获得工学学士、硕士学位。现为南京邮电大学在读博士, 从事网络 QoS 管理、网络协议分析等方面的研究。

E-mail: why\_583@163.com



张顺颐 男, 教授、博士生导师, 1944 年 7 月出生于南京, 1968 年毕业于天津大学无线电系, 1983 年至 1985 年作为高级访问学者赴日本国立电气通信大学电子系进修。先后主持了 10 多项国家 863、江苏省高科技研究在内的科研项目。目前的研究方向为计算机通信网及 IP 技术。

www.cnki.net