

基于非合作竞价博弈的网络资源分配 算法的应用研究

陶 军,吴清亮,吴 强

(1. 东南大学教育部计算机网络和信息集成重点实验室,江苏南京 210096; 2. 东南大学计算机科学与工程系,江苏南京 210096)

摘 要: 本文运用博弈理论对资源分配技术进行了深入研究,提出了能够反映供求关系的基于竞价的网络资源定价机制,并设计了端系统的效用函数,论证了资源分配博弈中 Nash 均衡点的存在性和唯一性以及 Nash 均衡解. 基于所提资源分配博弈模型,设计了一种网络资源分配算法 (RANG). 仿真实验表明, RANG 算法能够为端系统的资源数量提供参考,规范端系统竞价,从而使得整个资源的分配趋于合理.

关键词: 资源分配博弈; Nash 均衡; 竞价; 效用

中图分类号: TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2006) 02-0241-06

Application Research of Network Resource Allocation Algorithm Based on Non-Cooperative Bidding Game

TAO Jun, WU Qing-liang, WU Qiang

(1. Key Laboratory of Computer Networks and Information Integration of Ministry of Education, Southeast University, Nanjing, Jiangsu 210096, China; 2. Department of Computer Science and Engineering, Southeast University, Nanjing, Jiangsu 210096, China)

Abstract: Game theory is applied to study the resource allocation technologies further in this paper. The mechanism of network resource pricing, which shows the relation of supply and demand, was presented based on bidding. Subsequently, we designed the utility function of end system and proved the existence and uniqueness of Nash Equilibrium in resource allocation game. At last, we present a network resource allocation algorithm (RANG) based on the resource allocation game model. The results of experiment and simulation show that RANG algorithm can provide references for the quantity of the resource that users demand and regularize the users' bids. Consequently, the allocation of the whole network resource tends to be more reasonable.

Key words: resource allocation game; Nash equilibrium; bidding; utility

1 引言

随着 Internet 流量以指数形式急剧增长,各种应用对网络资源的需求随之的增加,特别是需要严格 QoS 保证的实时网络多媒体应用要求更多的网络资源. QoS 保证最终目的是为了进行合理的资源分配,资源分配是 QoS 保证的最终实现,因而有效的资源分配十分重要. 资源分配在不同协议层次上的研究内容也不尽相同:物理层的工作是将资源请求分配到具体的硬件设备和物理端口;网络传输层则关心如何映射资源请求到逻辑设备和端口;应用层则分析和调度应用或用户的资源请求,转交给下层服务. 网络中的基本问题就是如何在分散的用户间共享分散的资源,

例如带宽和缓冲区^[1].

长期以来,对资源分配技术的研究与性能评价都是从纯粹工程技术的角度出发,如资源利用率,用户公平性等. 这些方法着重去改进和提高技术的某项或几项性能指标,而往往忽略客观存在的非合作的端系统行为. 从根本上说,传统的资源分配技术的设计与优化,在具备较高的技术指标的同时,却对用户的行为缺乏合理的解释. 在当今缺乏约束的 Internet 中,没有人积极地遵守协定,因此端系统不可能心甘情愿的被束缚,他们会采用各种方式去冲破这种束缚,例如:Web 浏览器可以通过打开更多的 TCP 连接以获得更多的资源占用,这将阻碍 Internet 的进一步发展,所以在研究这些网络设计与优化技术时,有必要引入

收稿日期:2005-07-25;修回日期:2005-11-11

基金项目:国家重点基础研究发展计划(973 计划)(No. 2003CB314801);国家自然科学基金(No. 60573133);高等学校博士学科点专项基金(No. 20040286001)

新的研究方法和理论,博弈理论为该研究提供了坚实的数学基础.

2 资源分配问题的描述

资源分配的方法可以分为静态分配和动态分配:静态分配将为会话连接保留一定数量的资源,直到会话结束;而动态分配将根据网络条件和应用需求动态地调整资源分配的数量.通常静态分配方法依赖于统计模型去估算和预测资源需求(对突发流量是一种保守的处理方法),需要预先知道应用流的峰值速率等参数,在实时或交互式应用中很难实现.资源分配通常需要考虑如下目标:(1)端系统间的公平性(如分配的资源数量、由资源分配产生的QoS);(2)资源的利用率.

传统的资源分配方法都是从资源提供方(网络)的角度,使用最优化理论集中地求解资源分配问题,决定端系统所能分配到的资源数量.近来出现的一些基于传统经济学理论的分布式资源分配方法也可以实现诸如基于QoS^[2,3]、Pareto最优、公平性^[4]等优化目标.然而这些分配方法都没有足够地考虑端系统对资源的“购买能力”和要求,而是以各种最优化目标使端系统被动地得到资源分配(这种分配通常通过集中式计算而实现).在竞争使用有限的网络资源过程中,端系统不合理的背离行为使得资源分配问题的研究更为复杂,因此可以使用博弈理论来研究和解决上述问题,目标是让理性的参与者依据私利永远不会出现背离行为^[5].同时,采用博弈的方法可以考虑分散资源分配这个集中式的求解过程,使得用户贪婪的最优化过程服从于相同的最优资源分配,即可以使用分布式算法来实现最优化、公平的资源分配.本文希望运用博弈理论规范端系统在资源分配中的贪婪行为,从而设计出一种分布式的资源分配机制,该机制一方面能够充分利用端系统的计算能力,另一方面能够充分考虑端系统的行为在该机制下,端系统的资源申请具有较高的合理性和有效性.

3 资源分配博弈模型

网络中用户的数目和网络资源的消耗程度是动态变化的,当用户数目较少,且网络负载量较轻时,如果网络资源的价格仍然维持很高,端用户所能申请的资源数量将被限定的很低,从而造成了大量资源的闲置;当系统的用户数目较大,且网络消耗较为严重时,如果网络资源的价格过低,端用户对资源的申请得不到足够的约束,过量的资源使得网络拥塞的机会大大增加.此外,在当前Internet的资源分配中,端用户不能动态地表达他们对资源使用的偏好(迫切程度),并且端用户对Internet资源的使用都是在一种非合作的方式下进行,需要一种定价机制来约束端系统不合理的资源请求.

市场理论认为基于拥塞等级的资源定价方案可以产生不同的服务等级.当资源使用过载时,只有那些能够,且

可以负担更高使用价格的用户可以使用^[6],同时,对用户的使用收费将鼓励用户合理的使用资源^[7].我们希望通过设计一个动态的资源定价机制,在该机制下,网络资源的价格可以动态地反映网络的拥塞状况和端用户请求网络资源的迫切程度,从而有效地避免上述情况的发生.

3.1 网络资源的定价机制

Internet经济学的核心内容是定价问题,定价可以成为收回耗费,增加不同服务提供者间的竞争以及减少拥塞或控制流量强度的有效手段^[8].我们在研究网络资源分配问题时,常以性能、公平性等参数作为对分配优化处理的优化目标和评价分配结果的标准.然而这种分配可以满足或接近其中的一个或几个参数的优化目标,但不能反映出端用户与网络资源提供者之间,以及端用户之间内在的关系.由于网络资源是多个用户竞争使用的公共设施,如果用户可以免费的使用网络资源,那么很容易造成“公共地悲剧”,即大量用户无度的使用网络资源,造成资源的匮乏,以至网络拥塞瘫痪.解决上述问题的有效方法就是避免用户对网络资源的免费使用,即付费使用,这样用户在使用网络时,就要根据自己的购买能力,理性地使用资源.此时,网络资源就像流通市场^[9]中的商品,商品的价格怎么确定,是一个很重要的问题.如果定价太高,大多数用户负担不起网络资源使用的费用,虽然可以在一定程度上避免网络拥塞,但是这也将导致网络资源得不到有效使用,资源利用率过低,同时用户使用的公平性也得不到保证;反之,可能仍有很多用户可以过多的使用网络资源,网络资源仍然很缺乏,仍存在较高的拥塞可能,这时的价格将没有起到调节作用.

网络资源的定价方法有很多种,例如基于代价、基于优化和边界价格的方法^[10],而使用竞价的方式定价是其中最为公平的一种方式,因为资源的价格不仅取决于资源的数量,而且受端系统需求的影响.在竞价过程中,每个参与者以最大化收益为目标(如果参与者不能从竞价中获益,他们将拒绝加入竞价).竞价应满足两个要求:(1)激励的兼容性(Incentive Compatibility),各参与者都有占优策略;(2)个体的理性(Individual Rationality),按照占优策略行动的参与者的收益总是最优收益^[11].

为此,我们设计了一种基于端系统竞价博弈的网络资源定价机制,其框架如图1所示.

在经典微观经济学中,买方出价高于卖方的定价时,产生交易^[12].图1所示的定价机制中,由两部分实体完成网络资源的定价:生产者(如路由交换设备)和购买者(如端系统或应用)组成.扮演消费者角色的端系统向生产者角色的路由交换设备申请使用某项资源,生产者根据端系统竞价的价格和数量来决定资源的价格,同时为那些报价不小于该价格的端系统分配资源.依据供求关系,在资源匮乏(供不应求)时,资源的价格理应高一些;在资源丰富(供大于求)时,价格则应低一些.

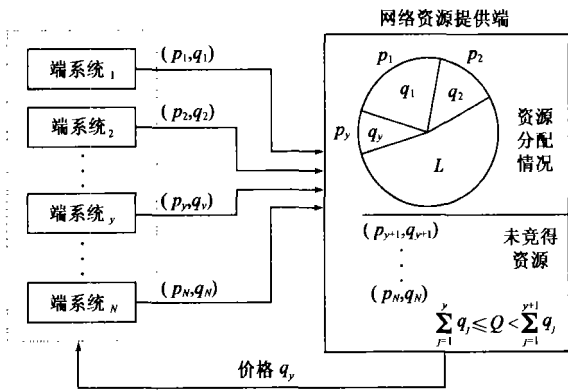


图 1 竞价博弈框架

下面,我们研究这样一个网络环境:假设网络中存在 N 个非合作的端系统,集合为 $N = \{1, \dots, N\}$,他们竞价使用网络资源,端系统的竞价集合为 $S = \{s_i | s_i = (p_i, q_i), i = 1 \dots N\}$,其中, p_i 为端系统 i 愿意为使用资源而出的资源单价; q_i 为端系统 i 要使用的资源数量.不失一般性,我们假设端系统的竞价满足 $p_1 \geq p_2 \geq \dots \geq p_N$,下面我们定义网络资源的价格如下:

定义 1 假设端系统的报价集合中,申请的网络资源数量满足:

$$\sum_{j=1}^y q_j \leq Q < \sum_{j=1}^{y+1} q_j$$

那么,我们定义此时端系统 y 的价格 p_y 为网络资源的价格.

对于定义 1 中,资源申请数量的另外两种情况:

(1) 当 $\sum_{j=1}^N q_j \leq Q$ 时,即现有的网络状况可以满足所有的资源请求,此时资源的价格 $p_y = 0$.

(2) 当 $q_1 > Q$ 时,出价最高端系统的资源请求不能被满足,此时我们可以以 $\sum_{j=2}^y q_j \leq Q < \sum_{j=2}^{y+1} q_j$ 开始定价,如果 $q_2 > Q$ 也成立,依次类推,分配资源给满足定义 1 条件的端系统.

3.2 基于竞价的资源分配博弈模型

下面我们就来研究资源分配中的博弈问题:端系统如何竞价?从上面的定价机制我们知道网络资源提供端根据端系统所提交的竞价决定哪些端系统的资源申请可以得到满足,端系统可以通过提高竞价获得资源的使用.端系统对这个资源的使用都有一定支付能力 m_i 和最低数量要求 q_i ,因此端系统能承受的最高资源价格为 $\bar{p}_i = m_i / q_i$,高于这个价格端系统将无法承担使用该资源的支付.

资源的价格不是由单一端系统的出价决定,而是由多个端系统竞价决定(博弈决定).那么按照博弈理论进行定价是否公平?资源的价格会不会被恶性竞争抬的过高或过低?资源的价格能否恰当地反映大多数参与竞价端系统的理性需求?上述问题对于整个系统的稳定十分重要,因而我们就围绕这些问题研究资源分配的博弈模型.

在资源分配博弈过程中,端系统也是以自己效用最大

为目标进行竞价的,此外,端系统的资源占用对其他端系统效用的潜在影响也是需要考虑的问题.例如,用户传输数据对其他用户传输产生的“外部效用”,因此下面我们研究依据端系统效用最大的竞价标准.在资源分配中,端系统的效用函数应由两部分组成:(1)端系统使用该资源而获得的收入,这部分主要涉及端系统获得的资源数量和剩余的资源数量;(2)端系统为使用资源而必须的支出,这部分主要涉及资源的价格和端系统申请的资源数量.效用函数定义如下:

定义 2 在资源分配博弈(如图 1 所示)中,我们使用 CES 效用函数变形得到端系统 i 的效用函数:

$$U_i(s) \triangleq U_i(s_i, s_{-i}) = (1 - \alpha_i) \cdot q_i (Q - q_i)$$

其中, s 为整个系统的竞价策略向量; s_i 为系统 i 的竞价向量; s_{-i} 为除系统 i 外,其他端系统的竞价向量; $\alpha_i \in [0, 1]$; $U_i(\cdot)$ 为端系统 i 使用资源的效用; α_i 为端系统 i 的风险系数; q_i 为端系统 i 的资源需求量.

对端系统效用函数的分析如下: $q_i (Q - q_i)$ 为系统使用数量为 q_i 资源的效用; $(1 - \alpha_i)$ 为竞得概率, α_i 为不能竞得资源的风险系数.如果竞价小于 p_y (本次竞价后,资源的价格),端系统将无法负担使用该资源的支付,不能获得对资源的使用,此时端系统效用为 0.那么出价为 p_i 的端系统如何衡量因为其竞价达不到资源价格而导致申请不到资源的风险?这里我们取 $\alpha_i = e^{-p_i/p_y}$ 来衡量竞价风险,即出价为 p_i 的端系统,不能获得资源使用的概率,所以 $(1 - \alpha_i)$ 代表端系统在出价 p_i 时能够竞得资源使用的概率,这样定义 2 定义的端系统 i 的效用函数为:

$$U_i(s) \triangleq U_i(s_i, s_{-i}) = (1 - e^{-p_i/p_y}) \cdot q_i (Q - q_i) \quad (1)$$

不难看出, $U_i(s)$ 是一个值为 $[0, \dots]$ 的连续单调增函数,且二阶连续可微, $U_i(\cdot) = 0$, 同时, $U_i(\cdot) > 0$, 即 $U_i(s)$ 是连续递增单调函数.

下面,根据如式 1 定义的效用函数来讨论资源分配博弈中 Nash 均衡点的定义、存在性和唯一性.

定义 3 假设在非合作资源分配博弈中, $U_i(s_i, s_{-i})$ 为端用户 i 的效用函数,那么 $(s_1^*, \dots, s_i^*, \dots, s_N^*)$ 构成一个 Nash 均衡点,当且仅当 $\forall i \in N; \forall s_i \in S_i, U_i(s_i^*, s_{-i}^*) \geq U_i(s_i, s_{-i}^*)$, 其中, S_i 为端用户 i 所有竞价向量的空间.

由定义 3 可知,系统达到 Nash 均衡点后,系统的任何偏离 Nash 均衡点的竞价向量 s ,其效用将不大于在 $s^* = (s_1^*, \dots, s_N^*)$ 时的效用.定义中 Nash 均衡点的充要条件表明按照资源分配向量 s_i^* 对资源竞价是端系统 i 的占优策略,同时,定义也说明了资源分配博弈中求解 Nash 均衡点的方法为端系统选择 s_i 使得其效用最大,即 $\max_{s_i, s_{-i}} U_i(s_i, s_{-i})$.

因为端系统都是以 $\max_{s_i, s_{-i}} U_i(s_i, s_{-i})$ 目标竞价,因此端系统 i 在制定竞价时需要考虑两个方面的内容:资源价格 p_i 和数量 q_i .由于端系统 i 的最大支付能力 \bar{m}_i 都是确定

的,且 p_i, q_i, \bar{m}_i , 故竞价中价格和数量是相互矛盾的参数.

命题 1 在上述资源分配博弈中, N 个端系统竞价获得资源的使用, 如果端系统 i 的效用函数由式 1 定义, 那么整个博弈系统的 Nash 均衡点存在且唯一.

证明: 在命题给出的条件下, 端系统 i 制定博弈策略可以用如下优化问题表示:

$$\max_{s_i, s_{-i}} U_i(s_i, s_{-i}), \quad \text{s.t.} \quad p_i \cdot q_i = \bar{m}_i \quad (2)$$

对于上述非线性优化问题, 我们可以构造如下的 Lagrange 函数:

$$L_i(s_i, \lambda) = U_i(s_i, s_{-i}) - \lambda (p_i \cdot q_i - \bar{m}_i) \quad (3)$$

式 3 的 K-T 条件为:

$$\begin{aligned} \frac{\partial L_i(\cdot)}{\partial p_i} &= \frac{\partial U_i(\cdot)}{\partial p_i} - \lambda q_i = 0 \\ \frac{\partial L_i(\cdot)}{\partial q_i} &= \frac{\partial U_i(\cdot)}{\partial q_i} - \lambda p_i = 0 \\ \lambda (p_i \cdot q_i - \bar{m}_i) &= 0, \quad \lambda = 0 \end{aligned} \quad (4)$$

记 $\nabla_i(s) = \frac{\partial U_i(\cdot)}{\partial p_i}$, 同时结合式 2, 则 K-T 条件 4 可以化为

如果 $p_i \cdot q_i = \bar{m}_i$, 那么 $\lambda = \nabla_i(s) / q_i$

如果 $p_i \cdot q_i < \bar{m}_i$, 那么 $\lambda = 0$

另外, 由于 $\frac{\partial^2 U_i(\cdot)}{\partial p_i^2} > 0, \frac{\partial^2 U_i(\cdot)}{\partial q_i^2} < 0$, 那么效用函数 $U_i(\cdot)$ 在 $s_i = (p_i, q_i)$ 处的 Hessian 矩阵为:

$$\nabla^2 U_i(\cdot) = \begin{bmatrix} \frac{\partial^2 U_i(\cdot)}{\partial p_i^2} & \frac{\partial^2 U_i(\cdot)}{\partial p_i \partial q_i} \\ \frac{\partial^2 U_i(\cdot)}{\partial q_i \partial p_i} & \frac{\partial^2 U_i(\cdot)}{\partial q_i^2} \end{bmatrix}$$

显然, $|\nabla^2 U_i(\cdot)| < 0$, 即 $\nabla^2 U_i(\cdot)$ 为负定矩阵, 所以效用函数 $U_i(\cdot)$ 是凹函数, 式 2 所述的优化问题有唯一的极大值, 即博弈的 Nash 均衡存在且唯一, 证毕.

下面, 我们通过研究 Nash 均衡点上竞价, 讨论端系统的竞价方法.

推论 1 在上述资源分配博弈的 Nash 均衡点, 端系统 i 竞价应在 $p_i, q_i = \bar{m}_i$ 时取得.

证明: 假设在式 2 描述的优化问题中, 当 $p_i, q_i = \bar{m}_i$ 时 $U_i(\cdot)$ 取得最大值, 那么有 $\lambda = 0$. 将 λ 代入式 4, 可得:

- (1) $\frac{\partial U_i(\cdot)}{\partial p_i} = 0$, 需有 $p_i = 0$ 或 $Q - q_i = 0$;
- (2) $\frac{\partial U_i(\cdot)}{\partial q_i} = 0$, 需有 $p_i = 0$ 或 $Q - 2q_i = 0$;

将 $p_i = 0$ 代入式 1 可得 $U_i(\cdot) = 0$, 故 $p_i > 0$; 另外, 条件 $Q - q_i = 0$ 与 $Q - 2q_i = 0$ 矛盾, 所以 $p_i, q_i < \bar{m}_i$ 不能取得最大值.

这样只有在 $p_i, q_i = \bar{m}_i$ 时, $U_i(\cdot)$ 取得最大值, 联合式 4 中的方程组, 我们不难求出最大值点 (p_i^*, q_i^*) , 即均衡点, 证毕.

从上面的讨论可知, 端系统的竞价高低反映了其对资源需求的迫切程度, 而博弈使得资源的价格更能够反映端系统的需求和当前网络的状况.

4 基于博弈理论的资源分配算法

4.1 算法的框架

RANG (Resource Allocation algorithm based on Non-cooperative Game theory) 算法的设计目标:

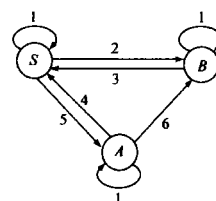
- (1) 各端系统都是以自己的效用最大为目标来竞价, 申请资源;
- (2) 通过 RANG 算法的执行, 资源能够获得一个合理的定价, 且资源在端系统上的分配能够收敛于 Nash 均衡点时的资源分配结果;
- (3) RANG 算法分为两个部分, 分别部署在端系统和资源提供端, 两部分协作完成资源的分配.

由于 RANG 算法本身就是一个竞价博弈的过程, 所以算法框架结构可参见图 1. 端系统的功能主要包括: 计算竞价、网络分析、信息收集模块, 其中, 信息收集模块收集资源的信息, 包括: 资源信息 (如资源价格、分配指令等) 和其他端系统信息 (如出价信息和申请资源的数量等); 网络分析模块提取分析收集来的信息, 根据资源价格判断资源的使用状况和其他端系统对资源的需求情况, 解析并保存资源的价格; 根据当前的资源信息计算竞价, 按照资源分配算法, 向资源提供端提交竞价.

资源提供端主要包括: 资源定价模块和资源分配模块, 其中, 资源定价模块按照定义 1 计算资源的价格, 并广播资源价格; 资源分配模块判断哪些端系统可以获得资源的使用, 分配相应数量的资源. 此外, 资源分配模块将周期性地收回资源, 并广播分配指令, 开始新一轮竞价过程.

4.2 算法中端系统状态的变迁

图 2 反映了端系统的三个状态: S (稳定状态)、B (竞价状态) 和 A (网络分析状态). 初始情况下, 端系统的状态 S, 端系统将以某个初始策略行动, 同时周期性地向网络其他端系统发布本系统的竞价信息 (即使没有进行策略调整也需要定时发布本系统的决策信息, 以便让新加入的端系统能够及时地了解各端系统的当前状态); 当收集到的其他端系统的状态信息和网络状态信息时, 端系统将根据这些信息判断网络运行的情况, 此时进入状态 A; 在分析后, 如无拥塞发生, 端系统将记录这些信息以供竞价使用, 同时返回到状态 S; 当到达某一时刻 (该时刻周期性地发生或检测到网络拥塞时发生), 端系统将根据收集到的其他端系统的信息 (各端系统的竞价信息) 和网络状况进行动态地竞价, 此时端系统进入状态 B^[13]; 新的竞价生成后, 端系统的状态将回到 S, 端系统将以新生成的行动工作.



状态: S(稳定), B(竞价), A(分析)

事件:

- 1: 发布本系统的竞价信息
- 2: 到达竞价周期
- 3: 生成本系统新的竞价策略
- 4: 记录分析结果 (网络状态和其他系统的信息)
- 5: 收集到端系统竞价信息和网络状态信息
- 6: 分析网络状态, 发现网络拥塞

图 2 端系统状态变迁

4.3 RANG 算法

RANG 算法中端系统的核心模块为竞价计算模块,根据推论 1,我们可以计算端系统在 Nash 均衡点的竞价,将 $q_i = \bar{m}_i / p_i$ 时,代入式 1,可得:

$$\frac{\partial U_i(\cdot)}{\partial p_i} = \frac{1}{p_i} e^{-p_i/p_i} \left[\bar{m}_i Q - \frac{\bar{m}_i^2}{p_i} \right] + \left(1 - e^{-p_i/p_i} \right) \left[\frac{2\bar{m}_i^2}{p_i^2} - \frac{\bar{m}_i}{p_i} Q \right] = 0 \quad (5)$$

其中, p_i 为资源的价格,这里可以使用上次竞价后资源的价格指导本次端系统竞价.显然,通过式 5 很难求出 p_i 的解析解,但是可以求 p_i 在 $[\bar{m}_i / Q, \bar{m}_i / q_i]$ 范围内的近似解(本文将不花过多篇幅介绍复杂方程的求解方法).然后,求得出价为 p_i 的端系统申请资源数量的近似解 q_i ,这样我们就可以求得端系统 i 的本次竞价.

RANG 算法由部署在端系统和服务提供端的两部分组成,首先讨论端系统上的实现部分 RANG-ES (RANG for End System),如图 3 所示.

```
算法: RANG 算法在端系统 i 上的第 k 次执行;
输入:端系统 i 的最大支付能力  $\bar{m}_i$  和最小带宽要求  $q_i$ , 资源的数量 Q 和 k-1 次竞价后资源的价格  $p^{(k-1)}$ ;
输出:端系统 i 的第 k 次竞价  $s_i = (p_i, q_i)$ ;
rang-es {
    fetch(Q, P_0) // 获取当前资源数量和上次资源价格
    calc_flow(p, q) // 根据式 5, 计算竞价
    submit(dsRSC, s) // 向资源提供者提交竞价
}
```

图 3 RANG 算法在端系统的实现框架

接下来,我们给出 RANG 算法在资源提供端上的实现部分 RANG-P (RANG for Provider),如图 4 所示.

```
算法: RANG 算法在资源提供端上的第 k 次执行;
输入:资源的数量 Q 和各端系统的竞价  $s = \{s_i\}_{i=1}^N$ ;
输出:第 k 次竞价后,资源分配结果和资源价格。
rang_p {
    collect(s) // 收集各端系统的竞价
    calc_src_price(Q, P) // 根据定义 1, 计算资源价格
    broadcast(P) // 广播当前价格
    for i = 1 to N
        if  $p[i] > P$  then allocation(p[i], q[i]) // 向竞价高于 P 的端系统分配资源
}
```

图 4 RANG 算法在资源提供端的实现框架

4.4 关于 RANG 算法中一些问题的讨论

(1)如何分配全部资源?在资源分配中,虽然我们希望资源利用率的最大化,但是全部资源都被分配使用,会对整个系统的运行造成极大的隐患.例如,网络带宽资源的完全分配可能会造成该段网络的拥塞,甚至瘫痪;对于处理器等计算资源的完全被占用可能会造成处理器的负载过重,乃至到系统的崩溃;此时,资源提供者不能及时响

应新来的资源请求.故我们对定义 1 修改如下:

$$q_j \cdot Q < \sum_{j=1}^{y+1} q_j \quad (6)$$

其中, $Q = Q - \dots > 0$ 或 $Q = \dots \cdot Q, 0 < \dots < 1$.

同时,我们认为资源分配博弈对端系统资源申请的拒绝表现在如下方面:出价低于资源价格的端系统将不能获得资源;新来的端系统的资源请求,因为错过本次资源竞价,只有等待下次竞价的开始.这些都将降低整个系统的接纳率,因此我们可以利用式 6,保留一部分资源给传统的资源服务方式(如 FIFO 方式等).这样,被本次竞价拒绝的端系统和错过本次竞价周期新来的端系统都将可以使用资源数量为 $(1 - \dots)Q$,无保障的资源服务.

(2)怎么确定竞价周期(资源使用时间)?竞价结束后,竞价成功的端系统将拥有多长时间的资源使用权,即两次竞价之间的时间周期是多少,是资源分配博弈中重要的问题.竞价周期过长,竞得资源的端系统将更长时间的拥有资源的使用,这样新加入的端系统无法立刻参与竞价使用资源,没有获得资源的端系统则不能及时调整竞价策略;竞价周期过短,竞得资源的端系统无法充分利用资源便要释放资源参与新一轮竞价,且竞得资源的数量很可能不同,使得在端系统上分配的资源产生“颠簸”.因此资源分配周期的粒度的选择十分重要,通常可以让具有领导能力的资源管理方来制定这个周期.

(3)端系统的支付能力.前面的研究中,我们提到端系统的最大支付能力 $\bar{m}_i = p_i q_i$,这是支付能力在不考虑使用时间情况下的不严格定义,因为 p_i 表示资源价格, q_i 表示资源数量,所以 \bar{m}_i 的实际意义为数量为 q_i 的资源价格.如果将竞价周期考虑进去,则端系统的最大支付能力为

$$\bar{m}_i = \int_0^T p_i(t) \cdot q_i dt$$

其中, T 为竞价周期, $p_i(t)$ 为 t 时刻的资源价格,这里资源价格在竞价后不变,因此 $p_i(t) = p_i$,这样 $\bar{m}_i = p_i q_i \int_0^T dt = p_i q_i \cdot T$ 由此可得

$$p_i q_i = \frac{\bar{m}_i}{T} \quad (7)$$

这样,在博弈系统的竞价周期和端系统支付能力已知的情况下,可以依据式 7 制定竞价.

5 仿真实验

下面将通过仿真重点对 RANG 算法的运行结果进行评价,考察在特定网络环境中,运行 RANG 算法的端系统申请资源数和竞价情况.

实验环境中(参见图 1),资源数量 $Q = 3.0$ (本实验中,我们认为资源的数量是无差别的数量,即忽略具体是哪项资源,不计资源的单位),端系统数目为 7,端系统的最小带宽需求 q_{0-6} 分布参见表 1,端系统的支付能力 \bar{m}_{0-6} 分布参见表 2,初始资源的的价格为 1.2.

表 1 端系统最小带宽需求分布

	Δ_0	Δ_1	Δ_2	Δ_3	Δ_4	Δ_5	Δ_6
带宽	0.105	0.075	0.067	0.035	0.187	0.267	0.207

表 2 端系统支付能力分布

	\bar{m}_0	\bar{m}_1	\bar{m}_2	\bar{m}_3	\bar{m}_4	\bar{m}_5	\bar{m}_6
支付	0.135	0.118	0.1264	0.127	0.132	0.112	0.122

图 5 的仿真结果中, M_{ax} 表示用户可以申请资源数量的最大值, M_{in} 表示可以申请数量的最小值, 而图 6 表示端系统的竞价与实际资源的价格之间的关系. 可以看出, 端系统的竞价都在资源价格的附近浮动, 而在资源的价格确定后, 端系统申请的资源数也根据其最大支付能力相应确定. 因此实验结果表明, 端系统能够较好的围绕的资源价格竞价, 有效地避免了端系统的恶意竞价行为, 且用户所得的资源数量高于用户的最低 QoS 要求.

6 结束语

本论文在提出网络资源的定价机制的基础上, 研究了网络资源分配的博弈模型; 论证了非合作 (自私的或贪婪的) 的用户竞价行为下整个博弈系统 Nash 均衡解的存在性和唯一性; 讨论了 Nash 均衡点上用户的竞价行为, 最后基于上述模型设计了网络资源分配算法 (RANG). 仿真试验表明 RANG 算法能够有效地规范端系统申请网络资源的竞价, 避免恶意竞价行为. 本文网络资源分配算法不依赖于现有的网络资源分配机制, 通过适当的改造, 可以灵活地应用到网络端系统和网络设备中, 也可以和现有的各种 QoS 协议兼容运行, 显示出本算法良好的应用前景.

参考文献:

- [1] Semret N. Market Mechanisms for Network Resource Sharing[D]. Department of Electrical Engineering, Columbia University, 1999.
- [2] Liu J Q. A QoS-driven Resource Allocation Framework based on the Risk Incursion Function and its Incorporation into a Middleware Architecture & Mechanism Support

porting Distributed Fault-tolerant Real-time Computing Applications[D]. University of California, Irvine, 2001.

- [3] Rajkumar R, Lee C, Lehoczy J, et al Practical solutions for QoS-based resource allocation problems[A]. Proc of the 19th IEEE Real-Time Systems Symposium [C]. Madrid, Spain: IEEE Computer Society Press, 1998 296 - 306
- [4] Baruah S K, Cohen N K, Plaxton C G, et al Proportionate Progress: A notion of fairness in resource allocation [J]. Algorithmica, 1996, 15 (6): 600 - 625.
- [5] Archer A, Tardos E Truthful mechanisms for one-parameter agents[A]. Proceedings of the 42nd IEEE Symposium on Foundations of Computer Science [C]. Las Vegas, USA: IEEE Computer Society Press, 2001. 482-491.
- [6] Kelly F M Mathematical Modeling of the Internet [J]. Springer-Verlag, Berlin, 2001. 685 - 702
- [7] Jin Y, Kesidis G. Nash equilibria of a generic networking game with applications to circuit-switched networks[A]. Proc of IEEE INFOCOM 2003 [C]. San Francisco, USA: IEEE Computer Society Press, 2003 1242 - 1249.
- [8] Cao X R, Shen H X, Milioto R, et al Internet pricing with a game theoretical approach: concepts and examples [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2002, 10 (2): 208 - 216.
- [9] Roth A E Game Theory as a tool for market design [J]. In Game Practice: Contributions from Applied Game Theory, Fioravante Patrone, Ignacio Garcia-Jurado, Stef Tijs, editors, Kluwer, 2000. 7 - 18.
- [10] Shenker S J, Clark D, Estrin D, et al Pricing in computer networks: reshaping the research agenda [A]. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, SIGCOMM 1996 [C]. Stanford, CA: ACM Press New York, 1996. 26. 19 - 43.
- [11] Ronen A. On approximating optimal auctions [A]. Proc of the Third ACM Conference on Electronic Commerce [C]. Tampa, Florida: ACM Press, 2001. 11 - 17.
- [12] Satterthwaite M A, Williams S R. The optimality of a simple market mechanism [J]. Econometrica, 2002, 70 (5): 1841 - 1863.
- [13] Ausubell L M. An Efficient Dynamic Auction for Heterogeneous Commodities [R]. Department of Economics, University of Maryland, 2000.

作者简介:



陶 军 男, 1975 年 11 月出生于江苏淮阴, 2005 年 6 月毕业于东南大学计算机系, 获工学博士学位, 现工作于东南大学计算机系, 讲师, 主要研究方向为高性能网络、分布式计算, 博弈与信息经济学. E-mail: juntao@seu.edu.cn