一种基于端系统竞价博弈的网络资源分配模型

陶 军 陆一飞 王萃寒

(东南大学教育部计算机网络和信息集成重点实验室 南京 210096)

(东南大学计算机科学与工程系 南京 210096)

摘 要 随着网络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。资源分配是QoS分配的最终实现,QoS分配目的是为了进行合理的资源分配,因而有效的资源分配十分重要。在描述资源分配问题的基础上,对资源分配博弈进行了深入研究,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实现Nash均衡解端系统的竞价策略。最后,为完善上述资源分配博弈模型,对该模型中的资源价格和相同竞价问题进行进一步讨论。该研究为基于竞价的资源分配算法的设计提供了理论上的支持。

关键词 资源分配博弈,Nash均衡,竞价,效用

中图法分类号 TP393

Resource Allocation Model Based on End-system Bidding Game

TAO Jun LU Yi-fei WANG Chui-han

(Key Laboratory of Computer Networks and Information Integration of Ministry of Education, Southeast University, Nanjing 210096, China)

(Department of Computer Science and Engineering, Southeast University, Nanjing 210096, China)

Abstract Along with the exponentially rapidly increase in network traffic, the demands on the network resource from various applications grow. Especially, the network multimedia applications with strict QoS-guaranteed require more network resource. Network resource allocation is the final implementation of QoS allocation. The aim of QoS allocation is rational resource allocation. Therefore, efficient resource allocation is indispensable. After the problem resource allocation was discussed, we studied the resource game further. 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. Then, the end system's bidding strategy to reach Nash Equilibrium was discussed. At last, we further discussed the problem of resource price and the same bid in above model. The research in this paper provides the theoretic support for the coming design of resource allocation algorithm.

Keywords Resource allocation game, Nash equilibrium, Bidding, Utility

1 引言

资源分配是QoS分配的最终实现,所以研究QoS支持技术的最终目的是为了进行合理的资源分配。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上;网络传输层则关心如何将资源请求映射到逻辑设备和端口上;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。

实际上,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]。近年来,随着网络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分配最终目的是为了进行合理的资源分配,因而有效的资源分配十分重要。

2 资源分配问题的描述

在资源分配中,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。

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

到稿日期:2008-03-20 本文研究得到国家重点基础研究发展计划(973计划)(2003CB314801),国家自然科学基金重大研究计划项目(90604003)和国家自然科学基金项目(60603067)的资助。

陶 军(1977-),男,博士,副教授,CCF会员,研究领域为高性能网络、分布式计算、博弈与信息经济学,E-mail:juntao@seu.edu.cn;陆一飞(1983-),男,博士生,研究领域为网络体系结构、IPv6技术和无线网络协议;王萃寒(1963-),女,高工,研究领域为高性能网络协议、分布式计算技术。

量。通常静态分配方法对突发流量(如 MPEG 流)是一种保守的方法,它依赖于统计模型去估算和预测资源需求,这种静态的方法需要预先知道应用流的峰值速率等参数,但这个要求在实时或交互式应用中很难实现。

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。

本论文中,我们希望使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。此外,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得很低,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),即使他们有能力以更高的价格支付对资源的使用,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才能使用,同时对用户的使用收费将鼓励用户合理地使用资源[6]。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[7]。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。我们知道,由于网络资源是多个用户竞争使用的公共设施,如果用户可以免费地使用网络资源,那么很容易造成“公共地悲剧”,即大量用户无度地使用网络资源,造成资源的匮乏,以致网络拥塞瘫痪。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[8]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;如果定价太低,可能仍有很多用户可以过多地使用网络资源,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。

Walrand 等人认为网络中存在 4 类用户的付费行为:接入访问付费、使用付费、拥塞付费和服务质量付费[9]。其中,接入付费为用户获得网络访问所付的费用,如网络服务提供商向初装用户收取的接入设备的费用;使用付费为普通用户在使用网络过程中的费用,如按时间、流量付费等;拥塞付费为用户在网络重载时为使用网络而交付的额外费用;服务质量付费是用户为获得有保证的资源使用而交付的额外费用。后 3 种付费都是用户在使用网络时的费用(拥塞付费和服务质量付费可以看成是用户使用网络付费分别在网络状况较差和自身使用要求较高情况下的费用),本文所讨论的资源价格和用户支付都是与用户使用网络付费有关的概念,故这里将不严格区分这 3 种费用[1)]。

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。竞价是决定在众多竞价参与者中,谁以何种价格赢得物品的协议。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。

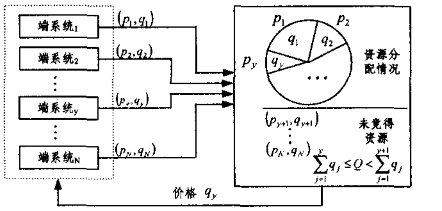

图 1 竞价博弈框架

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[13]。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)。扮演消费者角色的端系统向生产者角色的路由交换设

1) 事实上,本论文所讨论的用户网络付费包含了使用付费、拥塞付费和服务质量付费。

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。由此可知，资源的价格与资源的数量、端系统的个数、端系统竞报的价格和数量有着密切的关系。

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 $N=\{1,\cdots,N\}$，它们竞价使用网络资源，端系统的竞价集合为 $S=\{s_i \mid s_i=(p_i,q_i), i=1\cdots N\}$ 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 $p_1 \geqslant p_2 \geqslant \cdots \geqslant p_N$。下面我们定义网络资源的价格。

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：

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

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，资源申请数量有另外两种情况：

1）当 $\sum_{j=1}^{N} q_j \leqslant Q$ 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 $\sum_{j=2}^{y} q_j \leqslant Q < \sum_{j=2}^{y+1} q_j$ 开始定价，如果 $q_2>Q$ 也成立，依次类推，资源分配给满足定义 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 $\underline{q_i}$，因此端系统能承受的最高资源价格为 $\overline{p_i}=\overline{m_i}/\underline{q_i}$。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得过高或过低？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需的支出，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：

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

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；$i \in N$；$U_i(\cdot)$ 为端系统 i 使用资源的效用；γ_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；q_i 为竞得概率，γ_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申请不到资源的风险？这里我们取 $\gamma_i = e^{-p_i/p_y}$ 来衡量竞价风险（如图 2 所示），即出价为 p_i 的端系统不能获得资源使用的概率，所以 $(1-\gamma_i)$ 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（如图 3 所示）：

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

不难看出，$U_i(s)$ 是一个值域为 $[0,\infty)$ 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。

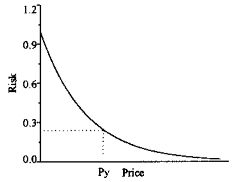

图 2 竞价风险-出价关系

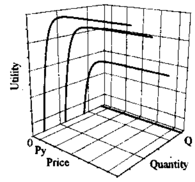

图 3 效用函数图

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 $(s_1^*, \cdots, s_i^*, \cdots, s_N^*)$ 构成一个 Nash 均衡点，当且仅当 $\forall i \in N$；$\forall s_i \in \boldsymbol{S}_i$，$U_i(s_i^*, s_{-i}^*) \geqslant U_i(s_i, s_{-i}^*)$，其中，$\boldsymbol{S}_i$ 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 $\boldsymbol{s}^*=(s_1^*, \cdots, s_N^*)$ 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 $\max\limits_{s_i \in \boldsymbol{S}_i} U_i(s_i, s_{-i}^*)$。

因为端系统都是以 $\max\limits_{s_i \in \boldsymbol{S}_i} U_i(s_i, s_{-i})$ 为目标竞价，所以端系统 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 $\overline{m_i}$ 都是确定的，且 $p_i q_i \leqslant \overline{m_i}$，故竞价中的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：

$$\max_{s_i \in \boldsymbol{S}_i} U_i(s_i, s_{-i}^*)$$
$$s.t \quad \sum_{i \in N} p_i \cdot q_i \leqslant \overline{m_i} \tag{2}$$

对于上述非线性优化问题，我们可以构造如下的 Lagrange 函数：

$$L_i(\boldsymbol{s}, \omega) = U_i(s_i, s_{-i}) - \omega\left(\sum_{i \in N} p_i q_i - \overline{m_i}\right) \tag{3}$$

式(3)的 K-T 条件为

$$\partial L_i(\cdot)/\partial p_i = \frac{\partial U_i(\cdot)}{\partial p_i} - \omega q_i = 0$$

$$\partial L_i(\cdot)/\partial q_i = \frac{\partial U_i(\cdot)}{\partial q_i} - \omega p_i = 0 \tag{4}$$

$\omega(\sum_{i\in N} p_i q_i - \overline{m}_i)=0, \omega\leqslant 0$

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$\sum_{i\in N} p_i \cdot q_i = \overline{m}_i$，那么 $\omega=\frac{\nabla_i(s)}{q_i}$

如果$\sum_{i\in N} p_i \cdot q_i < \overline{m}_i$，那么 $\omega=0$

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

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

显然，$|\nabla U_i^2(\cdot)|<0$，即$\nabla U_i^2(\cdot)$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 $p_i q_i=\overline{m}_i$ 时取得。

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

1)$\partial U_i(\cdot)/\partial p_i=0$，需有 $p_i=0$ 或 $Q-q_i=0$；

2)$\partial U_i(\cdot)/\partial q_i=0$，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 $p_i\neq 0$；另外，条件 $Q-q_i=0$ 与 $Q-2q_i=0$ 矛盾，所以 $p_i q_i<\overline{m}_i$ 不能取得最大值。

这样只有在 $p_i q_i=\overline{m}_i$ 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 关于资源分配博弈模型的讨论

4.1 资源的价格

首先，这里需要指出的是本文所研究的资源价格不能单纯地从“货币”的角度来衡量。从资源价格的定义(定义 1)可以看出，价格由两部分决定：可用资源的数量和端系统的需求量。在端系统的需求量不变的情况下，资源数量越大，可获得资源的端系统越多，资源价格越低，即“供大于求，价格降低”；同理，在资源数量不变的情况下，端系统的需求量越大，可获得资源的端系统越少，资源的价格越高，即“供不应求，价格升高”。从资源提供端的角度，资源价格就是资源状况的衡量尺度；从端系统角度，资源价格是其为获得该资源使用的付出，该付出可以通过货币，也可以通过其他手段实施。

4.2 如何处理出价相同的竞价

在资源价格确定后，将根据端系统的竞价分配资源。如果竞价相同的端系统请求的资源数量总和大于现有资源数量时(小于时不需讨论)，该如何为端系统分配资源？通常可以采用两种方法：

1)按竞价提交时间分配。此方法中，资源提供端需要记录各端系统提交竞价的时间，对于竞价相同的端系统，按照先来先服务的原则进行分配。

2)按比例“惩罚式”分配。由于 $\sum_{j\in N, p_j=p_y} q_j > Q-\sum_{j\in N, p_j>p_y} q_j$，这时资源将不够分配给端系统，因此每个端系统按申请数量的比例获得可用资源的使用。那么对于竞价相同端系统 i 获得的资源数量为$\frac{q_i}{\sum_{j\in N, p_j=p_y} q_j}(Q-\sum_{j\in N, p_j>p_y} q_j)$。

在“惩罚式”分配中，竞价相同的端系统获得的资源数量将小于其申请的资源数量，并且由这种分配方法产生的分配结果会使得某些端系统分配得到的资源小于其最小资源要求，这些端系统将在本次分配中退出分配，等待下次分配周期。

结束语 本文在提出网络资源的定价机制的基础上，研究和设计了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。讨论了基于上述博弈模型时 Nash 均衡点上用户的竞价行为，最后对上述模型中的资源价格以及相同竞价的处理方式进行了扩展讨论。本文为基于用户竞价的资源分配博弈算法做了理论上的论证和分析，算法的设计与实现将在今后的工作中展开。

参 考 文 献

[1] Semret N. Market Mechanisms for Network Resource Sharing [D]. PhD dissertation. 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 & Mechanisms Supporting Distributed Fault-tolerant Real-time Computing Applications [D]. PhD dissertation. University of California, Irvine, December 2001

[3] Rajkumar R, Lee C, Lehoczky J, et al. Practical Solutions for QoS-based Resource Allocation Problems [A] // Proc. of the 19th IEEE Real-Time Systems Symposium. Madrid, Spain, December 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. October 2001: 482-491

[6] Jin Y, Kesidis G. Nash Equilibria of a Generic Networking Game with Applications to Circuit-Switched Networks [A] // Proc. of IEEE INFOCOM 2003. San Francisco, April 2003, 2: 1242-1249

[7] Cao X R, Shen H X, Milito R, et al. Internet Pricing with a Game Theoretical Approach: Concepts and Examples [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2002, 10(2): 208-216

[8] Roth A E. Game Theory as a Tool for Market Design [A] // Game Practice: Contributions from Applied Game Theory. Kluwer, 2000: 7-18

[9] Walrand J, Varaiya P. High-performance Communication Networks [M]. 2nd edition. Morgan Kaufman, 2000

[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, Stanford, CA, April 1996, 26: 19-43

[11] Ronen A. On Approximating Optimal Auctions [A] // Proc. of the Third ACM Conference on Electronic Commerce. Tampa, Florida, 2001: 11-17

[12] Satterthwaite M A, Williams S R. The Optimality of a Simple Market Mechanism [J]. Econometrica, 2002, 70(5): 1841-1863