

基于合作博弈的网格资源分配

李志洁^{1,2}, 程春田^{*2}, 黄飞雪³

(1. 大连理工大学 计算机科学与工程系, 辽宁 大连 116024;
2. 大连理工大学 水电与水信息研究所, 辽宁 大连 116024;
3. 大连理工大学 经济系, 辽宁 大连 116024)

摘要: 针对网格资源分配中的竞争问题, 提出了一种合作博弈的方法, 通过建立用户的评估函数, 使得竞争同一资源的多个用户能够结成联盟来增加整体效用, 其中用户分得的资源份额取决于出价水平。着重研究了联盟中用户的评估函数并证明了其满足非联盟评估函数的性质, 因此在资源竞争中联盟成为有效的参与者。分析表明, 该方法不仅可产生惟一的纳什均衡, 而且能够为联盟用户带来更多的收益, 从而实现帕累托改进。

关键词: 网格; 资源分配; 合作博弈; 纳什均衡
中图分类号: TP393 **文献标识码:** A

0 引言

网格计算(grid computing)^[1~3]侧重于大规模资源共享、革新的应用以及高性能计算, 网格资源管理^[4~6]是其中一个复杂的问题。网格环境所管理的资源跨越多个管理域, 而且网格资源的供需状况始终处于动态的变化之中。因此, 许多研究^[7~10]运用市场机制来解决网格环境中的资源管理和分配问题。而市场竞争实质上是各种利益主体的博弈, 针对这一问题, 目前已经有很多研究^[11~13]试图从相互竞争角度出发, 设计资源分配策略。但是使用网格资源的用户可以来自同一个组织或者联系密切, 因此用户之间有形成联盟的可能性。

本文从合作角度出发, 研究网格资源分配中用户的出价策略问题。合作博弈^[14]是博弈关系的一种理想状态。在合作联盟内, 虽然还存在着一定程度的竞争, 但合作成为成员之间关系的主流。只有达到这种状态, 联盟才能保障其整体利益, 从而实现各用户利益的最大化, 即达到帕累托最优。这样的结果要优于各用户从自身利益出发采取不合作策略所达到的纳什均衡水平。在用户出价竞争中, 运用合作博弈分配资源需要解决的一个关

键问题是: 需要证明结成联盟可以增加用户收益。为此, 本文首先建立用户的评估函数, 在此基础上对联盟与非联盟的效用进行比较, 并证明联盟的评估函数满足非联盟评估函数的性质, 因而联盟可以作为一个整体参与用户的出价竞争, 为用户之间的合作提供策略依据。

1 网格资源的分配模型

模型中有 N 个网格用户竞争同一个有限的计算资源, 而且用户出价相对越高, 使用的资源比例相对越多。每个用户需向资源提交一个出价, 并获得资源份额, 由于资源分配遵循基于出价的正比例共享原则, 份额 $x(b)$ 和出价 b 满足下面的关系:

$$x_i^k(b_i^k) = \frac{b_i^k}{\sum_{i=1}^N b_i^k} \quad (1)$$

其中 $\sum_{i=1}^N b_i^k$ 表示所有用户的出价之和。因此, 第 i 个用户所获得的 k 类资源份额 $x_i^k(b_i^k)$ 就等于该用户出价 b_i^k 与所有用户出价总和之比。令 c_i^k 为第 i 个网格用户为了完成类型 k 任务而选择的资源的能力, B^k 为网格资源从用户集合 A^N 中接收总的

收稿日期: 2006-05-30; 修回日期: 2007-10-19。
基金项目: 国家自然科学基金资助项目(50479055)。
作者简介: 李志洁(1978-), 女, 博士生, E-mail: dagonglizhijie@yahoo.com.cn; 程春田*(1965-), 男, 博士, 教授, 博士生导师。
©1994-2015 China Academic Journal Electronic Publishing House. All rights reserved. http://www.cnki.net

用户出价,并且 $B_{-i}^k = \sum_{j \in A^N, j \neq i} b_j^k$. 则第 i 个网格用户分到的资源数量为

$$r_i^k = c_i^k x_i^k(b) = c_i^k \frac{b_i^k}{\sum_{j=1}^N b_j^k} \Rightarrow r_i^k = c_i^k \left(\frac{b_i^k}{B_{-i}^k + b_i^k} \right) = c_i^k \left(\frac{b_i^k}{b_i^k + B_{-i}^k} \right) \tag{2}$$

令 q_i^k 是第 i 个网格用户的第 k 个类型任务的大小, 则第 i 个网格用户为完成 k 类型任务所需的时间就是

$$t_i^k = \frac{q_i^k}{r_i^k} = \frac{q_i^k (b_i^k + B_{-i}^k)}{c_i^k b_i^k} \tag{3}$$

而第 i 个用户为获得份额 $x_i(b)$ 所支付的单位时间费用为

$$m_i(b, x) = b_i \tag{4}$$

那么用户为完成 k 类型任务所需的费用就是

$$e_i^k = t_i^k \cdot b_i^k = \frac{q_i^k (b_i^k + B_{-i}^k)}{c_i^k} \tag{5}$$

虽然资源分配是通过出价机制完成的, 最终每个用户所支付的单位资源的费用却是相同的. 因此, 文中的资源分配可以进一步解释为按统一的价格出售资源, 并由用户来决定此价格. 而用户获得的资源份额则同支付的费用成正比. 本文定义价格函数 $p_i(x_i): \mathbf{R} \rightarrow \mathbf{R}$, 作为用户选择份额 x_i 时的资源价格. 价格函数的反函数就是需求函数 $d_i(p): \mathbf{R} \rightarrow \mathbf{R}$, 即资源价格为 p 时用户对资源的需求量.

2 网格用户的出价策略

2.1 评估函数

假定每个网格用户对于得到的分配 x_i 都有一个评估 $w_i(x_i)$, 这个评估是对资源份额的性能测量, 并被转换为一个等价值, 且能和费用相比较. 本文给出用户评估的定义如下:

定义 1 对于所有的 $i \in \{1, \dots, N\}$, ① 评估函数 $w_i(x_i)$ 是连续可微的; ② $w_i(x_i) > 0, \forall i, x_i \in (0, 1)$; ③ $w''_i(x_i) \leq 0, \forall i, x_i \in (0, 1)$.

为了寻找评估函数 $w_i(x_i)$, 首先要得到价格函数 $p_i(x_i)$. 因此考虑下面的优化问题:

$$\min \left(\sum_{k=1}^K e_i^k + \alpha_i^k \sum_{k=1}^K t_i^k \right) \tag{6}$$

其中 α_i^k 表示第 i 个用户的作业完成时间相对于其作业执行费用的重要性. 替换 t_i^k 和 e_i^k , 并对式(6)取 b_i^k 的偏微分令其为零, 得到

$$\frac{q_i^k}{c_i^k} - \frac{\alpha_i^k q_i^k B_{-i}^k}{c_i^k (b_i^k)^2} = 0 \Rightarrow (b_i^k)^2 = \alpha_i^k B_{-i}^k \tag{7}$$

令 p_i^k 为第 i 个用户完成第 k 个任务所选择的资源的价格, $p_i^k = b_i^k + B_{-i}^k$. 将 p_i^k 代入方程(7),

$$(b_i^k)^2 = \alpha_i^k (p_i^k - b_i^k) \tag{8a}$$

$$(b_i^k)^2 + \alpha_i^k b_i^k - \alpha_i^k p_i^k = 0 \tag{8b}$$

$$b_i^k = \frac{-\alpha_i^k + \sqrt{(\alpha_i^k)^2 + 4\alpha_i^k p_i^k}}{2} \tag{8c}$$

式(8c) 即为用户的最优出价, 因为用户出价不能为负, 所以去掉了负的平方根. 将 $b_i^k = p_i^k x_i^k$ 代入式(8), 得到

$$(p_i^k x_i^k)^2 + \alpha_i^k p_i^k x_i^k - \alpha_i^k p_i^k = 0 \tag{9}$$

解方程(9) 得到价格函数:

$$p_i^k = \frac{\alpha_i^k (1 - x_i^k)}{(x_i^k)^2} \tag{10}$$

对 $p(x)$ 两边取 x 的偏微分(为了简化推导, 省略了上标 k 和下标 i),

$$p'(x) = \frac{\partial p}{\partial x} = \frac{-\alpha(1-x)}{x^3} + \frac{-\alpha}{x^2} = \frac{-\alpha}{x^3} < 0$$

可知 $p(x)$ 为 x 的减函数. 再加入边界条件, 得

$$p(x) = \begin{cases} 0; & x = 1 \\ \frac{\alpha(1-x)}{x^2}; & x \in (0, 1) \\ \lim_{x \rightarrow 0} p(x); & x = 0 \end{cases} \tag{11}$$

因此, 可利用式(12) 求取评估函数

$$w(x) = - \int_x^1 \frac{p(y)}{1-y} dy \tag{12}$$

得到式(13), 且满足定义 1 的性质

$$w'_i(x_i^k) = -\alpha_i^k / x_i^k \tag{13}$$

2.2 出价竞争的纳什均衡

已知用户的最优出价是否存在一种资源分配, 使所有参加竞争的用户都满意? 这个问题从博弈论的角度讲, 即是否存在一组出价 $\{b_i^*\}_{i=1}^N$, 其中 N 是参与竞争的用户数量, 使得在其他用户保持不变的情况下, 没有一个用户愿意偏离自己目前的出价. 这种状态就是纳什均衡, 也就是说在现有的市场条件下, 用户无法通过改变出价来提高效用. 则纳什均衡可表示为

$$b_i^* = \arg \max_{b_i} U_i(b_i; B_{-i}^*); \forall i \in \{1, \dots, N\} \tag{14}$$

每个用户的最优出价都可用它的价格函数和需求函数来表示, 所以利用需求函数来证明该纳什均衡的惟一性. 根据式(10) 可推导出需求函数

$$d_i^k(p_i^k) = \frac{b_i^k(p_i^k)}{p_i^k} \tag{15}$$

$$d_i^k(p_i^k) = \frac{-\alpha_i^k + \sqrt{(\alpha_i^k)^2 + 4\alpha_i^k p_i^k}}{2p_i^k} \quad (16)$$

对 $d(p)$ 两边取 p 的偏微分(为了简化推导,省略了上标 k 和下标 i),

$$\begin{aligned} d'(p) &= \frac{\partial d}{\partial p} = \frac{\alpha}{p \sqrt{\alpha^2 + 4\alpha p}} + \frac{\alpha + \sqrt{\alpha^2 + 4\alpha p}}{2p^2} = \\ &= \frac{-\alpha^2 - 2p\alpha + \alpha \sqrt{\alpha^2 + 4\alpha p}}{2p^2 \sqrt{\alpha^2 + 4\alpha p}} = \\ &= \frac{\alpha}{2p^2 \sqrt{\alpha^2 + 4\alpha p}}(-\alpha - 2p + \sqrt{\alpha^2 + 4\alpha p}) < \frac{\alpha}{2p^2 \sqrt{\alpha^2 + 4\alpha p}}(-\alpha - \\ &2p + (\alpha + 2p)) = 0 \end{aligned}$$

因此, $d(p)$ 是 p 的减函数,再加入边界条件,得

$$d(p) = \begin{cases} 1; & p = 0 \\ -\frac{\alpha + \sqrt{\alpha^2 + 4\alpha p}}{2p}; & p \in (0, +\infty) \\ 0; & p \rightarrow +\infty \end{cases} \quad (17)$$

有了需求函数的性质式(17)后,就可以证明纳什均衡的存在性和惟一性.

命题 1 已知任意一组需求函数 $\{d_i(\theta)\}_{i=1}^N$, 其中 $\sum_{i=1}^N d_i(0) > 1, \lim_{\theta \rightarrow \infty} d_i(\theta) = 0, \forall i$, 且 $d_i(\theta_1) > d_i(\theta_2), \forall \theta_1, \theta_2, \theta_1 < \theta_2, i = 1, \dots, N$, 则存在惟一的 θ^* 满足 $\sum_{i=1}^N d_i(\theta^*) = 1$.

证明 令 $\bar{d}(\theta) = \sum_{i=1}^N d_i(\theta)$, 则 $\bar{d}(\theta)$ 是一个连续的减函数, 其最大值为 $\bar{d}(0) > 1$. 又知 $\lim_{\theta \rightarrow \infty} \bar{d}(\theta) = 0$, 意味着当 $\bar{\theta}$ 足够大时, $\bar{d}(\bar{\theta}) < 1$. 根据介值定理可知, 在区间 $[0, \bar{\theta}]$ 上, 至少存在一个 θ^* 使得 $\bar{d}(\theta^*) = \sum_{i=1}^N d_i(\theta^*) = 1$. 假设至少有两个值 θ_1^* 和 θ_2^* 满足 $\bar{d}(\theta) = 1$, 其中 $\theta_1^* < \theta_2^*$, 则有 $d_i(\theta_1^*) > d_i(\theta_2^*), \forall i = 1, \dots, N$, 也就是说 $\bar{d}(\theta_1^*) > \bar{d}(\theta_2^*)$. 这与已知的 $\bar{d}(\theta_1^*) = \bar{d}(\theta_2^*) = 1$ 相矛盾. 因此, θ 只能有一个值满足 $\bar{d}(\theta) = \sum_{i=1}^N d_i(\theta) = 1$. $\square$

因此, 任意一组用户只能有惟一的一组出价可产生令所有用户都满意的分配. 这组出价用需求函数和纳什均衡价格 θ^* 表示为 $\{b_i = d_i(\theta^*)\theta^*\}_{i=1}^N$.

3 基于合作博弈的网格资源分配

3.1 效用函数

2.1 节得到了用户的评估函数, 为了证明联盟能够增加用户效用, 必须定义效用函数, 本文定义网格用户的效用是评估值与支付费用之差:

$$U_i(b) = w_i(x_i(b)) - m_i(b, x) \quad (18)$$

将方程(1)和方程(4)代入方程(18)得

$$U_i(b) = U_i(b_i; B_{-i}) = w_i\left(\frac{b_i}{b_i + B_{-i}}\right) - b_i \quad (19)$$

其中 $B_{-i} = \sum_{j=1}^N b_j - b_i$, 是除第 i 个用户以外所有网格用户的出价集合. 首先考察效用函数的一次微分:

$$\begin{aligned} U'_i(b_i; B_{-i}) &= w'_i(x_i(b))x'_i(b) - 1 = \\ &= w'_i\left(\frac{b_i}{b_i + B_{-i}}\right) \frac{B_{-i}}{(b_i + B_{-i})^2} - 1 = 0 \end{aligned} \quad (20)$$

方程(20)可改写为

$$w'_i\left(\frac{b_i}{b_i + B_{-i}}\right) - \frac{(b_i + B_{-i})^2}{B_{-i}} = 0 \quad (21)$$

然后取效用函数的二次微分:

$$\begin{aligned} U''_i(b_i; B_{-i}) &= w''_i\left(\frac{b_i}{b_i + B_{-i}}\right) \frac{B_{-i}^2}{(b_i + B_{-i})^4} + \\ &= w'_i\left(\frac{b_i}{b_i + B_{-i}}\right) \frac{-2B_{-i}}{(b_i + B_{-i})^3} \end{aligned} \quad (22)$$

根据定义 1 和用户出价的非负性, 可知式(22)为负. 因此, 当所有其他用户的出价之和为 B_{-i} 时, 效用函数(19)的极值点是使用户效用最大化的惟一点, 也是用户的最优出价.

3.2 合作博弈的联盟效用

本文试图证明出价竞争中的合作博弈可增加用户效用, 而且联盟中的所有用户可以作为一个用户进行出价. 已知 N 个竞争用户的集合 $\mathbf{N} = \{1, \dots, N\}$, 和一个联盟 $T \subset \mathbf{N}$, 其中 $|T| = N_T$ 是联盟中的用户数量. 令用户的最优出价 $b_i = f_i(B_{-i})$, 则联盟中的所有用户出价之和为 $B_T = \sum_{i \in T} b_i = \sum_{i \in T} f_i(B_{-i})$, 而非联盟中的所有用户出价之和为 $B_{-T} = \sum_{i \in \mathbf{N}, i \notin T} b_i$. 下面考察联盟作为一个整体的效用.

$$\begin{aligned} \sum_{i \in T} U_i(f_i(B_{-i})) &= \sum_{i \in T} w_i\left(\frac{f_i(B_{-i})}{f_i(B_{-i}) + B_{-i}}\right) - \sum_{i \in T} f_i(B_{-i}) = \\ &= \sum_{i \in T} w_i\left(\frac{f_i(B_{-i})}{f_i(B_{-i}) + B_{-i}}\right) - f_T(B_{-T}) \leq \end{aligned}$$

$$\max_x \sum_{i \in T} w_i(x_i) - f_T(B_{-T}) \tag{23}$$

即

$$\sum_{i \in T} U_i(f_i(B_{-i})) \leq \max_f \{ \max_x \sum_{i \in T} w_i(x_i) - f_T(B_{-T}) \} = \max_{B_T} \left\{ \tilde{w} \left(\frac{B_T}{B_T + B_{-T}} \right) - B_T \right\} \tag{24}$$

其中

$$\tilde{w}(\bar{x}) = \max_x \sum_{i \in T} w_i(x_i), \bar{x} = \sum_{i \in T} x_i \tag{25}$$

直观地解释,不等式(23)说明用户单独出价后,在联盟中对资源份额进行重新分配可增加用户效用.不等式(24)说明如果用户按照联盟的评估函数 $\tilde{w}(\bar{x})$ (如式(25)所示)进行出价,可进一步增加用户效用.因此为了说明联盟的有效性,就需要证明 $\tilde{w}(\bar{x})$ 满足定义 1 的性质,即证明其为凹的、可微的增函数.

定理 1 若 $w_i(x_i), \forall i \in T$ 满足定义 1,那么对于 $z \in (0,1), \tilde{w}(z) = \max_{x_i \in z} \sum_{i \in T} w_i(x_i)$ 是凹的.

证明 令 x, y 表示两个分配向量,且 $\alpha \in (0,1)$,那么

$$\begin{aligned} \sum_{i \in T} w_i(\alpha x_i + (1-\alpha)y_i) &\geq \sum_{i \in T} \alpha w_i(x_i) + (1-\alpha)w_i(y_i) \\ &\geq \alpha \sum_{i \in T} w_i(x_i) + (1-\alpha) \sum_{i \in T} w_i(y_i) \end{aligned}$$

这说明 $\sum_{i \in T} w_i(x_i)$ 是凹的.再令 $z_1, z_2 \in (0,1)$,则

$$\begin{aligned} \tilde{w}(\alpha z_1 + (1-\alpha)z_2) &= \max_{\sum_{i \in T} x_i = \alpha z_1 + (1-\alpha)z_2} \sum_{i \in T} w_i(x_i) = \\ &= \max_{\substack{x_i = \alpha s_i + (1-\alpha)t_i \\ \sum_{i \in T} s_i = z_1, \sum_{i \in T} t_i = z_2}} \sum_{i \in T} w_i(x_i) = \\ &= \max_{\sum_{i \in T} s_i = z_1} \alpha \sum_{i \in T} w_i(s_i) + \max_{\sum_{i \in T} t_i = z_2} (1-\alpha) \sum_{i \in T} w_i(t_i) \\ &= \alpha \tilde{w}(z_1) + (1-\alpha) \tilde{w}(z_2) \end{aligned} \quad \square$$

定理 2 $\tilde{w}(\bar{x})$ 是 $\bar{x}$ 的可微的增函数.

证明 令 $\delta \in (0,1)$,则

$$\tilde{w}(\bar{x} + \delta) = \max_{x \in \bar{x} + \delta} \sum_{i \in T} w_i(x_i)$$

由于 $w_i(x_i)$ 是增函数,那么

$$\max_{x \in \bar{x} + \delta} \sum_{i \in T} w_i(x_i) \geq \sum_{i \in T} w_i(x_i + \delta) \geq \sum_{i \in T} w_i(x_i) = \tilde{w}(\bar{x})$$

所以, $\tilde{w}(\bar{x})$ 是 $\bar{x}$ 的增函数.又已知

$$\begin{cases} \tilde{w}(\bar{x}) = \max_{x \in \bar{x}} \sum_{i \in T} w_i(x_i) \\ \text{s. t. } \sum_{i \in T} x_i = \bar{x} \end{cases}$$

解此优化问题,引入拉格朗日函数

$$L = \sum_{i \in T} w_i(x_i) + \lambda(\bar{x} - \sum_{i \in T} x_i)$$

两边取 x_i 的偏微分,得

$$\frac{\partial L}{\partial x_i} = 0 \Rightarrow w'_i(x_i) = \lambda \Rightarrow x_i = w'^{-1}_i(\lambda_i)$$

定义函数 $h_i(\lambda_i) = w'^{-1}_i(\lambda_i)$,则 $h(\lambda) = \sum_{i \in T} h_i(\lambda)$

是连续的减函数,其中 $\lambda \in (\check{\lambda}, \hat{\lambda}), \check{\lambda} = h^{-1}(1), \hat{\lambda} = h^{-1}(0) = \max_{i \in T} w'_i(0)$.因此,可定义 $h(\lambda)$ 的反函数 $\lambda(\bar{x}) = h^{-1}(\bar{x}), \bar{x} \in (0,1)$ 如果 $w_i(x_i)$ 是严格凹的且 $\bar{x} \neq h(v'_i(0))$,那么 $\lambda(\bar{x})$ 是二次可微的,于是得到了

$$\begin{aligned} \tilde{w}'(\bar{x}) &= \left(\sum_{i \in T} w_i(x_i^*) \right)' = \\ &= \left(\sum_{i \in T} w_i(w'^{-1}_i(\lambda(\bar{x}))) \right)' = \\ &= \sum_{i \in T} w'_i(w'^{-1}_i(\lambda(\bar{x}))) w'^{-1'}_i(\lambda(\bar{x})) \lambda'(\bar{x}) = \\ &= \lambda(\bar{x}) \lambda'(\bar{x}) \sum_{i \in T} w'^{-1'}_i(\lambda(\bar{x})) = \\ &= \lambda(\bar{x}) h^{-1'}(\bar{x}) h(\lambda(\bar{x})) = \lambda(\bar{x}) \end{aligned}$$

所以, $\tilde{w}(\bar{x})$ 也是 $\bar{x}$ 的可微函数. □

定理 1、2 证明了联盟的评估函数 $\tilde{w}(\bar{x})$ 是一个凹的、可微的增函数,即满足定义 1.因此,可将联盟中的所有用户作为一个整体出价,通过协调联盟内用户的策略能保证得到最大效用.

4 结 语

针对网格资源的特点以及资源分配中的竞争问题,本文提出了一种基于合作博弈的解决方法.该方法中,竞争同一资源的多个用户可通过出价的方式共享资源,每个用户分得的资源份额取决于出价水平.通过建立用户的评估函数,使得竞争同一资源的多个用户能够结成联盟来增加效用.重点研究了联盟中用户评估函数的性质,证明了结成联盟可以给用户带来更多的收益,结果要优于采取不合作策略所达到的纳什均衡水平,从而实现帕累托改进.

参考文献:

[1] FOSTER I. The grid: computing without bonds [J]. *Sci Amer*, 2003, **288**(4): 78-85
[2] YANG Guang-wen, JIN Hai, LI Ming-lu, *et al*. Grid computing in China [J]. *J Grid Comput*, 2004, **2**(2): 193-206
[3] JIN Hai. Challenges of grid computing [C] // *Advances in Web-Age Information Management: 6th International Conference, LNCS 3739*. Berlin: 2005

Springer-Verlag, 2005:25-31

[4] KRAUTER K, BUYYA R, MAHESWARAN M. A taxonomy and survey of grid resource management system for distributed computing [J]. **Software: Practice and Experience**, 2002, **32**(2): 135-164

[5] 丁 箫,陈国良,顾 钧. 计算网格环境下一个统一的资源映射策略[J]. 软件学报, 2002, **13**(7): 1303-1308

[6] BUYYA R, ABRAMSON D, GIDDY J, *et al.* Economic models for resource management and scheduling in grid computing [J]. **Concurrency and Computation: Practice and Experience**, 2002, **14**(13-15):1507-1542

[7] CHENG J, WELLMAN M. The WALRAS algorithm: a convergent distributed implementation of general equilibrium outcomes [J]. **Comput Econ**, 1998, **12**(1): 1-24

[8] 翁楚良,陆鑫达. 一种基于市场机制的网格资源调价算法[J]. 计算机研究与发展, 2004, **41**(7): 1151-1156

[9] KAKARONTZAS G, LALIS S. A market-based protocol with leasing support for globally distributed computing [C] // **Proceedings of the First IEEE/ACM International Symposium on Cluster Computing and the Grid**. Washington D C: IEEE Computer Society, 2001: 562-567

[10] LI C L, LI L Y. Competitive proportional resource allocation policy for computational grid [J]. **Future Gen Comput Syst**, 2004, **20**(6): 1041-1054

[11] 李志洁,程春田,黄飞雪,等. 基于序贯博弈的网格资源分配策略[J]. 软件学报, 2006,**17**(11): 2373-2383

[12] BREDIN J, MAHESWARAN R T, CAGRI I, *et al.* A game-theoretic formulation of multi-agent resource allocation [C] // **Proceedings of the 4th International Conference on Autonomous Agents**. New York: ACM Press, 2000: 349-356

[13] MAHESWARAN R T, BASAR T. Nash equilibrium and decentralized negotiation in auctioning divisible resources [J]. **Group Decision and Negotiation**, 2003, **12**(5): 361-395

[14] JAIN K, VAZIRANI V V. Applications of approximation algorithms to cooperative games [C] // **Proceedings of the 33rd Annual ACM Symposium on the Theory of Computing**. New York: ACM Press, 2001: 364-372

Grid resources allocation based on cooperation game

LI Zhi-jie^{1,2}, CHENG Chun-tian^{*2}, HUANG Fei-xue³

(1.Dept. of Comput. Sci. and Eng. , Dalian Univ. of Technol. , Dalian 116024, China;
2.Inst. of Hydropower Syst. & Hydroinf. , Dalian Univ. of Technol. , Dalian 116024, China;
3.Dept. of Econ. , Dalian Univ. of Technol. , Dalian 116024, China)

Abstract: A cooperation game-based method is proposed to address the problem of competition in grid resources allocation. Through establishing valuation function of grid user, a coalition with multiple users is formed to increase the utility, where the resources partition gained by user depend on the bidding level. The valuation function is studied in emphasis, and its characteristics are proved to be consistent with those of valuation function out of the coalition. Hence, coalition is an efficient player during the resources allocation competition. The analyses show that the proposed method can generate a unique Nash equilibrium, and a coalition of users performs better than a single user, and then can realize the Pareto improvement.

Key words: grid; resources allocation; cooperation game; Nash equilibrium