第18卷 第10期
2008年10月

计算机技术与发展
COMPUTER TECHNOLOGY AND DEVELOPMENT

Vol.18 No.10
Oct. 2008

基于机制诚实性的显示原理算法比较

樊晓香
(合肥师范学院,安徽 合肥 230061)

摘 要:机制设计是博弈规则设计的主要的方法。即使假设在博弈中的代理都是自利的,也可以通过机制设计获得一个最佳结果。显示原理是机制设计中一个基本原理。文中论证了在对计算和通信给出一定的合理约束条件下,显示原理就可能无效。研究了最优诚实机制的情况,说明中心处理这个机制的算法是NPC的。当情况变为非诚实机制时,算法也就从中心转移到了一个代理的计算上,从而解决算法的NPC问题的困难。

关键词:显示原理;占优策略均衡;贝叶斯-纳什均衡

中图分类号:C931;F08 **文献标识码**:A **文章编号**:1673-629X(2008)10-0099-04

Computational Comparison of Revelation Principle Based on Mechanism Truth

FAN Xiao-xiang
(Hefei Teachers College, Hefei 230061, China)

Abstract: Mechanism design is the art of designing the rules of the game, so that a desirable outcome is reached even though the agents in the game behave selfishly. The revelation principle is a basic tool in mechanism design. Show that reasonable constraints on computation and communication can invalidate the revelation principle. Study settings where the optimal truthful mechanism is NP-complete to execute for the center. In that setting show that by moving to insincere mechanisms, one can shift the burden of having to solve the NP-complete problem from the center to one of the agents.

Key words: revelation principle; dominant strategy equilibrium; Bayes-Nash equilibrium

0 引 言

电子商务是基于因特网进行交易的商务活动。随着因特网和个人电脑的普及率的提高,电子商务市场发展的速度和市场潜力都是前所未有的,占据着商务市场的分额将越来越大。在因特网上开发的电子商务系统被众多的有不同偏好的自利群体所使用,自利群体是那些总是追求自身利益最大化的群体。在电子商务系统中,代理是指商务活动参与者,他们既具有能合理充分地利用有用资源的智慧,也能按自己兴趣进行交易。在因特网的世界,不同的代理是具有同等重要的地位。当然,系统中也包含着一些不确定因素,比如,代理是否诚实地报告偏好;中心(商务活动的协调者)是否知道代理的偏好(先验知识)。这里,中心主要活动是协调代理揭示的信息或报告的类型,并确保博弈规则的执行。机制设计是博弈论领域中的一个课题,包含两个成分:算法的详细输出和代理的效用。尽管代理们都是自利的,但基于博弈的设计规则,仍然可以获得一个各方均得到最大利益的系统结果。

显示原理(Revelation Principle)是机制设计中的基础原则。简单地说,它是指代理在单个步骤下直接且诚实地报告的类型。在某些假设下,比如计算和通信都是没有阻碍和无限的情况下,即信息可以完整地到达中心,显示原理是正确的。

然而,若在计算上给出合理的约束,这在实际的网络世界是很正常的,显示原理就会失效。文中讨论一种特别有意义的情况,即仅有一个代理报告类型的博弈。在这种博弈下,报告类型的代理总是知道其它代理的报告,因此能占优实施,且与贝叶斯-纳什实施的结果一致。

1 基本概念

文中要用到一些机制设计的概念,读者可以参考文献[1,2]等博弈论著作。下面将着重介绍两个解概念以及显示原理。

收稿日期:2008-01-15
基金项目:安徽省科研计划项目资助(2006jq1190)
作者简介:樊晓香(1980-),女,安徽合肥人,硕士,讲师,研究方向是机制设计理论。

解概念表示哪些策略向量是稳定的。将讨论两个最普通的解概念:占优策略实施和贝叶斯－纳什均衡实施。先介绍几个标准记号。a_{-i} 表示除了 i 以外所有参与者行为的向量;(a, a_{-i}) 即 $(a_1, \cdots, a_{i-1}, a, a_{i+1}, \cdots, a_N)$,$E_{\theta \leftarrow p}[\,]$ 表示 θ 在概率分布 p 上的期望。

定义 1(占优策略均衡) 如果对于每个代理 i,每个类型 $\theta_i \in \Theta_i$,每个可选行为 $a_i \in A_i$,其它每个代理的行为向量 $a_{-i} \in A_{-i}$,都有 $u_i(\theta_i, o(s_i(\theta_i), a_{-i})) \geq u_i(\theta_i, o(a_i, a_{-i}))$,则称策略向量 $(s_1, \cdots, s_N)$ 是一个占优策略均衡。在这种情况下,就说机制实施了社会选择规则 $c: \Theta_1 \times \Theta_2 \times \cdots \times \Theta_N \rightarrow O$,在占优策略中,由 $c(\theta_1, \cdots, \theta_N) = o(s_1(\theta_1), \cdots, s_N(\theta_N))$ 给出。

在占优策略均衡中,无论其它代理行为如何,该策略所产生的行为总是最优的。如果仅给出其它代理的策略以及某代理所不知的其它代理类型,某策略也是最优,这里有贝叶斯－纳什均衡。

定义 2(贝叶斯－纳什均衡) 如果对于每个代理 i,每个类型 $\theta_i \in \Theta_i$,每个行为 $a_i \in A_i$,都有

$$E_{\theta_{-i} \leftarrow p_{-i}}[u_i(\theta_i, o(s_i(\theta_i), s_{-i}(\theta_{-i})))] \geq$$

$$E_{\theta_{-i} \leftarrow p_{-i}}[u_i(\theta_i, o(a_i, s_{-i}(\theta_{-i})))],$$

则称策略向量是贝叶斯－纳什均衡。在这种情况下,就说机制实施社会选择规则 $c: \Theta_1 \times \Theta_2 \times \cdots \times \Theta_N \rightarrow O$,在贝叶斯－纳什均衡中,这由 $c(\theta_1, \cdots, \theta_N) = o(s_1(\theta_1), \cdots, s_N(\theta_N))$ 给出。

显示原理告知,在设计机制中,只需考虑直接揭示博弈,即每个代理直接报告其真实类型,以及诚实显示类型的博弈。这里简单介绍如下:任给一机制,构建一个真实的直接显示机制,它们的实施完全相同。在代理和机制之间建立一个接触层。代理输入其类型到接触层,然后接触层再把代理已策略好的行为输入到原机制,产生的结果就是新机制的结果。因为接触层作用于每个代理的最佳利益,它们就绝没有动机要误报给接触层。因此,由接触层所做的行为就是没有接触层本应做的行为,而结果也确实和原机制一样。现在正式就两个解概念陈述显示原理(见图 1)。

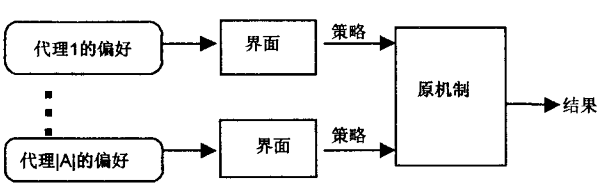

图 1 显示原理

代理 1…… 代理 $|A|$ 的偏好都报告给界面,界面再将代理已经设计的策略输入到原机制,当其类型被宣布的时候,新机制产生的结果与原机制产生的结果是一样的。

定理 1 假设一博弈以占优策略实施一个社会选择规则 $c: \Theta_1 \times \Theta_2 \times \cdots \times \Theta_N \rightarrow O$,则存在一个直接显示博弈,并以占优策略实施 c 的结果函数 o,通过占优策略均衡实施的机制是真实的。即对于每个 i 和 $\theta_i \in \Theta_i$,有 $s_i(\theta_i) = \theta_i$,这是个占优策略,且 $o(\theta_1, \cdots, \theta_N) = c(\theta_1, \cdots, \theta_N)$。

定理 2 假设一博弈以贝叶斯－纳什均衡实施一个社会选择规则 $c: \Theta_1 \times \Theta_2 \times \cdots \times \Theta_N \rightarrow O$,则存在一个直接显示博弈,并以贝叶斯－纳什均衡实施 c 的结果函数 o,通过贝叶斯－纳什均衡实施的机制是真实的。即对于每个 i 和 $\theta_i \in \Theta_i$,有 $s_i(\theta_i) = \theta_i$,这是贝叶斯－纳什均衡,且 $o(\theta_1, \cdots, \theta_N) = c(\theta_1, \cdots, \theta_N)$。

下面就机制的诚实性进行显示原理计算上的探讨。

2 诚实机制与不诚实机制

在许多现实世界的机制设计中,在计算上,中心面对的是一个难以处理的最优化问题。例如,确定组合拍卖的赢家问题就是一个 NPC 问题[3]和没有近似解[4](注:在计算机科学中,NP 问题是指那些至今既没有找到多项式算法,又不能证明它不存在多项式算法的问题,也就是说,算法在计算机上执行时,可能崩溃;另外对某一类的 NP 问题,如果只要其中任何一个问题在最坏情况下能用一个多项式时间算法求解,则所有这些问题在最坏情况下都能用多项式算法解答,这样的问题称为 NPC 问题。)。近几年来,已经研究出和发展了许多更快速的算法来处理最优机制问题。比如在文献[2]中的组合拍卖的赢家决定算法。最近机制设计算法的研究集中在三个方面:

1)在计算上能在多项式时间执行;

2)产生一个可验证的结果;

3)如何激励代理诚实的行为[4,5]。

在下文中,当需要求解在计算上非常困难问题时,问题的原因是在真实机制上。特别地,对某些离开了诚实机制情况,能将算法从中心转移到一个代理上,这样就化解了一个在计算上困难的问题。

一个有趣的特殊情况是仅需要一个代理选择行为的博弈。在这个情况中,执行的代理总是知道其它代理的策略。因此,这两个问题的解概念在这里是一致的,占优策略实施和贝叶斯－纳什实施的结论是相符的。

定义 3 (独立集)设图 $G = (V, E)$,$S \subseteq V(G)$。如果 S 中的任意两个顶点在 G 中均不邻接,则称 S 是一个独立集。G 中最大独立集中的顶点数称为 G 的独立数,记为 $a(G)$。

下面先看一个用独立集描述管理问题的例子。

例1(人力资源经理的选择问题) 从 n 个员工中选取 k 个员工,组成一队完成一个项目。对于队员的选择,经理和队长都有不同的想法。经理从完成项目的角度,希望队员是由不同的背景的人员组成,即队伍组成中有既有技术也适合项目的队员;而队长从管理的角度,希望队员之间至少要有一对是朋友。不同的情况将带来不同的效用。这个问题可以构建一个图,用独立集的方法来说明。设队员为顶点,如果两个队员是朋友,则连接这两点成为一边。于是问题就转化为随着图中独立数的不同,效用也随之发生改变。这个问题可以用一个非诚实机制来处理,它的目标函数与任意最优诚实机制的群体利益是一致的。

定理3　假设中心目标是求解群体利益最大值,且不允许支付也不允许随机变化。那么,即使仅有两个代理(其中一个不报告类型,因此占优策略实施和贝叶斯－纳什实施是一致的),也存在一种偏好集的情况,使得:

* 任一最优诚实机制的处理是NPC问题。
* 存在一个不诚实机制:1) 中心在计算上,仅需要多项式的时间;2) 对于报告类型的代理,找到任一有利非诚实揭示是NPC问题。

此外,如果报告类型的代理设法找到了一个有利的非诚实机制,或是不存在有利的非诚实揭示,那么所得的群体利益与由任一最优诚实机制产生的群体利益一致。最后,如果报告类型代理找不到一个有利的非诚实揭示,则群体利益的值严格地大于由任一最优诚实机制产生的群体利益的值。

利用二个非诚实机制而不是一个诚实机制中的机制设计者具有两个优点:

(1) 将计算从中心转移到代理,简化了计算的复杂度。

(2) 如果代理并不能一致地求解一个NPC问题的情况,那么即使代理试图有策略地执行,在某些情况里,运用非诚实机制也能提高群体利益。

因此,计算上可处理的非诚实机制优于最优诚实机制,从而优于任一计算上可能的诚实机制。

现在根据上面所给例子,给出定理3的证明。

证明:设结论空间是 $X\cup\{d\}$,其中 $|X| = C_n^k$(从 n 个元素中任取 k 个元素组成一类)。这里引用一些简单的图论知识。图 G 有 k 个顶点,根据独立数的不同,分别表示不同的类。

假设报告类型的代理1有下面的类型集 Θ。对于每一 $x\in X$,有一个类型 θ_x,θ_x 指 k 个元素中有特定组合的类型,具有概率 $\frac{1}{|X|+1}$。效用函数定义为:$u_1(\theta_x,x) = 4$;$u_1(\theta_x,y) = 0,\forall y\neq x$。此外,对于 $Y\subseteq X$,有一类型 θ_Y,θ_Y 指 k 个元素中无特定组合的类型,具有概率 $\frac{1}{|X|+1}(\frac{1}{C_n^k})^{|Y|/2}(\frac{(C_n^k)^{1/2}-1}{(C_n^k)^{1/2}})^{|X|-|Y|}$(即假设类型 θ_Y 发生概率为 $\frac{1}{|X|+1}$ 且任一 Y 中 x 有概率 $\frac{1}{(C_n^k)^{1/2}}$)。效用函数如下:$u_1(\theta_Y,x) = 0,\forall x\in Y$;$u_1(\theta_Y,d) = 1$。

代理2不报告类型,其效用函数为:$u_2(x) = 2,\forall x\in X$;$u_2(d) = 0$。

首先,称所有最优诚实机制具有如下形式:

* 若代理1报告 θ_x,那么就选择这个 x。
* 若代理1报告 θ_Y,那么当 $a(G) = k$,则选 d;当 $1\leq a(G) < k$,则选 $x\in Y$。

直接证明这个形式的机制以代理1的最优利益行为,即他们总是选择一个结果,这些结果对于给定这个类型的代理1是最优的。因此,代理1绝没有任何动机误报其类型,因此这些机制是诚实的。首先,观察到在唯一的情况里,得到比最优群体利益更小的值,这种情况是代理1有类型 θ_Y。在这种情况里,给定形式的机制选择 d,使得有1的群体利益;而选择某 $x\in Y$ 可获得2的群体利益。以一个给定形式的机制得到的期望群体利益最多是 $\frac{1}{|X|+1}$,低于最大的期望群体利益,即如果代理不策略地博弈,他们将得不到本应获得的群体利益。现在考虑一个可选的诚实机制,即对于 θ_x,代理1不选择结果 x。此情况中,这个机制能够获得至多2的群体利益,而最优群体利益是4。从可选机制中获得的群体利益至少是 $\frac{2}{|X|+1}$,低于最大期望群体利益,即如果代理不策略地博弈,将得不到本应获得的群体利益。因此,当代理1报告 θ_x 时,所有最优诚实机制总是选择结果 x;若代理1报告 θ_Y,则最优诚实机制必须选择 d。因为如果它不选择 d,则代理1更倾向于报告 θ_x,而不是诚实地报告 θ_Y,那么机制也不再诚实。这样,已将所有最优诚实机制建立给定形式。因为如果它存在,则必须构建一个独立集,在图论中构建独立集是一个NPC问题,处理这样的机制需要解决一个NPC问题。

现在考虑下面机制:

* 如果代理1报告 θ_x,那么选择这个 x。
* 如果代理1报告 θ_Y,则选择 $x\in Y$。

这个机制在计算上容易处理,而且这个机制是不诚实的,因为如果代理1报告 θ_Y,则代理1更倾向于相

应的独立集报告类型。然而没有其它有利的非诚实揭示。这样,直接证明如果代理 1 总是报告策略上最优的类型,则这个机制的结果总是与最优诚实机制一致。当然,为了代理 1 总是报告策略上最优的类型,当他的类型是 θ_Y 时,则他需要构建一个独立集。因为这个问题是 NPC 问题,猜想代理 1 将不总能构建这样的一个集合,是合理的。如果代理 1 确实不能构建此情况下的独立集,则结果将是 $x \in Y$。因此,在计算能力是无限的假设下,严格大于代理 1 群体利益。

因此,它也比最优诚实机制的社会福利更大。

3 结束语

显示原理在机制设计中是一个基础工具。然而,文中表明了在计算上增加一个合理的约束就可能使显示原理无效。首先,研究了最优诚实机制的情况,说明中心处理这个机制的算法是 NPC 的。通过变换到非诚实机制,它能够从中心到代理转移解决 NPC 问题的负担;其次,提出了一种新的数据库模型,它处理效用值难以计算的情况,即使在所有相关信息都可以获得的时候下,用这种模型也能处理。通过转移到非诚实机制,它能够转移指数量询问的负担。在这两种情况里,非诚实机制与无限计算中最优诚实机制一样好。

参考文献:

[1] 谢识予.经济博弈论[M].上海:复旦大学出版社,2002.

[2] 迈尔森 R B.博弈论[M].于 寅,费剑平译.北京:中国经济出版社,2001.

[3] Rothkopf M H, Pekeč A, Harstad R M. Computationally manageable combinatorial auctions[J]. Management Science, 1998, 44(8):1131-1147.

[4] Sandholm T. Algorithm for optimal winner determination in combinatorial auctions[J]. Artificial Intelligence, 2002, 135:1-54.

[5] Wurman P R, Wellman M P. AkBA: A progressive, anonymous-price combinatorial auction[C]//In Proceedings of the ACM Conference on Electronic Commerce (ACM-EC). Minneapolis, MN:[s. n.], 2000:21-29.

(上接第 95 页)

[3] Kao Yi-Tung, Zahara E, Kao I-Wei. A hybridized approach to data clustering[J]. Expert Systems with Applications, 2007 (34):1754-1762.

[4] Kennedy J, Eberhart R. Particle Swarm Optimization[C]// Proc. of IEEE International Conference on Neural Networks (ICNN). Perth, Australia:[s. n.], 1995:1942-1948.

[5] Shi Y, Eberhart R C. A modified particle swarm optimizer [C]//Proceeding of IEEE Intenational Conference on Evolutionary Computation. New York, NY, USA: IEEE, 1998:69-73.

[6] 李 兵,蒋慰孙.混沌优化方法及其应用[J].控制理论及其应用,1997,14(4):613-615.

[7] 刘华蓥,林玉娥,张君施.基于混沌搜索解决早熟收敛的混合粒子群算法[J].计算机工程与应用,2006(13):77-79.

(上接第 98 页)

5 结束语

由于网格调度算法对网格系统性能的巨大影响,促使人们对调度算法进行深入研究。文中针对传统的 Min-Min 算法的高效特性和 Max-Min 算法的负载平衡特性,介绍了平衡二者的优缺点的 A-MM 算法,说明了它的优势。在网格调度算法研究中,需要对算法进行深入的性能评估,然而由于受到真实网格环境的高度复杂性的限制,促使人们采用模拟工具来分析调度算法的性能。文中对 GridSim 进行了简单分析,并介绍了如何将 A-MM 算法融入到 GridSim 中去,最后通过模拟实验搭建网格仿真平台对 A-MM 算法进行性能评估。笔者认为,GridSim 仍然是网格仿真技术中最具有创造力的工具。

参考文献:

[1] Buyya R, Murshed M. GridSim: A Toolkit for the Modeling and Simulation of Distributed Resource Management and Scheduling for Grid Computing[J]. Journal of Concurrency and Computation: Practice and Experience(CCPE), 2002, 14 (13-15):1175-1200.

[2] Sulistio A, Buyya R. A Grid Simulation Infrastructure Supporting Advance Reservation[C]// Proceedings of the 16th International Conference on Parallel and Distributed Computing and Systems (PDCS 2004). Cambridge, USA: MIT, 2004:1-7.

[3] 侯 勇,于 炯.基于非贡献网格的自适应任务调度算法研究[J].微电子学与计算机,2007(10):190-192.

[4] Howell F, McNab R. Simjava: a discrete event simulation package for Java with applications in computer systems modelling[C]//in proc. First International Conference on Web-based Modeling and Simulation. San Diego, CA: Society for Computer Simulation, 1998.

[5] 刘祥瑞,朱建勇,樊孝忠. 基于 GridSim 的网格调度模拟[J].计算机工程,2006,32(2):42-44.