

DOI: 10.7652/xjtuxb201310005

CARA: 一种采用组合拍卖的智能电视终端 多资源分配机制

徐超^{1,2}, 曾学文¹, 郭志川¹

(1. 中国科学院声学研究所国家网络新媒体工程技术研究中心, 100190, 北京; 2. 中国科学院大学, 100049, 北京)

摘要: 针对智能电视操作系统中在线分配资源时第三方应用程序虚报效用获取资源的问题, 提出一种采用组合拍卖策略的多资源分配机制(CARA)及其竞胜标求解算法。首先, 将系统资源表征为离散资源配置选项, 以资源组为单位投标, 用暗标第二价格组合拍卖策略进行拍卖; 然后, 将组合拍卖竞胜标问题转化为多维多选择背包问题, 提出一种竞胜标求解算法, 在投标集中用贪心法搜索最优投标, 并利用共享型资源增加时边际效用递减的特征缩小搜索空间, 降低算法复杂度。仿真实验表明, CARA 的竞胜标问题求解算法在求得相同解的前提下, 比 M-HEU 算法的时间复杂度低约 40%, 更适于在线多资源分配。

关键词: 智能电视; 多资源分配机制; 组合拍卖; 效用

中图分类号: TP316 **文献标志码:** A **文章编号:** 0253-987X (2013)10-0025-06

CARA: A Multi-Resource Allocation Mechanism for Smart TV System Based on Combinatorial Auction

XU Chao^{1,2}, ZENG Xuewen¹, GUO Zhichuan¹

(1. National Network New Media Engineering Research Center, Institute of Acoustics, Chinese Academy of Sciences, Beijing 100190, China; 2. University of Chinese Academy of Sciences, Beijing 100049, China)

Abstract: A combinatorial auction based multi-resource allocation (CARA) mechanism and a solution approach of its winner determination problem are proposed to solve the problem that excessive resources are consumed by application's utility misreport in the online resource allocation in smart television operating system. Firstly, the resource requirements are expressed as discrete resource options, and the combinatorial auction for resource groups based on second-price sealed-bid is held. Then the winner determination problem of the combinatorial auction is converted to a multidimensional multiple-choice knapsack problem, and a new solution algorithm with lower time complicity is presented. The greedy method is used to search the optimal bid in the bid set, and the characteristic of diminishing marginal utility is used to reduce the search space when the shared resources are increased. Simulation results show that the solution algorithm of CARA's winner determination problem gets the same solution as the M-HEU algorithm but with the time complexity about 40% less than the latter, and hence it is more applicable for online multi-resource allocation.

Keywords: smart television; multi-resource allocation mechanism; combinatorial auction; utility

收稿日期: 2013-01-10。 作者简介: 徐超(1986—), 男, 博士生; 曾学文(通信作者), 男, 研究员, 博士生导师。 基金项目: 国家“863 计划”资助项目(2011AA01A102); 中国科学院战略性先导科技专项子课题(XDA06010302); 中国科学院声学所所长择优项目(Y154221601)。

网络出版时间: 2013-07-19

网络出版地址: <http://www.cnki.net/kcms/detail/61.1069.T.20130719.0910.002.html>

智能电视操作系统(Smart Television Operating System, STVOS)支持运行大量的第三方电视应用程序,软件间是资源竞争关系。系统的资源管理框架通过资源虚拟化等方式,可管理多种系统资源。如何有效地在线分配系统资源,实现系统效能最大化,成为亟待解决的问题。如果简单应用资源分配算法,则忽视了获取资源的公平性,某些第三方应用程序出于最大化自身效用的考虑,可能通过虚报自身的效用函数获取更多系统资源^[1],使系统总效用受到损失。

文献[2-3]等用资源拍卖的方法解决带宽分配问题,但 STVOS 中的应用程序需要消耗多种资源,每种资源不存在独立的效用函数,因此效用不能直接表示为各个资源效用的加权和。如果把多资源的拍卖问题等价为多物品的序贯拍卖,将降低系统总效用^[4]。组合拍卖中,应用程序对资源组合给出估价,能够真实表达其对于资源的需求。

组合拍卖的竞胜标问题属于多维多选择背包问题(Multidimensional Multiple-choice Knapsack Problem, MMKP)^[5],是一类 NP 难的组合优化问题,其精确求解算法(分支限界法^[5]等)的时间复杂度是指数级,不适用于资源在线分配;近似解法中,启发式解法(HEU)^[5]通过构造贪心启发函数,得到 MMKP 的可行解,但距最优解较远;基于凸包的启发式解法(C-HEU)^[6]根据搜索空间的凸包性质求解,时间复杂度低,但只能达到最优解的 90% 左右;列生成算法(CGBA)^[7]、MMKP 启发式解法(HM-MKP)^[8]、现代最优化算法等解法复杂,适于解决大规模的 MMKP,但额外开销较大;改良启发式解法(M-HEU)^[9]在 HEU 分配阶段完成后针对初始解反复升降级,使总效用达到最大效用值的 96% 左右,时间复杂度与 HEU 在同一量级。

由此,本文提出了一种基于组合拍卖的智能电视终端多资源分配机制(Combinatorial Auctions based Resource Allocation Mechanism, CARA),采用暗标第二价格组合拍卖,具有激励相容性,并针对组合拍卖的竞胜标问题,根据资源特性优化 M-HEU 算法,提出了一种新的竞胜标求解算法,时间复杂度低于 M-HEU,而寻优结果与之相同。

1 问题描述与模型

STVOS 中不同的应用程序具有不同的资源需求,而系统资源可分为共享型和独占型:共享型资源可同时被多个应用程序使用,如 CPU 时间片,系统

内存,网络带宽,磁盘 I/O 带宽等;独占型资源只能被一个应用程序占用,包括图形显示、解码器、解复用器、解调器等。为便于进程间消息传递,一般将资源数值和效用函数以离散形式表示^[10]。

某些应用程序的资源需求间存在约束,一组特定资源为其带来固定的 QoS(Quality of Service)。由此产生的收益、用户体验等,可以用效用来表示^[10]。总效用最大化一般是资源分配的目标。电视终端的资源特征是,独占型资源等级确定后可达到基本效用,如只提升共享型资源分配量,则边际效用增量递减,即效用函数对某种共享型资源的二阶偏导数为负^[10]。系统资源种类在 10 种以下,应用程序 10 个左右。

本文对 STVOS 中的应用程序做以下假设:①对应用程序来说,资源之间不可替换;②应用程序是个体理性的,即希望个体收益最大化。

由此,STVOS 多资源分配模型建立如下:系统中在线运行 N 个应用程序,以 i 表示其中某个软件, $1 < i < n$; 共有 m 种资源,其具体数值经归一化处理; i 请求的资源种类数为 m_i , $1 < k < m_i$, 资源 k 的上限为 R_k ; i 的资源配置选项有 l_i 个, $1 < j < l_i$, 其中选项 j 的资源需求量为 $q_{ij} = (q_{ij1}, \dots, q_{ijk}, \dots, q_{ijm_i})$; 若 i 的效用函数为 u_i , 则 i 在资源配置选项 j 的效用为

$$u_{ij} = u_i(q_{ij}) \quad (1)$$

i 使用的资源集合为 Q_i , 共申请 m_i 种资源,其中共享型资源集合为 S_i , 有 a 种资源,独占型资源集合为 E_i , 有 b 种资源,且 $\forall 1 < i < N$, 均有 $S_i \cup E_i = Q_i$, $a + b = m_i$ 。

2 多资源分配机制

2.1 机制设计

组合拍卖机制分为多种,由收入等价定理,4 种标准拍卖机制中卖者的期望收益相等^[11]。多轮组合拍卖机制的代表是捆拍卖(iBundle)^[12]等,优点是不暴露买方出价,卖方获得最大收益,缺点是达到均衡的时间较长。单轮暗标组合拍卖包括暗标最高价组合拍卖、暗标第二价格组合拍卖即广义 Vickrey 拍卖^[13]等,只需一轮叫价,节省通信开销。暗标最高价组合拍卖是组合拍卖的基本形式,但买方不存在最优叫价策略,即出价时需要考虑其他买方出价,计算复杂度高。

本文提出了一种基于组合拍卖的多资源分配机制(CARA),采用单轮暗标拍卖的广义 Vickrey 拍

卖,具有激励相容性,即按真实效用投标是买方的占优策略^[13]。投标机制设计如 2.2 节所述。

广义 Vickrey 拍卖机制也存在一些缺陷,一些学者对其实用性进行了研究^[14]。其中,对于由于资源不可替换而导致卖方收益无保证问题,以及由于买方数量增多时卖方收益未必单调增加的问题,CARA 均可避免,因为拍卖师的目标是公平分配资源,最大化出价之和,不是最大化买方支付之和,并且拍卖师是可信的,因此买方暴露估价函数,不会影响买方利益^[14]。对于买方预算不足时可能不存在占优策略的问题,可给买方分配足够初始资金。本文暂不考虑买方合谋或单个买方伪装成多个买方获取额外收益的问题。对于 CARA 的竞胜标问题求解,将在 2.3 节给出算法。

2.2 投标语言和定价机制

CARA 中投标语言为异或 (XOR)^[15] 标集,即买方至多允许标集中的一个投标中标。投标开始后, i 向资源拍卖师提交 XOR 标集 $s_i = \{s_{i1}, \dots, s_{ij}, \dots, s_{il_i}\}$,表达其全部资源需求与出价信息。投标 $s_{ij} = (q_{ij}, p_{ij})$, q_{ij} 表示在第 j 个资源配置选项(以下简称选项)上对于资源 $R_k (R_k \in Q_i)$ 的需求量, p_{ij} 表示以选项竞标时的出价。投标组按 $p_{i1} \leq p_{i2} \leq \dots \leq p_{il_i}$ 排序。 q_{i1} 表示 i 的最小资源需求,不能满足时,放弃投标,记 $p_i = \emptyset, l_i = 0$ 。由式(1), i 在获取到资源 q_{ij} 时,将产生效用 u_{ij} 。在投标阶段, i 的竞标出价为

$$p_{ij} = u_{ij} + f_i \quad (2)$$

式中: f_i 为拍卖师给 i 分配的资金,即 i 竞标前持有的资金。

资源分配完成后, i 将在其 l_i 个选项中获得某个选项。最优资源分配达成后, i 获得的资源量为 $q_i^* = \arg \max \sum_i p_i$, 中标价为 p_i 。设支付值为 $t_i(q_i^*)$ 。 i 将支付自身资源分配给其他应用程序所获的效用值,支付值从 i 的竞标资金 f_i 中扣除。支付值大小为 $t_i(q_i^*) = W_{-i}(q_{-i}^*) - W(q_{-i}^*)$, 其中, $W_{-i}(q_{-i}^*) = \max \sum_{b \neq i}^{N-1} u_b(q_{-i}^*)$, 表示 i 不参加竞标时,其他应用程序的最大效用和; $W(q_{-i}^*) = \sum_{b \neq i}^{N-1} u_b(q_{-i}^*)$, 表示 i 参加竞标时,其他应用程序的最大效用和。 i 的最大收益 $v_i(q_i^*) = p_i - t_i(q_i^*)$, 此时投标策略的占优策略为真实表达其效用^[14], 即不需考虑其他应用程序的竞标策略。

2.3 竞胜标问题求解

2.3.1 问题的提出 应用程序投标完成后,CARA

资源拍卖师收集投标,并求解资源分配方案,即组合拍卖的竞胜标问题 (Winner Determination Problem, WDP)。拍卖师的优化目标值为最大化所有应用程序出价之和

$$V = \max \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^{l_i} x_{ij} p_{ij} \quad \text{s. t.} \quad \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^{l_i} x_{ij} q_{ijk} < R_k, \quad k = 1, \dots, m_i \quad (3)$$

式中: x_{ij} 表示 i 是否选择选项 j 。 $x_{ij} \in \{0, 1\}, i = 1, \dots, n; j = 1, \dots, l_i; \sum_{j=1}^{l_i} x_{ij} = 1$ 。

由式(2)、(3)可得

$$V = \max \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^{l_i} x_{ij} (u_{ij} + f_i) = \max \sum_{i=1}^n \left[\left(\sum_{j=1}^{l_i} x_{ij} u_{ij} \right) + f_i \right] = \max \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^{l_i} x_{ij} u_{ij} + \sum_{i=1}^n f_i \quad (4)$$

式(4)的第二项 $\sum_{i=1}^n f_i$ 为常数,故式(3)可以用

$V = \max \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^{l_i} x_{ij} u_{ij}$ 代替,等价于总效用最大化。因此,CARA 的竞胜标问题 (CARA-WDP) 可以看作一个 MMKP,属于 NP 难问题^[5]。

按次优解的方案分配资源时,激励相容性将受到损失,同时买方谎报效用的行为可看作对机制非最优分配的修正,不存在可能的修正时,买方的占优策略则为真实申报效用^[16],因此次优解越接近最优解,对激励相容性的损失越小。

2.3.2 CARA-WDP 算法的推导 i 的选项从最低开始升级。升级时,资源 k 的消耗增量 $\Delta q_{ijk} = q_{ip(i)k} - q_{ijk}$, 聚集消耗增量 $\Delta a_{ij} = \sum_k [(\Delta q_{ijk} C_k) / |C|]$, 其中 q_{ijk} 表示 i 在第 j 个选项对第 k 种资源的需求,选项从 j 升级到 $p(i)$, C 为上次迭代时资源消耗总量, $C = (C_1, \dots, C_k, \dots, C_{m_i})$ 。效用增量 $\Delta p_{ij} = p_{ip(i)} - p_{ij}$, $\frac{\Delta p_{ij}}{\Delta a_{ij}}$ 为升级时的贪心因子。

升级完成后,通过选项升降,可能增大总效用。定义未用资源消耗比 $\Delta a'_{ij} = \sum_k \frac{q_{ip(i)k} - q_{ijk}}{R_k - C_k}$, 表示调整升级时占用未用资源的比例;定义过载资源消耗比 $\Delta a''_{ij} = \sum_k \frac{q_{ip(i)k} - q_{ijk}}{C_k - R_k}$, 表示调整降级时占用过载资源的比例;定义 $\frac{\Delta p_{ij}}{\Delta a_{ij}}$ 和 $\frac{\Delta a''_{ij}}{\Delta p_{ij}}$ 为调整时的贪心

因子。

定义间断选项集合如下:独占型资源值为离散值,在选项中取值会发生跳变。设 J_{ik} 为 i 的独占型资源 k 跳变时的选项集合,可知 $J_{ik} \subseteq \{1, \dots, j, \dots, l_i\}$, 当 k 满足 $r_k \in E_i$ 时,设所有集合 J_{ik} 的并集为 I_i , 那么称 I_i 为 i 的间断选项集合。不使用独占型资源的应用程序没有间断选项集合。以本地视频播放为例,该播放软件需要解码器、内存和 CPU 这 3 种资源。在 Hi3716m 平台上,解码能力有 CIF(分辨率为 352×288 像素,下同)、SD(720×576 像素)、720P(1280×720 像素)、1080P(1920×1080 像素)等,设分辨率为 r_1 。解码不同格式的视频(如 MPEG-2、H.264 等)解码器配置不同,设解码器配置为 r_2 ,所需内存为 r_3 ,CPU 带宽为 r_4 。本例中, $r_1 \in E_i, r_2 \in E_i, r_3 \in S_i, r_4 \in S_i$ 。设 $l_i = 10, r_1$ 的资源需求 $q_{i1} = \{0.25, 0.25, 0.5, 0.5, 0.75, 0.75, 1, 1, 1, 1\}$, r_2 的资源需求 $q_{i2} = \{0.5, 0.5, 0.5, 0.5, 1, 1, 1, 1, 1, 1\}$, 那么 $J_{i1} = \{3, 5, 7\}, J_{i2} = \{5\}, I_i = \{3, 5, 7\}$ 。

设 j' 为 I_i 中大于 j 的第一个间断选项, j_0 为 I_i 中小于 j 的第一个间断选项。投标均为函数 u_i 上的离散点,故 $r_k \in E_i$ 时,均有 $\frac{\partial^2 u_i}{\partial r_k^2} < 0$ 。如果 $\sum_{k, r_k \in E_i} \Delta q_{ijk} = 0$, 即 $\sum_k \Delta q_{ijk} = \sum_{k, r_k \in S_i} \Delta q_{ijk}, r_k \in S_i, \forall j+1 < \rho(i) \leq$

$j' \leq l_i$, 则当 $\rho(i) = j+1$ 时, $\frac{\Delta p_{ij}}{\Delta q_{ijk}}$ 有最大值,有

$$\frac{\Delta p_{ij}}{\Delta a_{ij}} = \frac{\Delta p_{ij}}{\sum_k [(\Delta q_{ijk} C_k) / |C|]} = \frac{1}{\sum_{k, r_k \in S_i} [(\Delta q_{ijk} / (\Delta p_{ij} C_k)) / |C|]} \quad (5)$$

故当 $\rho(i) = j+1$ 时, $\frac{\Delta p_{ij}}{\Delta a_{ij}}$ 有最大值。此时, $\frac{\Delta p_{ij}}{\Delta q_{ijk}}$ 也有最大值。同理,若 $r_k \in S_i, \forall 1 \leq j_0 \leq \rho(i) < j-1 \leq l_i$, 则当 $\rho(i) = j-1$ 时, $\frac{\Delta a''_{ij}}{\Delta p_{ij}}$ 有最大值。

当 $\rho(i) \geq j'$ 和 $\rho(i) \leq j_0$ 时,由于函数在区间 $[j, \rho(i)]$ 或 $[\rho(i), j]$ 非凹,此时贪心因子大小不定。综上, CARA-WDP 的优化步骤如下。

(1) 选项升级阶段:若 $j' - j \geq 2$, 则只升级 $\rho(i) = j+1$ 和 $\rho(i) \geq j'$ 。

(2) 分配调整阶段:升级时若 $j' - j \geq 2$, 则只升级 $\rho(i) = j+1$ 和 $\rho(i) \geq j'$ 。降级时若 $j - j_0 \geq 2$, 则只降级 $\rho(i) = j-1$ 和 $\rho(i) \leq j_0$ 。

(3) 对不使用独占型资源的应用程序,选项升级

和调整升级时,若 $j' - j \geq 2$, 则只升级 $\rho(i) = j+1$ 。调整降级时,若 $j - j_0 \geq 2$, 则只降级 $\rho(i) = j-1$ 。

在本地视频播放中,视频解码器为独占型资源,应用程序的效用与为解码器所分配内存的关系如图 1 所示。图 1 同时说明了优化后的搜索空间。再由式(4),可导出 CARA-WDP 的求解算法。

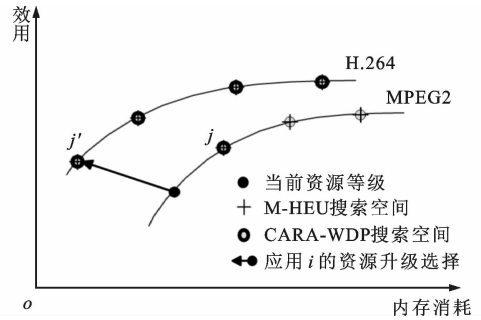


图 1 M-HEU 和 CARA-WDP 的搜索空间比较

2.3.3 CARA 机制计算流程 CARA 机制的核心问题是 WDP 算法。由于舍弃了部分非最优选项, CARA-WDP 算法的复杂度低于 M-HEU 算法,且寻优结果与 M-HEU 算法相同。CARA-WDP 算法的步骤如下。

(1) 预处理。计算 I_i 中元素个数 d_i , $l_i - d_i \geq 1$ 时,启动优化步骤。

(2) WDP 算法。①寻找初始值:计算最低投标的总资源消耗,如不满足限制,则按 p_{i1} 大小降序分配资源,执行计算支付值步骤;②升级可行分配方案:如存在 $\Delta a_{ij} \leq 0$, 选择 Δa_{ij} 最小的选项升级;如所有 $\Delta a_{ij} > 0, j' - j \geq 2$, 则搜索 $\rho(i) = j+1$ 和 $\rho(i) \geq j'$ 选项中 $\frac{\Delta p_{ij}}{\Delta a_{ij}}$ 最大的选项升级;重复步骤②直到无可行升级,设此时总效用为 U ,进入步骤③;③分配方案调整:如 $j' - j \geq 2$, 则搜索 $\rho(i) = j+1$ 和 $\rho(i) \geq j'$ 的选项中 $\frac{\Delta p_{ij}}{\Delta a_{ij}}$ 最大的选项升级,升级后总效用 U' 需满足 $U' > U$, 并且必然不满足资源约束;如果 $j - j_0 \geq 2$, 则搜索 $\rho(i) = j-1$ 和 $\rho(i) \leq j_0$ 的选项中 $\frac{\Delta a''_{ij}}{\Delta p_{ij}}$ 最大的选项降级,直到总效用 U'' 满足 $U'' \leq U$, 此时返回步骤②继续升级。若调整不可行,则结束资源分配,执行计算支付值步骤。

(3) 计算支付值。①对每个 i , 同样调用 CARA 的预处理和 WDP 算法步骤,计算 $W_{-i}(q_i^*)$;②对每个 i , 计算 $W(q_i^*)$;③计算 i 的支付值 $t_i(q_i^*) = W_{-i}(q_i^*) - W(q_i^*)$ 。

2.3.4 时间复杂度分析 在 2.3.3 节的计算流程

中,预处理阶段的复杂度为 $O(\sum_{k=1}^{m_i} \sum_{i=1}^n l_i)$ 。在 WDP 算法处理阶段,步骤①的复杂度为 $O(n)$;步骤②中假设 i 的间断选项集合 I_i 中的间断选项数目为 d_i ,其分割的区间长度为 l_i/d_i ,一个应用程序选项升级数目最多为 $l_i - 1 - l_i/d_i$,总升级数目最多为 $\sum_{i=1}^n (l_i - 1 - l_i/d_i)$,每次执行步骤②,需计算 m_i 种资源消耗,假设每个应用程序均需 m 种资源,即 $m_i = m, i = 1, \dots, n$,复杂度为 $O(m)$,因此步骤②的复杂度为 $O(m \sum_{i=1}^n (l_i - 1 - l_i/d_i))$ 。如果升级最多执行 $\sum_{i=1}^n (l_i - 1)$ 次,则步骤②的复杂度为 $O(m \sum_{i=1}^n (l_i - 1 - l_i/d_i) \sum_{i=1}^n (l_i - 1))$,假设每个应用程序都有 l 个选项,即 $l_i = l, i = 1, \dots, n$,则步骤②的总复杂度为 $O(mn^2((d-1/d)(l-1)^2 + 1/d(l-1))) = O(mn^2(l-1)^2)$,但平均时间复杂度低于 M-HEU。步骤③的执行次数与系统资源占用度有关,占用度越高,调整次数越少,类似步骤②的分析,步骤③的最坏时间复杂度为 $O(mn^2(l-1)^2)$ 。在计算支付值阶段,步骤①共求解了 $n-1$ 个 CARA-WDP,复杂度为 $O(mn^2(n-1)(l-1)^2)$,步骤②、③的复杂度为 $O(n)$,所以计算支付值阶段总体时间复杂度为 $O(mn^2(n-1)(l-1)^2)$ 。综上,CARA 机制整体的最坏时间复杂度为 $O(mn^3(l-1)^2)$ 。

3 仿真实验与分析

实验采用的仿真工具为 MATLAB 7.0,实验平台的配置为 Intel Core i5-2400 3.10 GHz,内存为 4 GB。采用 MATLAB 中 tic/toc 命令来计算算法执行时间。随机生成应用程序特性集合,取平均间断选项数目 $d=3, m=5, l=10$ 。设使用独占型资源的应用程序数与总数之比为 α 。如果所有应用程序均不使用独占型资源,则 CARA 的 WDP 问题就退化成凸规划问题,此时本文算法优化效率最高。

图 2 表明了 α 值不同时,CARA-WDP 与 M-HEU 算法的执行时间。可见 α 值越小,节省的计算时间就越多。 $\alpha=0.5, n=10$ 时,本文算法计算时间约为 50 ms,是 M-HEU 算法的 60% 左右。不同 α 值对 M-HEU 的计算时间没有影响。

图 3 表明了 $\alpha=0.5, d$ 值不同时 CARA-WDP 与 M-HEU 算法的执行时间。可见当 d 值增大时,

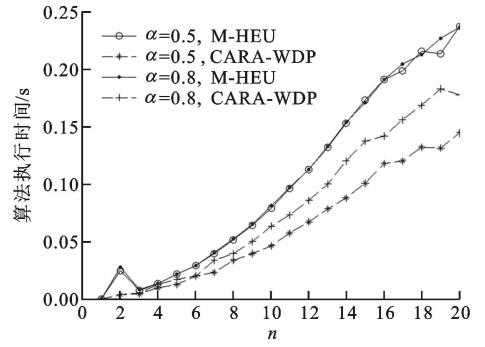


图 2 α 值对 2 种算法执行时间的影响

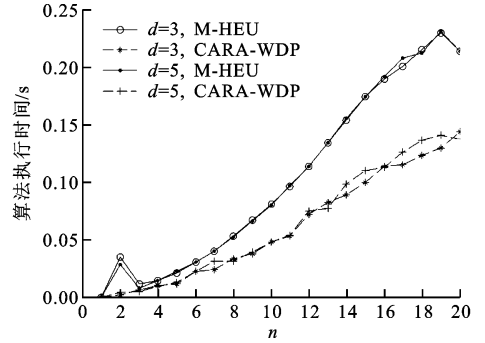


图 3 d 值对 2 种算法执行时间的影响

由于搜索空间的优化范围减小,本文算法的计算时间相对增大,但总是不高于 M-HEU 算法。

将 CARA-WDP 算法应用于 CARA 机制中,CARA 机制中每次资源分配的执行时间随运行的应用程序数目 n 变化的仿真结果如图 4 所示。由曲线的趋势可见,CARA 机制执行时间仿真结果为 $O(n^3)$ 级,符合理论计算的结果 $O(mn^3(l-1)^2)$ 。在本文实验平台上,当 $\alpha=0.5, d=3, n=10$ 时,CARA 机制中资源分配的时间约为 400 ms。

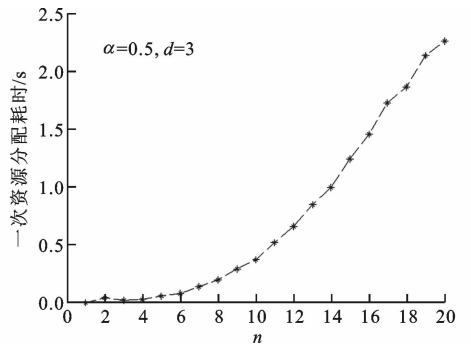


图 4 CARA 机制的时间复杂度

4 结 语

针对智能电视操作系统中第三方电视应用程序的多资源在线分配问题,本文提出的基于组合拍卖

的多资源分配机制 CARA, 是一种具有激励相容性, 且真实申报效用为应用的占优竞标策略。仿真实验显示, CARA 机制中每次资源分配为多项式复杂度, 其竞标求解算法的时间复杂度比 M-HEU 算法低 40% 左右, 更适用于系统多资源在线分配。

参考文献:

- [1] FOO B, VAN DER SCHAAR M. Informationally decentralized system resource management for multiple multimedia tasks [J]. IEEE Transactions on Circuits and Systems for Video Technology, 2009, 19(9): 1352-1364.
- [2] 刘志新, 申妍燕, 关新平. 一种基于 VCG 拍卖的分布式网络资源分配机制 [J]. 电子学报, 2010, 38(8): 1929-1934.
LIU Zhixin, SHEN Yanyan, GUAN Xinping. A VCG-auction based distributed mechanism for network resource allocation [J]. Acta Electronica Sinica, 2010, 38(8): 1929-1934.
- [3] ZHANG Yang, DUSIT N, WANG Ping, et al. Auction-based resource allocation in cognitive radio systems [J]. IEEE Communications Magazine, 2012, 50(11): 108-120.
- [4] MILGROM P. Putting auction theory to work [M]. Cambridge, UK: Cambridge University Press, 2004: 296-302.
- [5] KHAN M S. Quality adaptation in a multisession multimedia system: model, algorithms and architecture [D]. Victoria, BC, Canada: University of Victoria, 1998.
- [6] MOSTOFA A M, SOHEL R M, KAYKOBAD M, et al. Solving the multidimensional multiple-choice knapsack problem by constructing convex hulls [J]. Computers & Operations Research, 2006, 33(5): 1259-1273.
- [7] CHERFI N, HIFI M. A column generation method for the multiple-choice multi-dimensional knapsack problem [J]. Computational Optimization and Applications, 2010, 46(1): 51-73.
- [8] PARRA-HEMANDEZ R, DIMOPOULOS N J. A new heuristic for solving the multichoice multidimensional knapsack problem [J]. IEEE Transactions on Systems, Man and Cybernetics, 2005, 35(5): 708-717.
- [9] ALAM S, HASAN M, HOSSAIN M. Heuristic solu-

tion of MMKP in different distributed admission control and QoS adaptation architectures for video on demand service [C]//Proceedings of the 2nd IEEE International Conference on Broadband Networks. Piscataway, NJ, USA: IEEE, 2005: 896-903.

- [10] LEE C, LEHOEZY J, RAJKUMAR R, et al. On quality of service optimization with discrete QoS options [C]//Proceedings of the 4th IEEE Conference on Real-Time Technology and Applications Symposium. Piscataway, NJ, USA: IEEE, 1998: 276-286.
- [11] CRAMTON P, SHOHAM Y, STEINBERG R. Combinatorial auctions [M]. Cambridge, MA, USA: MIT Press, 2006: 14-18.
- [12] PARKES D C. i Bundle: an efficient ascending price bundle auction [C]//Proceedings of the 1st ACM conference on Electronic Commerce. New York, USA: ACM, 1999: 148-157.
- [13] MACKIE-MASON J K, VARIAN H R. Generalized Vickrey auctions [R]. An Arbor, MI, USA: University of Michigan, 1994.
- [14] LAWRENCE A M, MILGROM P. The lovely but lonely Vickrey auction [M]. Cambridge, MA, USA: MIT Press, 2006: 17-40.
- [15] SANDHOLM T. Algorithm for optimal winner determination in combinatorial auctions [J]. Artificial Intelligence, 2002, 135(1): 1-54.
- [16] NISAN N, RONEN A. Computationally feasible VCG mechanisms [C]//Proceedings of the 2nd ACM Conference on Electronic Commerce. New York, USA: ACM, 2000: 242-252.

[本刊相关文献链接]

林军, 倪宏, 孙鹏, 等. 一种采用神经网络 PID 控制的自适应资源分配方法. 2013, 47(4): 112-117. [doi:10.7652/xjtuxb201304019]

陈俊杰, 倪宏, 孙鹏. 采用定价机制的多媒体系统多资源分配算法. 2012, 46(6): 98-103. [doi:10.7652/xjtuxb201206017]

邵必林, 边根庆, 张维琪, 等. 采用 k -均值聚类算法的资源搜索模型研究. 2012, 46(10): 52-59. [doi:10.7652/xjtuxb201210010]

李濂, 周颖, 赵保华. 正交频分复用系统多播资源分配的动态规划算法. 2011, 45(10): 38-42. [doi:10.7652/xjtuxb201110007]

(编辑 刘杨 赵大良)