

基于双边拍卖的多基站移动边缘计算资源分配方法^{*}

汪建洲^{1,2}, 付晓东^{1,2}, 丁家满^{1,2}, 李杰^{1,2}

¹(昆明理工大学 信息工程与自动化学院, 云南 昆明 650504)

²(云南省计算机技术应用重点实验室(昆明理工大学), 云南 昆明 650504)

通信作者: 李杰, E-mail: lj kust@kust.edu.cn



摘要: 资源拍卖机制充分引入竞争的特点, 能够最大化资源分配收益, 在移动边缘计算资源分配和定价中有着广泛应用。目前, 关于移动边缘计算资源分配问题的拍卖机制主要集中在边缘服务器的计算资源分配方面, 在多基站环境下同时考虑不属于任何边缘服务器的无线带宽资源和属于特定边缘服务器的计算资源分配方面尚存在不足。此外, 在同时考虑多类资源条件下, 如何制定充分保证资源提供商和用户收益的资源分配和定价策略也面临着挑战。通过深入分析多基站与多资源约束的特点, 提出了一种基于双边拍卖的移动边缘计算多通信基站组合资源分配(double-auction-based combinational resource allocation, DACRA)机制。该机制综合考虑了多通信基站的无线带宽资源和边缘服务器的多种计算资源分配, 并通过引入资源稀缺度和竞价密度来确保分配的高效性。理论分析表明, DACRA 机制是一种多项式时间算法, 并满足激励相容(incentive compatibility)、预算平衡(budget-balance)和个体理性(individual rationality)性质。基于公开数据集的仿真验证表明, 该机制能够比现有研究成果具有更低的计算时间开销以及更高的社会福利(social welfare)、请求成功率和资源利用率。

关键词: 移动边缘计算; 双边拍卖; 多基站环境; 多方收益最大化

中图法分类号: TP393

中文引用格式: 汪建洲, 付晓东, 丁家满, 李杰. 基于双边拍卖的多基站移动边缘计算资源分配方法. 软件学报, 2025, 36(10): 4792–4811. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/7295.htm>

英文引用格式: Wang JZ, Fu XD, Ding JM, Li J. Mobile Edge Computing Resource Allocation Algorithm Under Multi-base Station Based on Double Auction. Ruan Jian Xue Bao/Journal of Software, 2025, 36(10): 4792–4811 (in Chinese). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/7295.htm>

Mobile Edge Computing Resource Allocation Algorithm Under Multi-base Station Based on Double Auction

WANG Jian-Zhou^{1,2}, FU Xiao-Dong^{1,2}, DING Jia-Man^{1,2}, LI Jie^{1,2}

¹(Faculty of Information Engineering and Automation, Kunming University of Science and Technology, Kunming 650504, China)

²(Key Laboratory of Computer Technology Application of Yunnan Province (Kunming University of Science and Technology), Kunming 650504, China)

Abstract: The resource auction mechanism can maximize the resource allocation benefit by fully introducing competition, and has found widespread applications in mobile edge computing resource allocation and pricing. Currently, auction mechanisms relevant to resource allocation of mobile edge computing mainly focus on computing resource allocation of edge servers, and there are limitations in both considering the allocation of wireless bandwidth resources that do not belong to any edge servers and computing resources belonging to specific edge servers under a multi-base station environment. Furthermore, with multiple types of resource conditions considered, a challenge is posed to the design of a resource allocation and pricing strategy that guarantees benefits for both resource providers and users. By analyzing the characteristics of multi-base stations and resource constraints, this study proposes a double-auction-based combinational resource allocation (DACRA) mechanism for mobile edge computing. This mechanism considers the allocation of wireless bandwidth

* 基金项目: 国家自然科学基金(62362043, 62262034); 云南省计算机应用技术重点实验室开放基金(2022201)

收稿时间: 2024-04-08; 修改时间: 2024-07-08; 采用时间: 2024-09-18; jos 在线出版时间: 2025-07-09

CNKI 网络首发时间: 2025-07-10

resources in multi-communication base stations and multiple computing resources of edge servers and introduces resource scarcity and bidding density to ensure high allocation efficiency. Theoretical analysis shows that the DACRA mechanism is a polynomial time algorithm that satisfies incentive compatibility, budget-balance, and individual rationality. Simulation results based on a publicly available dataset show that the proposed mechanism can yield lower computational time costs, and higher social welfare, request success rates, and resource utilization rates than existing research results.

Key words: mobile edge computing (MEC); double auction; multi-base station environment; maximizing benefit for multiple participant

近年来, 随着物联网和无线通信技术的飞速发展, 涌现出如虚拟现实^[1]、自动驾驶^[2]、远程医疗^[3]等具有高数据速率、低交互时延需求的新应用^[4]. 移动边缘计算 (mobile edge computing, MEC)^[5]作为一种新兴的计算模式, 将计算资源下沉到靠近用户的边缘网络, 并通过无线通信技术将用户任务上传至边缘计算服务器执行, 弥补了用户终端设备算力的不足, 同时提供了高速率和低时延的计算服务环境, 有效地提升了用户体验^[6]. 然而, 随着边缘计算服务器部署推进, 可以预见 MEC 网络将拥有海量无处不在的边缘节点和通信基站. 因此, 如何合理地设计多通信基站多边缘服务器的 MEC 环境中计算资源和无线通信资源的分配和定价策略, 以充分保证多方资源分配参与者的收益, 是 MEC 面临的一项严峻挑战.

目前, 国内外的学者已经对 MEC 资源分配和定价策略展开了大量研究. 其中, 资源拍卖由于能够通过竞价地方式激励个体理性的参与者加入资源分配中, 同时保证资源分配和收益的高效性, 在移动边缘计算中得到广泛应用^[7]. 文献 [8] 提出了一种应用于边缘计算频谱分配的单边拍卖 (core-selecting auctions, CSA) 方法, 能够获得至少与 VCG (Vickrey-Clarke-Grove)^[9]机制相当的收益. 文献 [10] 设计密封拍卖机制实现了移动社交云资源多对多的分配与定价, 在保证买方最小收益情况下实现资源共享. 文献 [11] 提出了一种基于贪心原理的边缘资源分配和定价 (greedy edge resource allocation and pricing, G-ERAP) 的组合拍卖机制, 该机制以社会福利 (social welfare)^[12]最大化为目标解决了买方和卖方之间虚拟实例分配和定价问题. 文献 [13] 提出了基于固定价格的边缘节点分配 (fixed price based fog node allocation, FixP-FogNA) 机制和基于组合拍卖的边缘服务分配 (combinatorial auction-based fog service allocation, CAuc-FogSA) 机制, 解决了卖方的服务分配问题. 文献 [14] 提出了分层可信资源分配 (hierarchical trustful resource assignment, HTRA) 算法和信任计算 (trust computing algorithm, TCA) 算法. 该算法采用了一种智能生产系统中无线通信和数据处理的分层方法, 通过多层的分配和支付保障了买卖双方收益. 文献 [15] 提出了基于贪心的资源分配 (blockchain-aided auction based resource allocation, BARA) 机制, 由联盟区块链和智能合约组织拍卖而无需拍卖代理, 可以在多项式时间内得到近似的社会福利最大化. 文献 [16] 提出了一种 3 层可信组合拍卖 (truthful combinatorial auction, TCA-Comb) 机制, 由卖方 (边缘云) 同时提供计算资源和无线带宽资源给买方, 以社会福利最大化为目标解决 MEC 计算任务卸载的问题. 然而, 以上基于单边拍卖的方法只考虑了部分买方、卖方、拍卖代理的收益, 难以实现多方收益最大化.

为了解决以上问题, 近年来, 基于双边拍卖 (double auction)^[17]机制的 MEC 资源分配和定价方法逐步受到关注. 文献 [18] 提出了基于中断的双边拍卖 (breakeven-based double auction, BDA) 和基于动态定价的双边拍卖 (dynamic pricing based double auction, DPDA) 算法, 以社会福利最大化为目标提升了工业物联网中资源分配的效率. 文献 [19] 提出了两种基于双边拍卖的多任务资源分配 (multi-task resource allocation incentive based on double auction, MRAIDA) 机制, 解决了 MEC 中多边缘服务器资源分配的问题. 文献 [20] 提出了基于斯塔克尔伯格博弈 (Stackelberg game)^[12]的双边拍卖的协同挖矿网络 (collaborative mining network, CMN), 挖矿网络内的设备通过双边拍卖充分利用空闲设备的计算资源, 进一步提升挖矿效率. 文献 [21] 提出了一种可信 (truthful)^[12]组合双边拍卖 (truthful combinatorial double auctions, TCDA) 机制. 该机制设计了基于临界值和 VCG 机制的定价策略, 旨在提高算法运行效率的同时保证可信. 文献 [22] 提出了基于区块链的计算与无线通信资源联合管理双向拍卖 (joint management double auction, JMDA) 模型, 并采用区块链有效遏制了恶意节点对资源分配的影响, 保证了买方收益. 文献 [23] 提出了一种可信的面向服务的双边拍卖 (computing service auction, COMSA) 机制, 考虑频谱分配和数据路由的网络优化, 并提出一种两步解耦网络优化和机制设计的方法来解决设计复杂性. 文献 [24] 提出了迭代式的双边拍卖 (iterative double auction, IDA) 算法, 以最大化社会福利为目标搜索最优解, 还提出了一种加权经验学习

的双边拍卖 (experience weighted attraction learning-double auction, EWA-DA) 算法可以在更严格的条件下快速收敛至最优解. 文献 [25] 提出了差分隐私组合双边拍卖 (differentially private auction mechanism, DPAM) 机制, 在隐私保护和满足可信的同时, 保证买卖双方的收益. 文献 [26] 提出了一种分层任务卸载框架 (hierarchical two-tier task offloading framework, HTTOF). 该框架结合了斯塔克尔伯格博弈与双边拍卖的理念, 显著提升了任务卸载的效率, 并实现了多方收益的最大化. 文献 [27] 提出了一种基于移动感知和双边拍卖的基站资源分配 (mobility-aware and double auction-based base station resource allocation, MD-BSRA) 算法, 通过优化基站选择和动态定价策略, 有效提高了资源分配的效率及任务卸载的成功率. 然而, 上述研究忽视了实际多通信基站多边缘服务器的 MEC 环境中无线带宽资源对用户任务执行的约束. 在此环境下, 用户任务的完成不仅依赖于边缘服务器提供计算资源执行, 还需要通信基站提供无线带宽资源保证任务传输. 与仅属于某一边缘服务器专有计算资源不同, 无线带宽资源是用户之间共享且与通信基站覆盖范围以及无线信道容量相关的一种特殊资源, 当用户附近通信基站无线带宽耗尽时, 即使附近边缘服务器还能提供计算资源, 该用户也无法完成其任务, 因此如何通过合理的资源分配和定价机制综合对 MEC 网络的计算资源和无线带宽资源进行分配具有重要研究意义.

本文与现有研究的具体比较分析如表 1 所示.

表 1 本文与现有研究比较

拍卖方式	算法	考虑收益	多维服务器资源	无线带宽	通信距离限制	多基站
单边拍卖	CSA ^[8]	买方、拍卖代理	—	√	√	√
	TMSCRA ^[10]	买方、卖方	—	—	√	—
	G-ERAP ^[11]	买方	√	—	—	—
	FixP-FogNA, CAuc-FogSA ^[13]	买方、卖方	√	—	—	—
	HTRA, TCA ^[14]	买方、卖方	√	√	—	√
	BARA ^[15]	买方、卖方	—	√	—	—
	TCA-Comb ^[16]	买方、卖方	√	√	—	—
双边拍卖	BDA, DPDA ^[18]	买方、卖方、拍卖代理	—	—	√	√
	MRAIDA ^[19]	买方、卖方	√	—	√	√
	CMN ^[20]	买方、卖方	—	—	√	√
	TCDA ^[21]	买方、卖方、拍卖代理	—	—	√	√
	JMDA ^[22]	买方、卖方	√	√	—	√
	COMSA ^[23]	买方、卖方	√	√	—	—
	IDA, EWA-DA ^[24]	买方、卖方	—	√	√	—
	DPAM ^[25]	买方、卖方	√	—	√	—
	HTTOF ^[26]	买方、卖方、拍卖代理	—	√	√	√
	MD-BSRA ^[27]	买方、卖方、拍卖代理	—	√	√	√
	DACRA (本文)	买方、卖方、拍卖代理	√	√	√	√

针对现有场景下资源分配和定价中的不足, 本文在考虑多方收益的前提下, 进一步考虑多通信基站多边缘服务器以及通信限制下的 MEC 组合资源分配, 并提出了一种基于双边拍卖的移动边缘计算多通信基站组合资源分配 (double-auction-based combinational resource allocation, DACRA) 机制. 本文主要贡献包括以下几点.

(1) 为了描述 MEC 环境中资源分配问题, 以社会福利最大化为目标对本文考虑的 MEC 环境进行系统建模, 设计了一种基于双边拍卖的高效资源分配机制. 该机制根据通信距离将用户、边缘服务器和通信基站分组, 每组依次执行双边拍卖.

(2) 为了更有效地利用 MEC 中计算资源和无线带宽资源, 定义计算资源和无线带宽资源的稀缺度和竞价密度, 并设计了 DACRA 算法通过资源稀缺度和竞价密度调整算法交易匹配过程, 使参与到资源分配的各方获得更高的收益.

(3) 通过理论证明和仿真验证, 本文提出的 DACRA 机制满足激励相容 (incentive compatibility)^[12]、预算平衡

(budget-balance)^[12]和个体理性 (individual rationality)^[12], 可以在低时间花费下有效提高系统社会福利、任务请求成功率和资源利用率, 并且在多通信基站多边缘服务器以及通信限制的 MEC 环境下进行组合资源分配时, 该机制具有显著优势.

本文第 1 节阐述 MEC 系统模型. 第 2 节建立研究问题的数学规划模型. 第 3 节介绍设计算法, 并进行理论分析. 第 4 节通过仿真实验评估所提出方法的性能. 第 5 节对本文的主要贡献和未来展望进行总结.

1 模型与问题描述

1.1 系统模型

本文考虑的 MEC 网络模型如图 1 所示, 系统具有多个通信基站能够提供无线带宽资源供用户上传其任务数据至边缘服务器, 而每个通信基站能够覆盖多个边缘服务器. 假设每个边缘服务器提供 R 种计算资源, 如 CPU、内存等, 用集合 $\mathcal{R} = \{1, 2, \dots, R\}$ 表示. 用户的计算任务需要卸载到边缘服务器执行, 考虑到通信基站无线传输延迟和范围的限制, 用户将任务卸载至其附近的边缘服务器执行. 令 $B = \{1, 2, \dots, L\}$ 表示 L 个通信基站的集合, 任意通信基站 $j \in B$ 无线带宽资源容量表示为 $c_{j,BW}$. 令 $S = \{1, 2, \dots, M\}$ 表示 M 个边缘服务器提供商的集合, 假设每个边缘服务器提供商拥有一台边缘服务器, 任意边缘服务器 $m \in S$ 计算资源的容量表示为 $c_m = (c_{m,1}, c_{m,2}, \dots, c_{m,R})$, 其中, $c_{m,r}$ 表示边缘服务器 m 的第 r 种计算资源的容量. 令 $U = \{1, 2, \dots, N\}$ 表示 N 个用户的集合, 任意用户 $i \in U$ 的任务对计算资源需求的数量表示为 $d_i = (d_{i,1}, d_{i,2}, \dots, d_{i,R})$, 其中, $d_{i,r}$ 表示用户 i 对第 r 种计算资源需求的数量. 此外, 用户 i 在上传任务时, 需要无线带宽资源的数量表示为 $d_{i,BW}$.

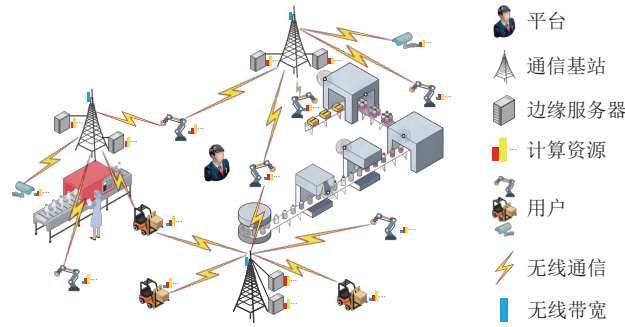


图 1 多基站多边缘服务器 MEC 环境

通常, 通信基站和用户之间的覆盖关系通过它们坐标之间的距离确定^[21], 通信基站 j 的坐标表示为向量 $t_j = (\mu_j, \xi_j)$, 其中, μ_j 表示通信基站 j 的经度, ξ_j 表示通信基站 j 的纬度, 它的覆盖半径表示为 λ_j . 假设用户 i 的坐标表示为向量 $e_i = (\gamma_i, \beta_i)$, 其中, γ_i 表示用户 i 的经度, β_i 表示用户 i 的纬度, 若用户 i 在基站 j 的覆盖半径内, 则可以将任务上传至该基站附近的边缘服务器执行.

1.2 双边拍卖模型

如图 1 所示, 在边缘计算双边拍卖模型中, 双边拍卖平台作为拍卖代理组织, 用户、边缘服务器提供商和通信基站作为竞拍者参与拍卖. 拍卖代理收集所有竞拍者的信息, 然后使用设计的算法匹配, 使得用户、边缘服务器提供商、通信基站和平台的收益最大化. 下面将从资源拍卖各参与方、双边拍卖过程和参与拍卖者效用这 3 个方面对双边拍卖问题模型进行描述.

(1) 资源拍卖参与者模型

假设用户 $i \in U$ 对自身任务执行需要的每种计算资源和任务卸载需要的无线带宽资源有一个单位估值 $UV_i = (UV_{i,1}, UV_{i,2}, \dots, UV_{i,R+1})$, 其中, 向量的前 R 项表示用户 i 对每种计算资源的单位估值, 第 $R+1$ 项表示用户 i 对无线带宽资源的单位估值, 为方便起见, 令 $R+1$ 种资源表示无线带宽资源. 这个估值是用户 i 通过对任务完成带

来的收益评估得到的私有信息. 用户将自身信息 (包括编号、需求、出价和坐标) 提交给拍卖代理, 第 i 个用户提交的信息可以用一个三元组 $\varphi_i = (d_i, b_i, e_i)$ 表示, 其中, $d_i = (d_{i,1}, d_{i,2}, \dots, d_{i,R+1})$ 的前 R 项表示用户 i 每种计算资源的需求数量, 第 $R+1$ 项表示其无线带宽资源的需求数量, $b_i = (b_{i,1}, b_{i,2}, \dots, b_{i,R+1})$ 的前 R 项表示用户 i 每种计算资源的单位出价, 第 $R+1$ 项表示其无线带宽资源的单位出价.

任意边缘服务器提供商 $m \in S$ 对拥有的计算资源有单位估值 $SV_m = (SV_{m,1}, SV_{m,2}, \dots, SV_{m,R+1})$, 其中, $SV_{m,r}$ 表示边缘服务器提供商 m 对第 r 种计算资源的单位估值. 这个估值是对其对计算资源的维护和使用代价进行评估得到的私有信息. 边缘服务器提供商将自身信息 (包括编号、容量和要价) 提交给拍卖代理, 第 m 个边缘服务器提供商提交的信息可以用一个二元组 $\delta_m = (c_m, s_m)$ 表示, 其中, $s_m = (s_{m,1}, s_{m,2}, \dots, s_{m,R})$ 表示边缘服务器提供商 m 每种计算资源的单位要价.

假设通信基站 $j \in B$ 包含的边缘服务器集合为 $Z_j = \{1, 2, \dots\}$, 其中每项表示边缘服务器的编号. 在拍卖时, 它提交给拍卖代理的信息可以用一个四元组 $\sigma_j = (c_{j,BW}, t_j, \lambda_j, Z_j)$ 表示.

(2) 双边拍卖过程

假设所有的用户和资源提供商都是独立且理性的, 目标是最大化各自的收益. 即对用户来说是以更低的价格购买资源以完成自身任务, 对资源提供商来说是以更高的价格租借更多的计算资源. 假设所有的用户都是专一 (single-minded)^[28]的, 只会支付满足其执行任务所需的计算资源和上传任务所需的无线带宽资源的分配.

在进行双边拍卖前, 拍卖代理收集所有竞拍者提交的信息, 使用定义 1 进行覆盖关系的判断, 将一个通信基站覆盖的所有用户分为一组. 如果遇到某个用户被多个通信基站同时覆盖的情况, 将其分配给距离最短的通信基站, 如果距离最短的通信基站有多个, 则将它随机分配给其中一个基站. 经过分组后, 共 L 组, 用集合 $\Gamma = \{1, 2, \dots, L\}$ 表示. 对每一组, 拍卖代理会进行一次双边拍卖, 并使用第 2.1 节设计的方案确定本次拍卖结果. 完成一轮拍卖后, 未能成功交易的用户以及剩余无线带宽资源的通信基站将重新根据覆盖关系进行分组. 对于那些被多个通信基站同时覆盖的用户, 他们将被分配到上次所在组之外的其他组, 并对新形成的这些组再次进行双边拍卖. 如此重复执行 T 次或者所有用户成功交易后结束整个拍卖过程. 其中, 参数 T 表示最大可执行拍卖次数, 该值由被通信基站覆盖最多的用户决定 (例如, 用户 $i \in U$ 最多被 4 个通信基站覆盖, 则 $T=4$). 最后, 拍卖代理将拍卖结果返回给所有竞拍者, 成功交易的用户通过为它提供无线带宽的通信基站将任务卸载到与它交易的边缘服务器提供商, 待边缘服务器提供商执行任务后将计算结果返回该用户.

定义 1. 任意用户 $i \in U$ 被通信基站 $j \in B$ 覆盖, 当且仅当用户 i 与通信基站 j 的距离不超过通信基站 j 的覆盖半径, 即:

$$\tau_{i,j} = \sqrt{(\mu_j - \gamma_i)^2 + (\xi_j - \beta_i)^2} \leq \lambda_j \quad (1)$$

双边拍卖的结果包含 4 个部分, 即用户与边缘服务器提供商之间的计算资源分配关系和交易费用, 以及用户与通信基站之间的通信关系和通信费用. 用户和边缘服务器提供商的计算资源分配关系用矩阵表示为:

$$X = \begin{bmatrix} x_{1,1} & x_{1,2} & \dots & x_{1,M} \\ x_{2,1} & x_{2,2} & \dots & x_{2,M} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ x_{N,1} & x_{N,2} & \dots & x_{N,M} \end{bmatrix},$$

其中, $x_{i,m}$ 表示用户 i 与边缘服务器提供商 m 之间的计算资源分配关系, 当 $x_{i,m} = 1$ 时, 表示边缘服务器提供商 m 为用户 i 提供所需的计算资源, 当 $x_{i,m} = 0$ 时, 表示边缘服务器提供商 m 不向用户 i 提供计算资源. 用户与边缘服务器提供商之间的交易费用矩阵表示为:

$$P = \begin{bmatrix} P_{1,1} & P_{1,2} & \dots & P_{1,M} \\ P_{2,1} & P_{2,2} & \dots & P_{2,M} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ P_{N,1} & P_{N,2} & \dots & P_{N,M} \end{bmatrix},$$

其中, $P_{i,m} = (re_{i,m}, p_{i,m})$ 是用户 i 与边缘服务器提供商 m 之间的交易费用, $re_{i,m}$ 表示边缘服务器提供商 m 与用户 i

交易时它的接收费用, $p_{i,m}$ 表示此时用户 i 的支付费用. 用户与通信基站之间的通信关系用矩阵表示为:

$$\mathbf{Y} = \begin{bmatrix} y_{1,1} & y_{1,2} & \cdots & y_{1,L} \\ y_{2,1} & y_{2,2} & \cdots & y_{2,L} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ y_{N,1} & y_{N,2} & \cdots & y_{N,L} \end{bmatrix},$$

其中, $y_{i,j}$ 表示用户 i 与通信基站 j 的通信关系, 当 $y_{i,j} = 1$ 时, 表示通信基站 j 向用户 i 提供无线带宽进行无线通信, 当 $y_{i,j} = 0$ 时, 表示通信基站 j 不向用户 i 提供无线带宽. 用户与通信基站之间的通信费用矩阵表示为:

$$\mathbf{W} = \begin{bmatrix} w_{1,1} & w_{1,2} & \cdots & w_{1,L} \\ w_{2,1} & w_{2,2} & \cdots & w_{2,L} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ w_{N,1} & w_{N,2} & \cdots & w_{N,L} \end{bmatrix},$$

其中, $w_{i,j}$ 表示用户 i 与通信基站 j 之间的通信费用. 用户与边缘服务器提供商以及用户与通信基站之间交易费用和通信费用的计算方法将在第 2.1 节详细介绍.

(3) 竞拍者和拍卖代理效用

令用户 i 对其计算资源和无线带宽资源需求的估值之和表示为 $v_i = \sum_{r=1}^{R+1} UV_{i,r} \cdot d_{i,r}$, 边缘服务器提供商 m 对用户 i 请求计算资源数量的估值之和表示为 $\eta_{i,m} = \sum_{r=1}^R SV_{m,r} \cdot d_{i,r}$. 在本文中, 将竞拍者和拍卖代理的收益表示为它们的效用, 具体定义如下.

定义 2. 任意用户 $i \in U$ 与边缘服务器提供商 $m \in S$ 未达成交易时, 其效用为 0. 若达成交易且用户 i 使用通信基站 $j \in B$ 进行通信, 则其效用表示为用户 i 对所需资源的估值之和减去支付给边缘服务器提供商 m 的费用以及支付给通信基站 j 的通信费用, 即:

$$UU_{i,m} = v_i - p_{i,m} - w_{i,j} \quad (2)$$

定义 3. 任意边缘服务器提供商 $m \in S$ 与用户 $i \in U$ 未达成交易时, 其效用为 0. 当达成交易时, 边缘服务器提供商 m 的效用表示为其计算资源接收费用减去对用户 i 需求计算资源估值之和, 即:

$$SU_{i,m} = re_{i,m} - \eta_{i,m} \quad (3)$$

定义 4. 任意通信基站 $j \in B$ 未向用户 $i \in U$ 提供无线带宽资源时, 其效用为 0. 当通信基站 j 向用户 i 提供无线带宽时, 其效用表示为接收到的通信费用, 即:

$$BU_{i,j} = w_{i,j} \quad (4)$$

定义 5. 双边拍卖平台的效用可以表示为达成交易的所有用户计算资源支付费用与边缘服务器提供商接收费用之差, 即:

$$AU = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^M (p_{i,m} - re_{i,m}) \cdot x_{i,m} \quad (5)$$

定义 6. 社会福利是所有用户、边缘服务器提供商、通信基站和双边拍卖平台的效用之和, 即:

$$\begin{aligned} & \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^M \left((v_i - p_{i,m}) \cdot x_{i,m} - \sum_{j=1}^L w_{i,j} \cdot y_{i,j} \right) + \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^M (re_{i,m} - \eta_{i,m}) \cdot x_{i,m} + \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^L w_{i,j} \cdot y_{i,j} \\ & + \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^M (p_{i,m} - re_{i,m}) \cdot x_{i,m} = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^M (v_i - \eta_{i,m}) \cdot x_{i,m} \end{aligned} \quad (6)$$

公式 (6) 的等号左边第 1 项代表所有用户的效用, 第 2 项代表所有边缘服务器提供商的效用, 第 3 项代表所有通信基站的效用, 第 4 项代表平台的效用, 左式经过化简可以得到右式.

(4) 双边拍卖性质定义

在设计拍卖机制的时候, 为了能够实现资源的合理配置, 激励用户和资源提供商参与市场, 通常需要满足以下

经济性质.

- 激励相容. 当且仅当任意用户 $i \in U$ 和边缘服务器提供商 $m \in S$ 的占优策略都是诚实竞拍时, 即: $UU_{i,m} \geq UU'_{i,m}$, $SU_{i,m} \geq SU'_{i,m}$, 拍卖机制满足激励相容性质. 其中, $UU_{i,m}$ 和 $SU_{i,m}$ 分别表示用户 i 和边缘服务器提供商 m 诚实竞拍的效用, 而 $UU'_{i,m}$ 和 $SU'_{i,m}$ 分别表示用户 i 和边缘服务器提供商 m 谎报时所获得的效用.

- 预算平衡. 当且仅当所有用户支付的计算资源费用与通信费用之和不低于所有边缘服务器提供商接收的计算资源费与所有通信基站接收的通信费用之和时, 拍卖机制满足预算平衡性质. 用户支付与边缘服务器和基站收入的差值等同于双边拍卖平台的效用 $\sum_{i=1}^N \sum_{m=1}^M (p_{i,m} - re_{i,m}) \cdot x_{i,m}$.

- 个体理性. 当且仅当拍卖结束后, 任意用户 $i \in U$ 的效用 $UU_{i,m} \geq 0$, 任意边缘服务器提供商 $m \in S$ 的效用 $SU_{i,m} \geq 0$, 任意通信基站 $j \in B$ 的效用 $BU_{i,m} \geq 0$, 以及双边拍卖平台的效用 $AU \geq 0$ 时, 拍卖机制满足个体理性.

2 基于双边拍卖的多基站移动边缘计算资源分配问题建模

在多基站 MEC 环境中, 由于通信基站的无线带宽资源容量有限, 在其无线带宽资源耗尽后, 即使边缘服务器具备足够可用计算资源, 也无法完成剩余用户的任务. 在考虑计算资源和无线带宽资源容量有限以及通信距离受限的情况下, 本节将拍卖问题考虑为胜者确定问题 (winner determination problem, WDP)^[29], 以系统社会福利最大化为目标, 对于任意 $j \in \Gamma$ 组, 建立以下整数规划模型.

$$\max \sum_{i \in U_j} \sum_{m \in S_j} (v_i - \eta_{i,m}) \cdot x_{i,m} \quad (7)$$

$$\text{s.t.} \sum_{i \in U_j} d_{i,r} \cdot x_{i,m} \leq c_{m,r}, \forall r \in \mathcal{R}, m \in S_j \quad (8)$$

$$\sum_{i \in U_j} d_{i,BW} \cdot y_{i,j} \leq c_{j,BW} \quad (9)$$

$$\sum_{m=1}^M x_{i,m} \leq 1, \forall i \in U_j \quad (10)$$

$$\sum_{j=1}^L y_{i,j} \leq 1, \forall i \in U_j \quad (11)$$

$$\sum_{m=1}^M x_{i,m} = y_{i,j}, \forall i \in U_j \quad (12)$$

$$x_{i,m} \in \{0, 1\}, \forall m \in S_j, i \in U_j \quad (13)$$

$$y_{i,j} \in \{0, 1\}, \forall i \in U_j \quad (14)$$

其中, 公式 (8) 表示对于任意边缘服务器提供商 $m \in S_j$, 所有与之发生交易的用户请求的第 $r \in \mathcal{R}$ 种计算资源之和不超过其第 r 种计算资源容量. 公式 (9) 表示通信基站 j 提供给用户的无线带宽资源不超过其容量. 公式 (10) 表示对于任意用户 $i \in U_j$, 其任务至多提交给一个边缘服务器提供商执行. 公式 (11) 表示对于任意用户 $i \in U_j$, 其任务至多通过一个通信基站 j 传输. 公式 (12) 表示对于任意用户 $i \in U_j$, 需要分配到足够的计算资源和无线带宽资源才能完成其任务. 公式 (13) 和 (14) 分别为边缘计算资源和无线带宽资源分配决策变量的取值范围.

2.1 交易和支付确定

为了保证资源分配的高效性, 本文在考虑了计算资源和无线带宽资源的稀缺度以及用户和边缘服务器提供商的竞价密度的基础上, 将文献 [30] 中的竞价密度扩展至 MEC 环境中. 假设现在根据覆盖关系对用户和通信基站进行分组. 第 $j \in \Gamma$ 组包括通信基站 j 、 E 个边缘服务器提供商集合 S_j 以及 G 个用户集合 U_j . 下面以第 j 组为例描述双边拍卖过程.

任意边缘服务器提供商 m 计算资源的竞价密度为:

$$SD_m = \frac{\sum_{r=1}^R s_{m,r} \cdot c_{m,r}}{\sqrt{\sum_{r=1}^R f_r \cdot c_{m,r}}} \quad (15)$$

任意用户 i 计算资源的竞价密度为:

$$UD_i = \frac{\sum_{r=1}^R b_{i,r} \cdot d_{i,r}}{\sqrt{\sum_{r=1}^R f_r \cdot d_{i,r}}} \quad (16)$$

任意用户 i 无线带宽资源的竞价密度为:

$$UD_{i,BW} = \frac{b_{i,BW} \cdot d_{i,BW}}{\sqrt{f_{BW} \cdot d_{i,BW}}} \quad (17)$$

其中, f_r 表示计算资源稀缺度, 即: U_j 中所有用户对第 r 种计算资源请求之和与 S_j 中所有边缘服务器提供商第 r 种计算资源容量的比值为:

$$f_r = \frac{\sum_{i=1}^G d_{i,r}}{\sqrt{\sum_{m=1}^G c_{m,r}}} \quad (18)$$

其中, f_{BW} 表示无线带宽资源稀缺度, 即: U_j 中所有用户无线带宽资源需求之和与通信基站 j 无线带宽资源容量的比值为:

$$f_{BW} = \frac{\sum_{i=1}^G d_{i,BW}}{c_{j,BW}} \quad (19)$$

令 $f = (f_1, f_2, \dots, f_{R+1})$ 表示计算资源和无线带宽资源的稀缺度, 对于任意资源 r 来说, f_r 值越大, 表示用户对第 r 种资源的需求越大, 该种资源越稀缺. 此外, 从用户角度看, 更大的计算资源竞价密度意味着其请求计算资源的单位出价更高, 请求的稀缺计算资源更少, 并且类似地描述适用于无线带宽资源竞价密度. 而从边缘服务器提供商角度来看, 更小的计算资源竞价密度意味着其计算资源单位要价更低且拥有更多稀缺计算资源. 因此, 在匹配过程中, 将用户先按照无线带宽资源竞价密度降序排序后再按照计算资源竞价密度降序排序, 边缘服务器提供商按照计算资源竞价密度进行升序排序. 通过这样的方式, 能够优先将那些无线带宽出价高、请求稀缺计算资源少并且单位出价高的用户与拥有稀缺计算资源多并且单位要价低的边缘服务器提供商匹配, 提高计算资源的利用率.

边缘服务器提供商 m 基于用户 i 请求计算资源数量的总要价为:

$$a_{i,m} = \sum_{r=1}^R s_{m,r} \cdot d_{i,r} \quad (20)$$

用户 i 基于自身请求资源数量的总出价为:

$$o_i = \sum_{r=1}^R b_{i,r} \cdot d_{i,r} \quad (21)$$

已经使用的无线带宽为:

$$\rho_{BW} = \sum_{i \in \Theta} d_{i,BW} \quad (22)$$

其中, Θ 表示已经分配无线带宽的用户集合. 排序后对用户和边缘服务器提供商进行匹配, 寻找潜在的交易. 对于任意用户 $i \in U_j$, 只要存在边缘服务器提供商 $m \in S_j$ 使得 $a_{i,m} \leq o_i$ 、 $c_m \geq d_i$ 和 $c_{j,BW} \geq d_{i,BW} + \rho_{BW}$, 则用户 i 和边缘服务器提供商 m 存在潜在交易, 根据公式 (23) 和 (24) 分别计算它们计算资源的平均出价和要价, 并记录该笔潜在交易. 同理, 对 Γ 中的每组执行一次双边拍卖, 并将所有组的潜在交易收集汇总.

用户 i 对于自身请求计算资源的平均出价为:

$$ab_i = \frac{o_i}{\sum_{r=1}^R d_{i,r}} \quad (23)$$

边缘服务器提供商 m 对于用户 i 请求计算资源的平均要价为:

$$aa_{i,m} = \frac{a_{i,m}}{\sum_{r=1}^R d_{i,r}} \quad (24)$$

寻找潜在交易结束后, 潜在交易用户列表中找出无线带宽资源出价最低的用户, 并取消其对应的交易. 同时, 以该用户的无线带宽单位出价作为最终交易用户无线带宽的支付费用, 用符号 f_w 表示. 假设现在用户和边缘服务器提供商的潜在交易有 l 对, 按照计算资源平均出价降序对这些用户进行排序, 计算资源平均要价升序对这些边缘服务器提供商进行排序, 将 $aa_{i,m}$ 替换为 aa_l 得到公式 (25) 和 (26) 的两个列表, 分别表示用户列表和边缘服务器提供商列表.

$$ab_1 \geq ab_2 \geq \dots \geq ab_l \quad (25)$$

$$aa_1 \leq aa_2 \leq \dots \leq aa_l \quad (26)$$

最终, 用公式 (25) 和 (26) 的两个列表进行平均价格匹配, 这个过程可能会出现两种情况. 第 1 种情况是所有用户的计算资源平均出价都不低于最后一个边缘服务器提供商计算资源的平均要价, 即: $ab_l \geq aa_l$, 此时取消用户 l 和边缘服务器提供商 l 对应的交易, 其余用户和边缘服务器提供商达成交易, 达成交易的用户计算资源支付单价为 $fp = ab_l$, 边缘服务器提供商计算资源接收单价为 $fe = aa_l$.

$$ab_s \geq aa_h \geq ab_{s+1} \quad (27)$$

$$aa_h \leq ab_s \leq aa_{h+1} \quad (28)$$

第 2 种情况是 $ab_l < aa_l$, 此时根据公式 (27) 和 (28) 找到满足条件的第 s 个用户和第 h 个边缘服务器提供商, 取消第 $s+1$ 及其后用户对应的潜在交易, 取消第 $h+1$ 及其后边缘服务器提供商对应的交易. 剩余的用户和边缘服务器提供商达成交易, 其中, 达成交易的用户计算资源支付单价为 $fp = ab_s$, 边缘服务器提供商计算资源接收单价为 $fe = aa_h$.

确定 fp 和 fe 后, 任意达成交易的用户 i 计算资源的支付费用为 $p_{i,m} = \sum_{r=1}^R fp \cdot d_{i,r}$, 对应支付的通信费用为 $w_{i,j} = f_w \cdot d_{i,BW}$, 任意达成交易的边缘服务器提供商 m 计算资源的接收费用为 $re_{i,m} = \sum_{r=1}^R fe \cdot d_{i,r}$, 交易双方的交易费用为 $P_{i,m} = (re_{i,m}, p_{i,m})$.

至此, 一轮双边拍卖结束, 修改用户、边缘服务器提供商和通信基站对应的拍卖结果, 即: 更新矩阵 $\mathbf{X}$ 、 $\mathbf{P}$ 、 $\mathbf{Y}$ 、 $\mathbf{W}$ 相应位置的数值. 平台将重新根据定义 1 对未能达成交易的用户和通信基站进行分组, 并再次进行匹配, 直到拍卖次数达到 T 次或者用户全部达成交易时结束.

3 DACRA 算法设计

为了解决第 2 节提出的胜者确定问题, 本节设计了面向多基站 MEC 环境中考虑计算和通信资源分配的 DACRA 机制, 该机制在交易匹配阶段通过资源稀缺度和竞价密度实现资源的合理配置. 下面首先描述 DACRA 算法的框架及整体执行流程, 然后对其中调用的距离分组、潜在交易匹配和最终支付算法进行详细介绍.

3.1 DACRA 算法框架

根据用户、边缘服务器提供商和通信基站提供的信息 U 、 S 、 B , 算法 1 首先调用算法 2 根据用户和通信基站的距离进行分组, 然后运用算法 3 将用户需求与边缘服务器提供商的资源供给进行潜在交易匹配. 最后, 通过调用算法 4 确定最终成功的交易及其费用, 并保留未能交易的用户, 重复执行上述步骤直至达到最大可执行拍卖次数或者所有用户都达成交易时, 双边拍卖结束. 分别向用户、边缘服务器提供商、通信基站返回计算资源分配关系和成交费用矩阵 $\mathbf{X}$ 、 $\mathbf{P}$, 无线带宽分配关系和通信费用矩阵 $\mathbf{Y}$ 、 $\mathbf{W}$. 此外, 算法 1 的最大可执行拍卖次数 T 可能会随着每一轮拍卖的结束而发生改变. 例如, 某一轮双边拍卖中, 有 3 个通信基站覆盖了用户 1, 而其他用户最多只

被 2 个通信基站覆盖, 则此时 $T=3$. 若在第 1 轮双边拍卖中用户 1 达成交易, 那么第 2 轮拍卖时, $T=2$.

算法 1. DACRA 算法框架.

输入: U : 所有用户信息的集合; S : 边缘服务器提供商信息的集合; B : 通信基站信息的集合.

1. 初始化: $t \leftarrow 1$: 当前拍卖次数; $T \leftarrow 1$: 最大可执行拍卖次数; $\mathbf{A} \leftarrow \mathbf{0}$: 用户分组列表, 第 j 项表示第 j 组的用户集合 A_j ; $\mathbf{U}^e \leftarrow \mathbf{0}$: 存在交易用户列表, 第 j 项表示第 j 组存在交易的用户集合 U_j^e ; $\mathbf{S}^e \leftarrow \mathbf{0}$: 存在交易边缘服务器提供商列表, 第 j 项表示第 j 组存在交易边缘服务器提供商集合 S_j^e ; $U^s \leftarrow \emptyset$: 成功交易的用户集合.

2. while $t \leq T$ and $U \neq \emptyset$ do

3. $\mathbf{A}, T \leftarrow$ 算法2 (U, B);

4. for $1 \leq j \leq L$ do

5. $U_j^e, S_j^e \leftarrow$ 算法3 (A_j, Z_j);

6. end for

7. $\mathbf{X}, \mathbf{P}, \mathbf{Y}, \mathbf{W} \leftarrow$ 算法4 ($\mathbf{U}^e, \mathbf{S}^e$);

8. for $1 \leq i \leq N, 1 \leq m \leq M$ do

9. if $x_{i,m} = 1$ then

10. $U^s \leftarrow U^s \cup \{\text{用户 } i\}$;

11. end if

12. end for

13. $U \leftarrow U/U^s$;

14. $U^s \leftarrow \emptyset$;

15. $t \leftarrow t + 1$;

16. end while

17. 向所有用户发送 $\mathbf{X}, \mathbf{P}, \mathbf{Y}, \mathbf{W}$;

18. 向所有边缘服务器提供商发送 $\mathbf{X}, \mathbf{P}$;

19. 向所有通信基站发送 $\mathbf{Y}, \mathbf{W}$;

输出: $\mathbf{X}$: 计算资源分配关系矩阵; $\mathbf{P}$: 计算资源的成交费用矩阵; $\mathbf{Y}$: 通信关系矩阵; $\mathbf{W}$: 通信费用矩阵.

3.2 距离分组算法

算法 2 以用户、通信基站提供的信息 U, B 作为输入. 首先, 根据用户与通信基站之间的欧氏距离确定覆盖该用户的通信基站. 然后, 计算最大可执行拍卖次数 T 并将用户加入距其最近的通信基站所在分组中. 如果用户与多个通信基站距离最近, 则随机加入其中一个通信基站所在分组. 最后, 返回计算得到的 T 以及形成的分组 $\mathbf{A}$ 至算法 1 中. 距离分组算法的时间复杂度为 $O(LN)$.

算法 2. 距离分组算法.

输入: U : 所有用户信息的集合; B : 通信基站信息的集合.

1. 初始化: $\mathbf{C} \leftarrow \mathbf{0}$: 每个用户被通信基站覆盖集合的列表; $\mathbf{M} \leftarrow \mathbf{0}$: 每个用户距离最短通信基站集合的列表; $\mathbf{A} \leftarrow \mathbf{0}$: 每个用户分组的列表; $T \leftarrow 1$: 最大可执行拍卖次数.

2. for $1 \leq i \leq N, 1 \leq j \leq L$ do

3. $\tau_{i,j} \leftarrow \sqrt{(\mu_j - \gamma_i)^2 + (\xi_j - \beta_i)^2}$;

4. if $\tau_{i,j} > \lambda_j$ then

5. $\tau_{i,j} \leftarrow \infty$;

```

6.  else
7.       $C_i \leftarrow C_i \cup \{\text{通信基站 } j\};$ 
8.  end if
9. end for
10. for  $1 \leq i \leq N$  do
11.  if  $T \leq \text{len}(C_i)$  then
12.       $T \leftarrow \text{len}(C_i);$ 
13.  end if
14.  if  $C_i = \emptyset$  then
15.      continue;
16.  end if
17.   $M_i \leftarrow \min(C_i);$ 
18.   $j \leftarrow \text{random}(M_i);$ 
19.   $A_j \leftarrow A_j \cup \{\text{用户 } i\};$ 
20.  设置用户  $i$  不可再加入第  $j$  组;
21. end for

```

输出: A : 用户分组的列表; T : 最大可执行拍卖次数.

3.3 潜在交易匹配算法

算法 3 输入包括第 $j \in \Gamma$ 组的用户集合 A_j 和边缘服务器提供商集合 Z_j . 首先, 计算无线带宽和计算资源的稀缺度以及用户和边缘服务器的竞价密度. 然后, 按照无线带宽资源竞价密度降序排序用户集合, 并在此基础上再按照计算资源竞价密度降序排序. 边缘服务器提供商则根据竞价密度升序排序. 最后, 根据用户出价、边缘服务器提供商要价、计算资源和无线带宽资源约束得到潜在交易列表, 并将结果进行排序后返回算法 1. 潜在交易匹配算法的时间复杂度受两层循环影响, 根据 A_j 和 Z_j 的定义得到 $\text{len}(A_j)\text{len}(Z_j) \leq NM$, 因此该算法时间复杂度为 $O(NM)$.

算法 3. 潜在交易匹配算法.

输入: A_j : 第 j 组用户的集合; Z_j : 第 j 组边缘服务器提供商的集合.

```

1. 初始化:  $U_j^e \leftarrow \emptyset$ : 第  $j$  组存在交易的用户集合;  $S_j^e \leftarrow \emptyset$ : 第  $j$  组存在交易的边缘服务器提供商集合;  $\rho \leftarrow 0$ : 已经分配的无线带宽之和.
2. for  $1 \leq m \leq \text{len}(Z_j)$  do
3.    $SD_m = \left( \sum_{r=1}^R s_{m,r} \cdot c_{m,r} \right) / \sqrt{\sum_{r=1}^R f_r \cdot c_{m,r}};$ 
4. end for
5. for  $1 \leq i \leq \text{len}(A_j)$  do
6.    $UD_i = \left( \sum_{r=1}^R b_{i,r} \cdot d_{i,r} \right) / \sqrt{\sum_{r=1}^R f_r \cdot d_{i,r}};$ 
7.    $UD_{i,BW} \leftarrow (b_{i,BW} \cdot d_{i,BW}) / \sqrt{f_{BW} \cdot d_{i,BW}};$ 
8. end for
9.  $A_j \leftarrow \text{descend\_sort}(UD_{i,BW});$ 
10.  $A_j \leftarrow \text{descend\_sort}(UD_i);$ 
11.  $Z_j \leftarrow \text{ascend\_sort}(SD_m);$ 

```

```

12. for  $1 \leq i \leq \text{len}(A_j)$  do
13.    $o_i \leftarrow \sum_{r=1}^R b_{i,r} \cdot d_{i,r}$ ;
14.   for  $1 \leq m \leq \text{len}(Z_j)$  do
15.      $a_{i,m} \leftarrow \sum_{r=1}^R s_{m,r} \cdot d_{i,r}$ ;
16.     if  $a_{i,m} \leq o_i$  and  $c_m \geq d_i$  and  $C_{j,BW} \geq \rho + d_{i,BW}$  then
17.        $ab_i \leftarrow o_i / \sum_{r=1}^R d_{i,r}$ ;
18.        $aa_{i,m} \leftarrow a_{i,m} / \sum_{r=1}^R d_{i,r}$ ;
19.        $\rho \leftarrow \rho + d_{i,BW}$ ;
20.        $x_{i,m} \leftarrow 1$ ;
21.        $U_j^e \leftarrow U_j^e \cup \{\text{用户 } i\}$ ;
22.        $S_j^e \leftarrow S_j^e \cup \{\text{边缘服务器提供商 } m\}$ ;
23.       break;
24.     end if
25.   end for
26. end for
27.  $U_j^e \leftarrow \text{descend\_sort}(ab_i)$ ;
28.  $S_j^e \leftarrow \text{ascend\_sort}(aa_{i,m})$ ;
输出:  $U_j^e$ : 第  $j$  组存在交易的用户集合;  $S_j^e$ : 第  $j$  组存在交易的边缘服务器提供商集合.

```

3.4 最终支付算法

算法 4 的输入包括存在交易用户列表 U^e 和边缘服务器提供商列表 S^e , 首先, 根据用户无线带宽单位出价确定无线带宽支付单价. 然后, 根据存在交易用户计算资源平均出价和边缘服务器提供商平均要价, 结合两种可能的情况判断, 得到交易用户计算资源支付单价 fp 和边缘服务器提供商计算资源接收单价 fe . 最后, 更新成功交易的用户、边缘服务器提供商和通信基站的交易信息, 并返回结果给算法 1. 最终支付算法的时间复杂度受最后的 3 层循环影响, 根据 U^e 和 S^e 定义得到 $L\text{len}(U_j^e)\text{len}(Z_j^e) \leq U^e S^e \leq NM$, 因此该算法时间复杂度为 $O(NM)$.

算法 4. 最终支付算法.

输入: U^e : 存在交易的用户列表; S^e : 存在交易的边缘服务器提供商列表.

```

1. 初始化:  $fp \leftarrow \infty$ : 达成交易用户的计算资源支付单价;  $fe \leftarrow 0$ : 达成交易边缘服务器提供商的计算资源接收单价;
 $fw \leftarrow \infty$ : 达成交易用户的无线带宽资源支付单价;  $index \leftarrow 0$ : 用户无线带宽资源支付单价的索引.
2.  $fw, index \leftarrow \min(U^e, b_{i,BW})$ ;
3. 取消索引为  $index$  的交易;
4. if  $ab_i \geq aa_l$  then
5.    $fp \leftarrow ab_i$ ;
6.    $fe \leftarrow aa_l$ ;
7.   取消索引为  $l$  的交易;
8. else
9.   通过公式 (27)、(28) 找到匹配的  $s$  和  $h$ ;
10.   $fp \leftarrow ab_s$ ;
11.   $fe \leftarrow aa_h$ ;

```

```

12. 取消索引  $s$  和  $h$  及其后索引的交易;
13. end if
14. for  $1 \leq j \leq L$  do
15.   for  $1 \leq i \leq \text{len}(U_j^c)$  do
16.     for  $1 \leq m \leq \text{len}(S_j^c)$  do
17.       if  $x_{i,m} = 1$  then
18.          $p_{i,m} \leftarrow \sum_{r=1}^R fp \cdot d_{i,r}$ ;
19.          $re_{i,m} \leftarrow \sum_{r=1}^R fe \cdot d_{i,r}$ ;
20.       end if
21.     end for
22.    $y_{i,j} \leftarrow 1$ ;
23.    $w_{i,j} \leftarrow fw \cdot d_{i,BW}$ ;
24. end for
25. end for

```

输出: $\mathbf{X}$: 计算资源分配关系矩阵; $\mathbf{P}$: 计算资源的成交费用矩阵; $\mathbf{Y}$: 通信关系矩阵; $\mathbf{W}$: 通信费用矩阵.

3.5 DACRA 性能分析

性质 1. DACRA 机制对于任意用户 $i \in U$ 和边缘服务器提供商 $m \in S$ 满足激励相容.

证明: 无论其他参与者如何提交竞拍信息, 任意用户 $i \in U$ 诚实竞拍的效用为 $UU_{i,m} = v_i - p_{i,m} - w_{i,j}$, 谎报的效用为 $UU'_{i,m} = v_i - p'_{i,m} - w'_{i,j}$, 其中, v_i 表示其对自身资源需求的估值. 假设诚实参与竞拍不是其占优策略, 它可以通过谎报获得高于诚实竞拍的效用, 即: $UU'_{i,m} > UU_{i,m}$.

当用户 i 以谎报竞拍信息参与拍卖没有成功交易时, 其效用为 $UU'_{i,m} = 0$, 而以诚实竞拍信息参与拍卖时, 成功交易的效用为 $UU_{i,m} = v_i - p_{i,m} - w_{i,j} > 0$, 未成功交易的效用为 $UU_{i,m} = 0$. 不满足假设条件 $UU'_{i,m} > UU_{i,m}$.

当用户 i 以谎报竞拍信息参与拍卖成功交易时, 其效用为 $UU'_{i,m} = v_i - p'_{i,m} - w'_{i,j}$. 如果其支付 $p'_{i,m} - w'_{i,j} > v_i$, 表明它诚实参与拍卖不能成功交易, 诚实竞拍效用为 $UU_{i,m} = 0$, 因此有 $UU'_{i,m} < UU_{i,m}$. 如果 $p'_{i,m} - w'_{i,j} < v_i$, 则表明它以诚实参与拍卖也能成功交易, 因此有 $p'_{i,m} - w'_{i,j} = p_{i,m} - w_{i,j}$, 进而有 $UU'_{i,m} = UU_{i,m}$, 不满足 $UU'_{i,m} > UU_{i,m}$.

显然, 在任何情况下用户都无法通过谎报获得超过诚实竞拍的效用. 因此, 假设不成立, 用户的占优策略是诚实参与竞拍. 对于边缘服务器提供商来说, 也可以相似的证明. 因此, DACRA 机制对于所有用户和边缘服务器提供商都是激励相容的.

性质 2. DACRA 机制满足预算平衡.

证明: 在进行双边拍卖时, 若无任何交易达成, 则对于任意用户 $i \in U$ 和边缘服务器提供商 $m \in S$ 来说, 计算资源的支付费用和接收费用都为 0, 即: $p_{i,m} = re_{i,m} = 0$. 若有交易达成, 则用户 i 计算资源的支付费用不低于边缘服务器提供商 m 的接收费用, 即: $p_{i,m} \geq re_{i,m}$. 此外, 用户 i 使用通信基站 j 进行通信时, 用户 i 支付的通信费用始终等于通信基站 j 接收的通信费用. 因此始终有 $\sum_{i=1}^N \sum_{m=1}^M (p_{i,m} - re_{i,m}) \cdot x_{i,m} \geq 0$, DACRA 机制是预算平衡的.

性质 3. DACRA 机制满足个体理性.

证明: 在 DACRA 机制下, 如果拍卖没有达成任何交易, 则任意用户 $i \in U$ 的效用 $UU_{i,m} = 0$, 任意边缘服务器提供商 $m \in S$ 的效用 $SU_{i,m} = 0$, 任意通信基站 $j \in B$ 的效用 $BU_{i,j} = 0$, 平台的效用 $AU = 0$.

如果有交易达成, 成功交易的用户计算资源和无线带宽资源的支付费用总是不超过其估值, 成功交易的边缘服务器提供商计算资源接收费用总是不低于其估值, 即: 任意成功交易的用户 $i \in U$ 的效用 $UU_{i,m} = v_i - p_{i,m} - w_{i,j} \geq 0$, 任意成功交易的边缘服务器提供商 m 的效用 $SU_{i,m} = re_{i,m} - p_{i,m} \geq 0$, 任意成功交易的通信基站 j 效用 $BU_{i,j} \geq 0$, 平台的效用 $AU = \sum_{i=1}^N \sum_{m=1}^M (p_{i,m} - re_{i,m}) \cdot x_{i,m} \geq 0$.

不难看出,在任何一种情况下,用户、边缘服务器提供商、通信基站和平台的效用均非负.因此,DACRA 机制是个体理性的.

性质 4. DACRA 为多项式时间算法.

证明: 根据第 3.2–3.4 节, 知道算法 2 时间复杂度为 $O(LN)$, 算法 3 时间复杂度为 $O(NM)$, 算法 4 时间复杂度为 $O(LNM)$. DACRA 算法执行资源分配过程, 需要调用 T 次算法 2, 调用 TL 次算法 3, 调用 T 次算法 4. 此外, 根据 T 的定义得到 $T \leq L$. 因此, DACRA 机制的时间复杂度为 $O(L^2NM)$, DACRA 是多项式时间算法.

3.6 DACRA 算法举例

本节通过一个简单的多基站多边缘服务器 MEC 例子 (如图 2 所示) 说明 DACRA 机制执行的过程. 其中, 用户 1–3 同时被两个基站覆盖, 用户 4 只被一个基站覆盖, 边缘服务器提供商 1 依赖通信基站 1 进行通信, 提供商 2 依赖基站 2 通信. 等待分配的有提供商的计算资源 (CPU 和内存) 和基站的无线带宽资源. 用户 1–4 的需求分别是 (5, 8, 8)、(3, 5, 6)、(5, 8, 8) 和 (3, 5, 6), 对应出价为 (11, 8, 6)、(11, 8, 6)、(10, 8, 7) 和 (9, 7, 5), 边缘服务器提供商 1 和 2 的计算资源容量分别是 (9, 14) 和 (10, 16), 对应要价为 (7, 6) 和 (7, 7), 通信基站 1 和 2 的无线带宽容量为 16 和 15.

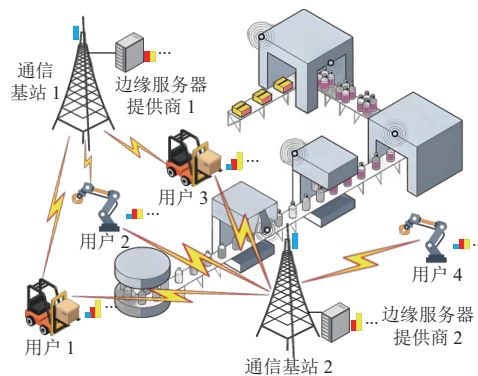


图 2 多基站多边缘服务器 MEC 例子

算法收集用户、边缘服务器提供商和通信基站信息后执行双边拍卖. 算法 1 调用算法 2 进行用户分组, 为得到用户 1–4 均存在潜在交易. 再调用算法 4 计算得到用户计算资源和无线带宽资源支付单价分别为 $fp=7.75$ 和 $fw=5.00$, 对应边缘服务器计算资源接收单价 $fe=7.38$, 该价格由用户 4 和提供商 2 的潜在交易产生, 取消该笔交易. 用户 3 由于基站 1 无线带宽不足也无法达成交易, 最后用户 1 和 2 与边缘服务器 1 交易, 它们使用通信基站 1 通信. 因为最大拍卖次数 $T=2$, 对剩余用户再进行 1 次双边拍卖, 得到 $fp=7.75$ 、 $fw=5$ 和 $fe=7.37$. 用户 3 与边缘服务器 2 达成交易, 并使用通信基站 2 通信, 双边拍卖结束.

用户 1–4 的效用分别为 26.25、23、29.25 和 0, 用户 4 可以通过提高出价来达成交易, 但这会使得它的效用低于 0, 而用户 1–3 降低出价则可能使得他失去交易机会从而效用降为 0. 边缘服务器提供商 1 和 2 的效用分别为 20.88 和 4.88, 也同样无法通过修改要价而提高它的效用. 因此, 用户和边缘服务器的占优策略是诚实报价.

4 仿真与分析

本节通过开放数据集的仿真实验, 将 DACRA 与现有方法在社会福利、请求成功率和资源利用率上的性能进行比较. 最后通过一组特定的仿真实验验证第 3.5 节中的性质, 实验中包括以下对比算法.

(1) 经典的迈克菲双边拍卖 McAfee's DA (McAfee's double auction)^[31]. 其核心思想是一种基于占优策略的双边拍卖.

(2) 动态组合双边拍卖算法 DCDA (dynamic combinatorial double auction)^[30]. 该算法通过定义计算资源稀缺度

和竞价密度, 对 MEC 中计算资源分配进行优化.

(3) 可信组合双边拍卖算法 TCDA (truthful combinatorial double auction)^[21]. 其核心思想是通过定义扰动系数和填充向量, 避免不诚实出价的买方和卖方.

(4) 最优解 OPTIMAL. 将第 2 节的问题模型通过 CPLEX 求解器求出最优解.

4.1 仿真参数设置

为了模拟实际移动边缘计算场景, 本节参考文献 [32] 中工业物联网的场景设置了如图 3 所示的 100 m × 100 m 的二维区域, 在该场景中生成了包含不同规模用户、边缘服务器提供商和通信基站的网络拓扑数据, 用于验证不同规模下本文算法性能. 为了模拟边缘计算用户真实资源需求, 本节采用阿里巴巴集群数据集^[33]12951 个任务运行所需 CPU 和内存资源需求分布生成本文仿真实验中用户计算资源需求. 仿真平台的硬件配置为 24 核 Intel i9-13900KF CPU、128 GB 内存和 500 GB 硬盘, 具体仿真设置如下:

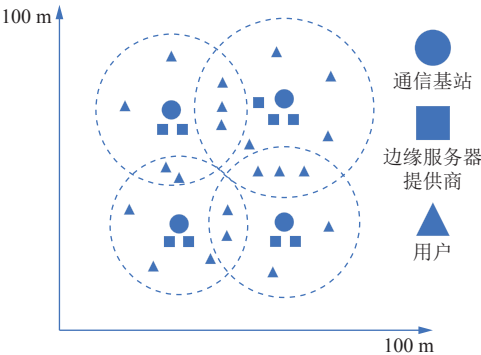


图 3 用户、边缘服务器提供商、通信基站的分布

(1) 用户每种资源的单位出价随机从 [0.8, 10] 范围生成, 边缘服务器提供商每种计算资源的单位要价随机从 [0.5, 6] 范围生成.

(2) 为了模拟真实移动边缘计算网络拓扑, 本节在 100 m × 100 m 的工业物联网^[32]场景中经度和纬度以 [0, 100] 的均匀分布生成了不同规模用户和通信基站的坐标每组规模下进行 100 次实验将结果取平均值, 以消除实验的随机性. 其中, 每个用户所坐的坐标至少在一个通信基站的覆盖范围内, 与真实情况相似, 相邻基站覆盖范围存在部分重叠.

(3) 为了模拟真实场景中边缘服务器提供商规格, 根据文献 [34] 工业物联网场景设定了 4 种不同规格的边缘服务器提供商 (详见表 2), 每种规格对应不同 CPU 和内存容量, 每个边缘服务器提供商从中随机选取一种规格.

(4) 为了模拟真实场景中通信基站的参数, 本节参考文献 [32,34] 相关工业物联网场景设定了 3 种不同规格的通信基站 (详见表 3), 每种规格对应不同无线带宽容量和覆盖半径, 每个通信基站从中随机选取一种规格.

表 2 边缘服务器提供商仿真参数设置

编号	CPU容量 (core)	内存容量 (GB)
1	20	18
2	15	10
3	16	12
4	25	20

表 3 通信基站仿真参数设置

编号	无线带宽容量 (Mb/s)	覆盖半径 (m)
1	160	18
2	200	26
3	180	20

(5) 对于每个实验, 生成 100 种实验样本, 对实验结果取平均值来消除随机化的影响.

4.2 性能分析

图 4 展示了 DACRA 与 4 种算法在边缘服务器提供商数量为 80 和通信基站数量为 20 的场景中, 不同用户数

量下的仿真结果, 包括社会福利、资源利用率、请求成功率和运行时间. 随着用户数量的增加, 5 种算法的社会福利、CPU 利用率、内存利用率和无线带宽利用率均呈上升趋势, 这是因为边缘服务器提供商和通信基站提供的资源比较充足, 随着用户数量增加可以达成更多交易. DACRA 算法不仅考虑了可信用户和边缘服务器提供商之间保留更有价值交易的问题, 还考虑了多通信基站对资源分配的影响. 因此, 当用户数量为 50 时, 相比于 DCDA 和 McAfee's DA 基于排序匹配算法, DACRA 算法更有优势. 当用户数量超过 300 后, 没有 OPTIMAL 的结果, 这是因为此时 OPTIMAL 求解时间呈指数增加. 同时, DACRA 算法定义了计算资源和无线带宽资源的稀缺度和竞价密度, 能够在分配时能够选择更有利的交易. 因此, DACRA 算法得到的社会福利更接近 OPTIMAL, 并且在用户数量 800 时其得到的社会福利比 TCDA 算法高出 10.78%. 此外, DACRA 算法舍去了一些收益较小的交易, 导致用户数量超过 500 后, 部分资源利用率和请求成功率略低于 TCDA 算法. 从图 4(f) 可以看出, DACRA 算法的时间开销并没有随着用户数量增加而急剧增加, 进一步验证了 DACRA 算法是多项式时间算法, 既能够应用于小规模 MEC 环境, 也能够更大规模的 MEC 环境中取得优异表现.

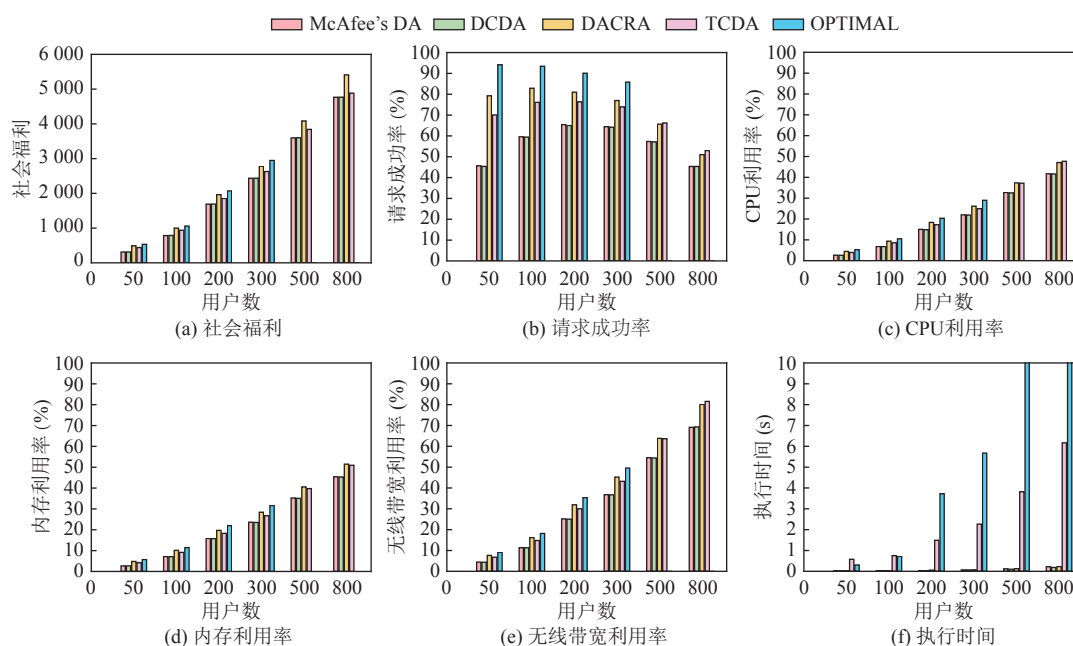


图4 用户数量对分配的影响

图 5 展示了 DACRA 与 4 种算法在用户数量为 300 和通信基站数量为 20 的场景中, 不同边缘服务器提供商数量下的仿真结果, 包括社会福利、资源利用率、请求成功率和运行时间. 随着边缘服务器提供商数量增加, 5 种算法的社会福利、请求成功率和无线带宽利用率均呈上升趋势. 然而, 当边缘服务器提供商数量超过 60 之后, 社会福利、请求成功率和无线带宽利用率增加速度变缓, 这是因为当用户需求基本被满足后, 新增边缘服务器提供商也难再有新的用户需求被满足. DACRA 算法充分考虑了计算资源的稀缺性, 因此无论边缘服务器提供商的计算资源容量充足还是稀缺, 在交易匹配时都能选出更有利的交易, 并获得仅次于 OPTIMAL 的高社会福利, 尤其是当边缘服务器提供商为 100 时, DACRA 算法得到的社会福利比 TCDA 算法高出 7.68%. 同时, DACRA 算法能够在极短时间内得出分配结果, 进一步说明 DACRA 算法既能够应用于计算资源稀缺的 MEC 环境, 也能够计算资源充足的 MEC 环境中取得优异表现.

后文图 6 展示了 DACRA 与 3 种算法 (OPTIMAL 求解时间过长, 故不对其结果进行比较) 在用户数量为 300、边缘服务器提供商数量为 80 和通信基站数量为 5 的场景中, 不同通信基站无线带宽容量下的仿真结果, 包括社会福利、资源利用率、请求成功率和运行时间. 通信基站无线带宽资源容量以表 3 中为 1 倍, 逐步增至 5 倍. 随着无

线带宽容量的增加, 4 种算法的社会福利、请求成功率、CPU 利用率和内存利用率均呈上升趋势. 当无线带宽资源为 1 倍时, DACRA 与 DCDA 和 McAfee's DA 算法在请求成功率、CPU 利用率和内存利用率方面结果接近, 但在社会福利和无线带宽资源利用率方面明显优于这两种算法, 这是因为 DACRA 算法考虑了无线带宽资源的稀缺性, 将稀缺的无线带宽分配给更有利的交易. 同时, 尽管 DACRA 算法的无线带宽资源利用率与 TCDA 算法相近, 但是 TCDA 算法既没有考虑计算资源稀缺性, 也没有考虑无线带宽资源的稀缺性, 所以其得到的社会福利甚至低于 DCDA 和 McAfee's DA 算法的结果. 当无线带宽资源增加至 2 倍时, 4 种算法的社会福利、请求成功率、CPU 利用率和资源利用率都快速增加, 这是因为新增的无线带宽资源使得部分因为带宽不足而限制的交易可以被达成. 当无线带宽资源充足时 (3 倍及 3 倍以上容量), DACRA 依旧能够得到高于其他 3 种算法的社会福利, 超出第 2 高的 McAfee's DA 算法 6.53%, 进一步说明了 DACRA 算法既能够应用于无线带宽资源稀缺的 MEC 环境, 也能够无线带宽资源充足的 MEC 环境取得优异表现.

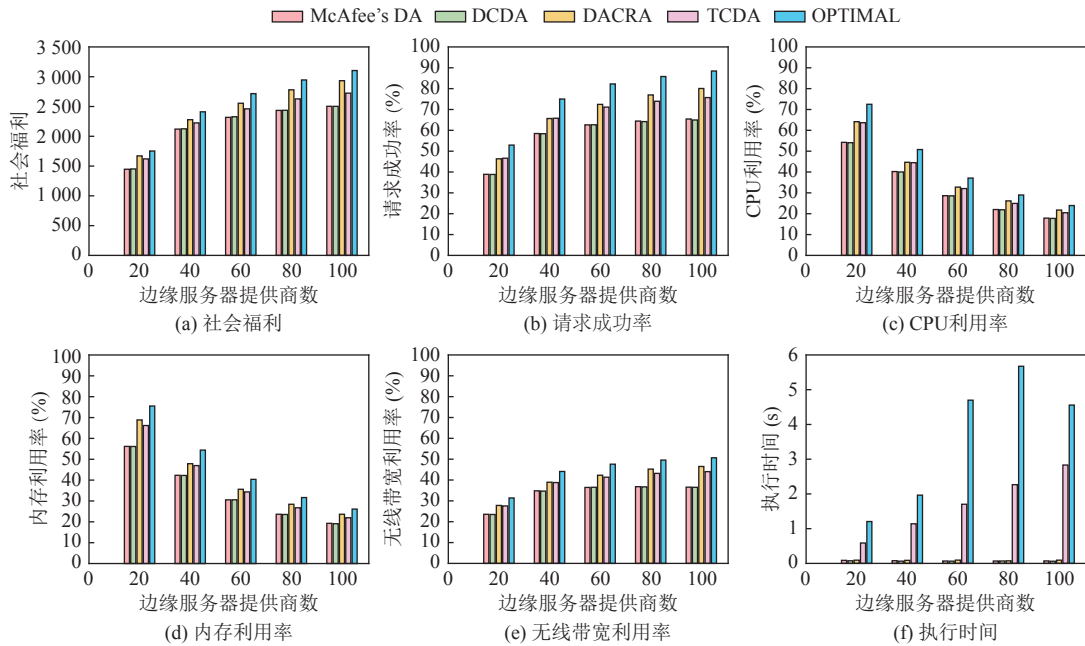


图 5 边缘服务器提供商数量对分配的影响

4.3 经济性质验证

本实验在用户数为 50、边缘服务器提供商数为 20 和通信基站数为 5 的场景中, 对 DACRA 算法的经济性质进行验证. 图 7(a) 展示了成功交易用户的出价和实际支付费用以及与该用户交易的边缘服务器提供商的要价和实际接收费用. 从图中可以看出, 每个用户只要达成交易, 其实际支付费用都不超过其出价, 而与其交易的边缘服务器提供商实际接收的费用都不低于该边缘服务器提供商的要价, 例如, 用户 2 实际支付费用为 12.2, 而它的出价高达 20.5, 与之交易的边缘服务器提供商实际接收费用为 11.5, 而该边缘服务器提供商的要价仅为 5.1. 因此, DACRA 算法满足个体理性. 此外, 图 7(a) 中每笔交易用户实际支付费用是不低于边缘服务器提供商实际接收费用, 即: $\sum_{i=1}^{50} \sum_{m=1}^{20} (p_{i,m} - re_{i,m}) \cdot x_{i,m} \geq 0$, 因此, DACRA 算法满足预算平衡.

图 7(b) 和图 7(c) 表明 DACRA 算法满足激励相容属性. 其中, 对于图 7(b) 中的用户 1 而言, 其对自身资源需求估值为 9.1. 当其谎报更低价格时, 要么导致无法达成交易使得其效用为 0, 要么可以达成交易但其效用不变. 此外, 用户 1 也可以谎报高于其估值的价格, 但这并不会提高其效用. 对于图 7(c) 中的边缘服务器提供商 1 而言, 其估值为 17.1. 当其谎报更低价时, 仍然可以达成交易, 但无法提高自身效用. 而当它谎报高于其估值的价格时, 要么

可以达成交易但效用不变, 要么导致无法达成交易使得效用为 0. 因此, 在 DACRA 算法中诚实报价能够获得与其他报价相同或更高的效用, DACRA 算法满足激励相容性质.

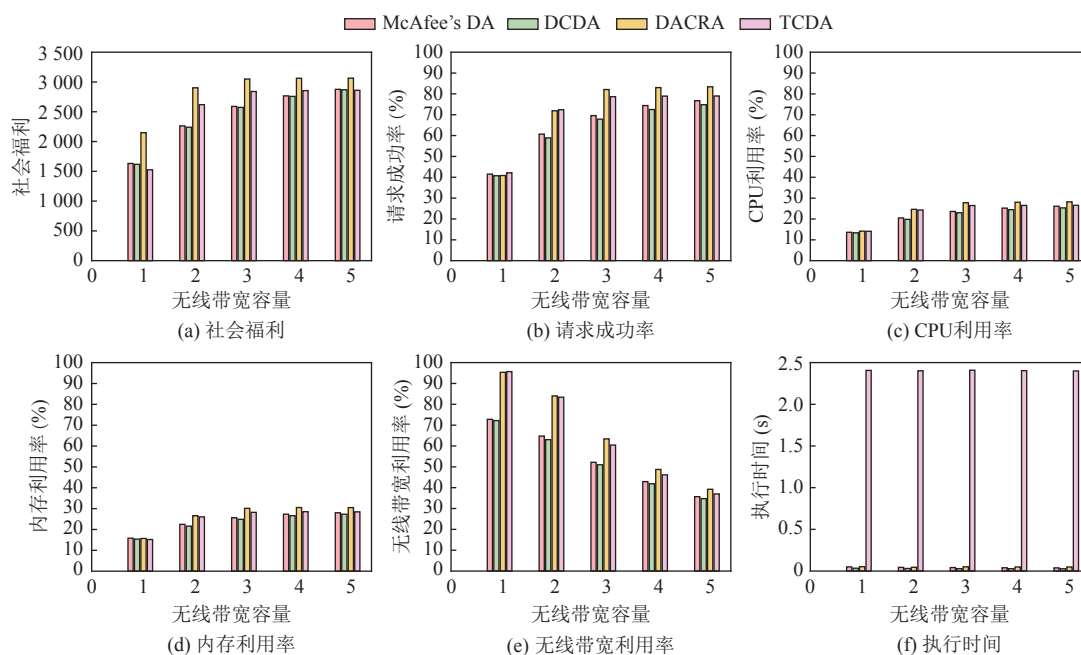


图6 通信基站无线带宽容量对分配的影响

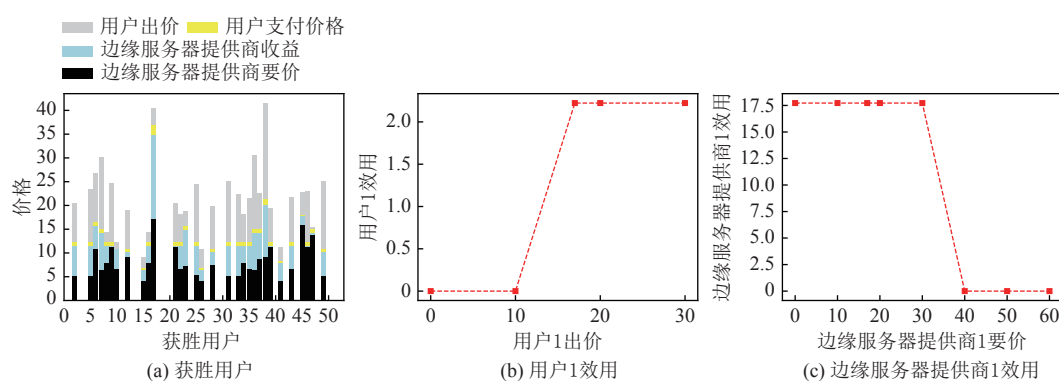


图7 经济学性质仿真结果

5 总结与展望

本文针对移动边缘计算中具有通信距离和无线带宽限制的多通信基站多边缘服务器多用户资源分配问题, 提出了一种基于双边拍卖的 MEC 多通信基站组合资源分配机制. 该机制的思想是基于多基站的通信覆盖范围约束对用户进行分组, 再结合用户和边缘服务器提供商的资源稀缺度和竞价密度, 以社会福利最大化为目标发掘双边拍卖中有着较高收益的交易. 此外, 通过理论证明了 DACRA 机制满足 3 个重要经济属性: 激励相容、预算平衡和个体理性. 仿真结果表明, 与传统双边拍卖机制相比, 本文所提出机制进一步提高了系统社会福利、任务请求成功率和资源利用率. 在未来的工作中, 将会考虑动态场景下的资源分配和定价机制.

References:

- [1] Siriwardhana Y, Porambage P, Liyanage M, Ylianttila M. A survey on mobile augmented reality with 5G mobile edge computing: Architectures, applications, and technical aspects. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 2021, 23(2): 1160–1192. [doi: [10.1109/COMST.2021.3061981](https://doi.org/10.1109/COMST.2021.3061981)]
- [2] Zhang J, Letaief KB. Mobile edge intelligence and computing for the Internet of vehicles. *Proc. of the IEEE*, 2020, 108(2): 246–261. [doi: [10.1109/JPROC.2019.2947490](https://doi.org/10.1109/JPROC.2019.2947490)]
- [3] Porambage P, Okwuibe J, Liyanage M, Ylianttila M, Taleb T. Survey on multi-access edge computing for Internet of Things realization. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 2018, 20(4): 2961–2991. [doi: [10.1109/COMST.2018.2849509](https://doi.org/10.1109/COMST.2018.2849509)]
- [4] Guo B, Liu SC, Liu Y, Li ZG, Yu ZW, Zhou XS. AIoT: The concept, architecture and key techniques. *Chinese Journal of Computers*, 2023, 46(11): 2259–2278 (in Chinese with English abstract). [doi: [10.11897/SP.J.1016.2023.02259](https://doi.org/10.11897/SP.J.1016.2023.02259)]
- [5] Abbas N, Zhang Y, Taherkordi A, Skeie T. Mobile edge computing: A survey. *IEEE Internet of Things Journal*, 2018, 5(1): 450–465. [doi: [10.1109/JIOT.2017.2750180](https://doi.org/10.1109/JIOT.2017.2750180)]
- [6] Kai C, Zhou H, Yi YB, Huang W. Collaborative cloud-edge-end task offloading in mobile-edge computing networks with limited communication capability. *IEEE Trans. on Cognitive Communications and Networking*, 2021, 7(2): 624–634. [doi: [10.1109/TCCN.2020.3018159](https://doi.org/10.1109/TCCN.2020.3018159)]
- [7] Qiu HM, Zhu K, Luong NC, Yi CY, Niyato D, Kim DI. Applications of auction and mechanism design in edge computing: A survey. *IEEE Trans. on Cognitive Communications and Networking*, 2022, 8(2): 1034–1058. [doi: [10.1109/TCCN.2022.3147196](https://doi.org/10.1109/TCCN.2022.3147196)]
- [8] Zhu YF, Li BC, Fu HM, Li ZP. Core-selecting secondary spectrum auctions. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2014, 32(11): 2268–2279. [doi: [10.1109/JSAC.2014.141124](https://doi.org/10.1109/JSAC.2014.141124)]
- [9] Varian HR, Harris C. The VCG auction in theory and practice. *American Economic Review*, 2014, 104(5): 442–445. [doi: [10.1257/aer.104.5.442](https://doi.org/10.1257/aer.104.5.442)]
- [10] Li X, Wang XW, Wang XY, Huang M. Resources allocation mechanism towards mobile social cloud. *Ruan Jian Xue Bao/Journal of Software*, 2017, 28: 30–40 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/17016.htm>
- [11] Bahreini T, Badri H, Grosu D. An envy-free auction mechanism for resource allocation in edge computing systems. In: *Proc. of the 2018 IEEE/ACM Symp. on Edge Computing (SEC)*. Seattle: IEEE, 2018. 313–322. [doi: [10.1109/SEC.2018.00030](https://doi.org/10.1109/SEC.2018.00030)]
- [12] Roughgarden T. Algorithmic game theory. *Communications of the ACM*, 2010, 53(7): 78–86. [doi: [10.1145/1785414.1785439](https://doi.org/10.1145/1785414.1785439)]
- [13] Bandyopadhyay A, Roy TS, Sarkar V, Mallik S. Combinatorial auction-based fog service allocation mechanism for IoT applications. In: *Proc. of the 10th Int'l Conf. on Cloud Computing, Data Science & Engineering (Confluence)*. Noida: IEEE, 2020. 518–524. [doi: [10.1109/Confluence47617.2020.9058055](https://doi.org/10.1109/Confluence47617.2020.9058055)]
- [14] Xu XX, Han MD, Nagarajan SM, Anandhan P. Industrial Internet of Things for smart manufacturing applications using hierarchical trustful resource assignment. *Computer Communications*, 2020, 160: 423–430. [doi: [10.1016/j.comcom.2020.06.004](https://doi.org/10.1016/j.comcom.2020.06.004)]
- [15] Baranwal G, Kumar D, Vidyarthi DP. BARA: A blockchain-aided auction-based resource allocation in edge computing enabled industrial Internet of Things. *Future Generation Computer Systems*, 2022, 135: 333–347. [doi: [10.1016/j.future.2022.05.007](https://doi.org/10.1016/j.future.2022.05.007)]
- [16] Su Y, Fan WH, Liu Y, Wu F. A truthful combinatorial auction mechanism towards mobile edge computing in industrial Internet of Things. *IEEE Trans. on Cloud Computing*, 2023, 11(2): 1678–1691. [doi: [10.1109/TCC.2022.3155495](https://doi.org/10.1109/TCC.2022.3155495)]
- [17] Friedman D. *The Double Auction Market: Institutions, Theories, and Evidence*. New York: Routledge, 1993. [doi: [10.4324/9780429492532](https://doi.org/10.4324/9780429492532)]
- [18] Sun W, Liu JJ, Yue YL, Zhang HB. Double auction-based resource allocation for mobile edge computing in industrial Internet of Things. *IEEE Trans. on Industrial Informatics*, 2018, 14(10): 4692–4701. [doi: [10.1109/TII.2018.2855746](https://doi.org/10.1109/TII.2018.2855746)]
- [19] Sun W, Liu JJ, Yue YL, Wang P. Joint resource allocation and incentive design for blockchain-based mobile edge computing. *IEEE Trans. on Wireless Communications*, 2020, 19(9): 6050–6064. [doi: [10.1109/TWC.2020.2999721](https://doi.org/10.1109/TWC.2020.2999721)]
- [20] Guo SY, Dai Y, Guo S, Qiu XS, Qi F. Blockchain meets edge computing: Stackelberg game and double auction based task offloading for mobile blockchain. *IEEE Trans. on Vehicular Technology*, 2020, 69(5): 5549–5561. [doi: [10.1109/TVT.2020.2982000](https://doi.org/10.1109/TVT.2020.2982000)]
- [21] Ma LB, Wang XY, Wang XW, Wang L, Shi Y, Huang M. TCDA: Truthful combinatorial double auctions for mobile edge computing in industrial Internet of Things. *IEEE Trans. on Mobile Computing*, 2022, 21(11): 4125–4138. [doi: [10.1109/TMC.2021.3064314](https://doi.org/10.1109/TMC.2021.3064314)]
- [22] Sun Y, Xiong A, Jiang CL, Wang W, Yu DX, Guo SY. Blockchain-based computing and wireless communication resource joint management double auction model. *Journal on Communications*, 2022, 43(11): 14–25 (in Chinese with English abstract). [doi: [10.11959/j.issn.1000-436x.2022210](https://doi.org/10.11959/j.issn.1000-436x.2022210)]
- [23] Chen XH, Zhu GY, Ding HC, Zhang L, Zhang HX, Fang YG. End-to-end service auction: A general double auction mechanism for edge computing services. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 2022, 30(6): 2616–2629. [doi: [10.1109/TNET.2022.3179239](https://doi.org/10.1109/TNET.2022.3179239)]

- [24] Mai TL, Yao HP, Xu JQ, Zhang N, Liu QF, Guo S. Automatic double-auction mechanism for federated learning service market in Internet of Things. *IEEE Trans. on Network Science and Engineering*, 2022, 9(5): 3123–3135. [doi: [10.1109/TNSE.2022.3170336](https://doi.org/10.1109/TNSE.2022.3170336)]
- [25] Guo JX, Ding XJ, Wang T, Jia WJ. Combinatorial resources auction in decentralized edge-thing systems using blockchain and differential privacy. *Information Sciences*, 2022, 607: 211–229. [doi: [10.1016/j.ins.2022.05.128](https://doi.org/10.1016/j.ins.2022.05.128)]
- [26] Dai MH, Luo ZS, Wu Y, Qian LP, Lin B, Su Z. Incentive oriented two-tier task offloading scheme in marine edge computing networks: A hybrid stackelberg-auction game approach. *IEEE Trans. on Wireless Communications*, 2023, 22(12): 8603–8619. [doi: [10.1109/TWC.2023.3264607](https://doi.org/10.1109/TWC.2023.3264607)]
- [27] Zhang LM, Xiao K, Jin LB, Dong PP, Tong Z. Mobility-aware and double auction-based joint task offloading and resource allocation algorithm in MEC. *IEEE Trans. on Network and Service Management*, 2024, 21(1): 821–837. [doi: [10.1109/TNSM.2023.3295406](https://doi.org/10.1109/TNSM.2023.3295406)]
- [28] Lehmann D, Ocallaghan LI, Shoham Y. Truth revelation in approximately efficient combinatorial auctions. *Journal of the ACM (JACM)*, 2002, 49(5): 577–602. [doi: [10.1145/585265.585266](https://doi.org/10.1145/585265.585266)]
- [29] Sandholm T. Algorithm for optimal winner determination in combinatorial auctions. *Artificial intelligence*, 2002, 135(1–2): 1–54. [doi: [10.1016/S0004-3702\(01\)00159-X](https://doi.org/10.1016/S0004-3702(01)00159-X)]
- [30] Li QH, Jia XH, Huang CH, Bao HZ. A dynamic combinatorial double auction model for cloud resource allocation. *IEEE Trans. on Cloud Computing*, 2023, 11(3): 2873–2884. [doi: [10.1109/TCC.2022.3231249](https://doi.org/10.1109/TCC.2022.3231249)]
- [31] McAfee RP. A dominant strategy double auction. *Journal of Economic Theory*, 1992, 56(2): 434–450. [doi: [10.1016/0022-0531\(92\)90091-U](https://doi.org/10.1016/0022-0531(92)90091-U)]
- [32] Hasan MZ, Al-Rizzo H. Optimization of sensor deployment for industrial Internet of Things using a multiswarm algorithm. *IEEE Internet of Things Journal*, 2019, 6(6): 10344–10362. [doi: [10.1109/JIOT.2019.2938486](https://doi.org/10.1109/JIOT.2019.2938486)]
- [33] Alibabacustrdata2017. 2017. <https://github.com/alibaba/clusterdata/>
- [34] Nokia. 5G and Wi-Fi6 radio: Options for operational technology. 2020. <https://onestore.nokia.com/asset/207850>

附中文参考文献:

- [4] 郭斌, 刘思聪, 刘琰, 李志刚, 於志文, 周兴社. 智能物联网: 概念、体系架构与关键技术. *计算机学报*, 2023, 46(11): 2259–2278. [doi: [10.11897/SP.J.1016.2023.02259](https://doi.org/10.11897/SP.J.1016.2023.02259)]
- [10] 李雪, 王兴伟, 王学毅, 黄敏. 面向移动社交云的资源分配机制. *软件学报*, 2017, 28: 30–40. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/17016.htm>
- [22] 孙俨, 熊翱, 蒋承伶, 王威, 于东晓, 郭少勇. 基于区块链的计算与无线通信资源联合管理双向拍卖模型. *通信学报*, 2022, 43(11): 14–25. [doi: [10.11959/j.issn.1000-436x.2022210](https://doi.org/10.11959/j.issn.1000-436x.2022210)]



汪建洲(1999—), 男, 硕士生, CCF 学生会员, 主要研究领域为边缘计算, 机制设计.



丁家满(1974—), 男, 教授, 博士生导师, CCF 专业会员, 主要研究领域为数据挖掘, 大数据与云计算, 软件工程.



付晓东(1973—) 男, 博士, 教授, 博士生导师, CCF 高级会员, 主要研究领域为服务计算, 智能决策, 大数据, 软件工程.



李杰(1987—), 男, 博士, 讲师, CCF 专业会员, 主要研究领域为基于算法博弈论的端边云协同资源分配与定价机制设计.