

# 多接入边缘计算网络的资源共享与激励机制

宋良均, 孙罡, 孙健, 虞红芳

(电子科技大学信息与通信工程学院, 四川 成都 611731)

**摘要:** 针对“云-边-端”三层边缘网络架构, 提出了一种三方激励机制辅助的边缘设备资源共享算法以管理和分配共享资源。首先, 考虑单点网络拥塞、全网覆盖率约束、有限资源约束和传输成本约束, 将边缘设备抽象为不同的功能性节点并设计基于凸包络的共享节点选择算法, 实现了全覆盖、低能耗的共享资源部署方案。其次, 针对在边缘设备上分配共享资源导致的附加成本问题, 基于共享资源租赁模式设计了三方共享激励机制, 保障了边缘设备长期稳定地参与共享机制。仿真结果表明, 相较于现有算法, 所提算法的系统能耗和节点收益都有显著的改善。

**关键词:** 多接入边缘计算; 凸包络; 资源共享; 激励机制

中图分类号: TN915

文献标志码: A

DOI: 10.11959/j.issn.1000-436x.2023210

## Resource sharing and incentive mechanism for multi-access edge computing networks

SONG Liangjun, SUN Gang, SUN Jian, YU Hongfang

School of Information and Communication Engineering, University of Electronic Science and Technology, Chengdu 611731, China

**Abstract:** A tripartite incentive-enabled edge device resource sharing algorithm was proposed to manage and allocate the shared resources for the “cloud-edge-end” three-tier edge network architecture. Considering the single-point network congestion, network-wide coverage constraint, limited resource constraint and transmission cost constraint, the edge devices were abstracted into different functional nodes to design a convex envelope-based shared node (CESN) selection algorithm to achieve a full-coverage, low-energy shared resource deployment scheme. Secondly, to address the additional cost problem caused by allocating shared resources on edge devices, a tripartite sharing incentive mechanism was designed based on the shared resource leasing model, which guaranteed the long-term and stable participation of edge devices in the sharing mechanism. The simulation results show that the proposed algorithm significantly improves the system energy consumption and node revenue compared to the existing algorithms.

**Keywords:** multi-access edge computing, convex envelope, resource sharing, incentive mechanism

## 0 引言

多接入边缘计算 (MEC, multi-access edge computing) 已经成为实时处理数据和减少终端设备与云端之间数据传输时延的一种有效的范式, 它能够将计算资源和服务推向网络的边缘, 使数据能够更快地被处理和响应, 从而减少网络拥塞, 改善用户

体验<sup>[1]</sup>。然而, 边缘计算也面临一些挑战, 包括有限的资源、异构性和安全性等, 资源共享则是解决这些挑战的重要方法之一<sup>[2-4]</sup>。在边缘计算中, 资源 (如计算、存储和网络资源) 共享可以有效降低网络成本以及提高资源利用率, 例如, 多接入边缘计算平台 ShareEdge 可减少约 40% 的边缘服务器使用量<sup>[5]</sup>; 在边缘层上进行资源共享, 可以使边缘服务

收稿日期: 2023-07-05; 修回日期: 2023-10-04

通信作者: 孙罡, gangsun@uestc.edu.cn

基金项目: 国家重点研发计划基金资助项目 (No.2022YFB3105004)

**Foundation Item:** The National Key Research and Development Program of China (No.2022YFB3105004)

器覆盖的用户数目提升 11%<sup>[6]</sup>。因此,增加边缘计算的可行性可以使其在多维网络架构中具有更强的竞争力<sup>[7-10]</sup>。资源共享可以是静态的,也可以是动态的。静态资源共享是指多个用户和应用程序共享一个固定的资源池,动态资源共享则是指资源池的大小和分配可以根据需求进行动态调整<sup>[11]</sup>。

边缘计算中的资源共享可以带来诸多好处。第一,它可以提高资源利用率<sup>[12]</sup>。在传统的计算模式中,计算资源利用率不高。而在边缘计算中,由于资源共享的存在,可以将这些资源分配给需要它们的用户和应用程序,从而提高资源利用率<sup>[13-15]</sup>。第二,资源共享可以降低成本。在边缘计算中,由于多个用户和应用程序共享同一组资源,可以避免重复购买和部署计算、存储和网络设备。这对于没有足够资金来购买和维护大规模计算资源的中小型企业和个人用户来说尤其重要<sup>[16]</sup>。第三,资源共享可以提高服务响应速度。资源共享使资源更加接近用户和应用程序,进一步减少网络时延和带宽占用,提高响应速度。第四,资源共享可以提高网络的可扩展性。通过资源共享,可根据工作负荷扩大或缩小边缘设备规模,增加网络的延展性以适应不同的应用场景。

但是边缘计算中的资源共享也存在一些挑战和问题。最主要的问题是共享资源调度和管理,需要考虑共享资源的部署和分配的优先级,以及资源的可用性和利用率等因素<sup>[17]</sup>。这需要进一步对其进行探索和研究,以确保共享资源能够被合理地分配和使用。其次是共享机制中针对边缘设备的激励机制<sup>[18-19]</sup>。设置激励机制可以鼓励边缘设备主动共享空闲资源,从而提高网络资源利用率。并且通过激励机制,边缘设备会为了获得奖励而持续稳定地提供服务和共享资源,这可以确保边缘计算网络的正常运行及长期稳定的资源共享。

总体来说,边缘计算中的资源共享是一种非常重要的概念,它可以带来多种好处,包括提高资源利用率、降低成本和提高响应速度等。但同时存在一些挑战和问题,需要采取相应的措施来解决。随着边缘计算技术的不断发展和完善,深入探索和研究资源共享具有非常重要的理论意义和应用前景。

因此,针对上述边缘计算网络中资源共享的挑战和问题,本文将从共享资源池的部署和传输及其面向边缘服务器的激励机制着手,在满足全网覆盖的前提下,研究在边缘计算网络中可持续稳定运行

的低能耗资源共享机制。

综上所述,本文主要的研究工作如下。

1) 在异构网络环境下,本文提出边缘层上的三方共享机制,设计无线传输模型,以最小化共享节点的总能量成本为目标,建立基于三方共享机制的最小化能量成本优化问题,并将该优化问题分解为共享节点选择和共享资源池部署 2 个子问题进行求解。

2) 本文提出了多接入边缘计算网络中的资源共享和激励机制,将边缘任务所需资源部署在共享节点上,降低资源消耗以支持更大的边缘服务覆盖范围。首先,本文设计了一种基于凸包络的共享节点选择算法,该算法通过凸包络的边界特征进行共享节点筛选,从而保证资源共享范围覆盖所有的边缘服务器。其次,为了激励边缘服务器参与共享,本文还设计了相应的三方激励机制以保证资源共享池的高效部署以及共享机制的稳定运行。

3) 本文将所提算法与基于补偿价格的服务器协同队列博弈(CQG, cooperative queueing game)资源共享<sup>[20]</sup>和成本感知服务部署(PSD, price-aware service deployment)<sup>[21]</sup>对比,验证了本文算法的有效性。仿真结果表明,本文算法不仅可以有效降低系统能量消耗,还可以通过激励机制提高共享节点收益,增加边缘服务器参与共享机制的积极性。

## 1 相关工作

近年来,在边缘计算中资源共享方面的主要研究包括 MEC 服务器之间的资源和数据分配机制以及鼓励节点主动共享资源的激励机制。

MEC 服务器之间资源和数据的合理有效分配机制是实现资源共享的基础。文献[22]考虑了一种多个数据提供者 and 数据使用者通过所提出的区块链和云边缘计算方案协作完成数据共享任务的协作式数据共享方案,根据数据提供者和数据使用者的空间分布对每个节点的交易生成率进行建模和求解。文献[23]中,供应商通过制定资源分配和共享的优化模型协同合作利用资源,以实现多个边缘云供应商之间的联合服务。文献[24]在智能物联网中建立了一个分布式的知识共享平台,利用系统动力学理论建立了一个能够定量描述其共享过程的动力学模型,并提出了一种基于最优控制理论的最大化公共知识共享的控制方法。文献[25]研究了任务-资源-奖励的三维合作机制来激励潜在的边缘设备参与资源共享,并提出了一个基于上述三维合

作机制的框架来处理信息不对称情况下的联合任务卸载和资源共享问题。文献[26]提出了基于移动边缘服务器的移动资源共享框架 EdgeGO, 为 6G 边缘计算提供了一种高性价比的部署方法, 从而实现大规模物联网设备之间的边缘资源共享。文献[27]提出了一个移动边缘缓存和对等内容共享的联合框架, 它重点研究了联合框架中边缘设备的战略行为和互动关系, 并将边缘设备的互动建模为一个非合作博弈以得到内容共享方案。

除了制定有效的共享机制外, 激励机制为边缘计算网络的资源共享提供了重要支持和保障。但不同的激励机制会产生不同的效果, 如何设计高效而灵活的激励机制仍需进一步研究。在数字资源的去中心化提供和共享的趋势下, 文献[28]引入了一种新的共享经济启发的商业模式。该模式促进了用户之间剩余资源配额的共享, 提高了网络内的资源利用率。文献[29]为了服务异构用户, 提出了一个优先定价方案, 用户可以用更高的价格优先获得共享服务。文献[30]为了鼓励边缘设备的内容缓存, 提出了一个区块链激励方案并引入博弈论来优化区块链网络中边缘服务器和用户的利益。文献[31]提出了一个新的基于市场的资源共享框架, 通过在容量有限的边缘服务器之间设计资源竞争激励模型, 为网络用户提供资源共享服务。

上述文献对边缘计算网络中共享资源的分配

部署以及激励模型提出了有效的解决方案, 但仍缺乏对部署共享资源时带来的额外成本以及如何实现大规模边缘计算网络中共享资源的高效传输问题的研究。

综上所述, 面向边缘设备端的共享机制和激励方式研究还缺乏更加具有针对性的探索, 需要进行更深入的探究。

## 2 系统模型

如图 1 所示, 针对由云服务器、边缘服务器和用户组成的“云-边-端”三层异构边缘计算网络, 在边缘层上建立共享池, 将其部署在边缘服务器上, 为一定范围内的其他边缘服务器提供资源共享服务。云中心层需要确定资源共享的周期, 并在每个周期内选择进行资源共享的节点。在本文的研究工作中, 假设边缘层已知需要缓存的资源和服务, 并在此基础上详细介绍边缘服务器之间的资源共享模型。“云-边-端”三层架构中的边缘层又分为 3 个子层: 主共享层、辅共享层以及参与层。网络中的主共享节点 (PSN, primary shared node) 构成主共享层, 共享池部署在 PSN 上, 为网络内的其他边缘服务器提供资源共享服务。辅共享节点 (ASN, auxiliary shared node) 构成边缘子层中的辅共享层。ASN 作为通信中继, 为距离主共享节点 PSN 较远的边缘服务器转发待处理任务。这种方式可以降低

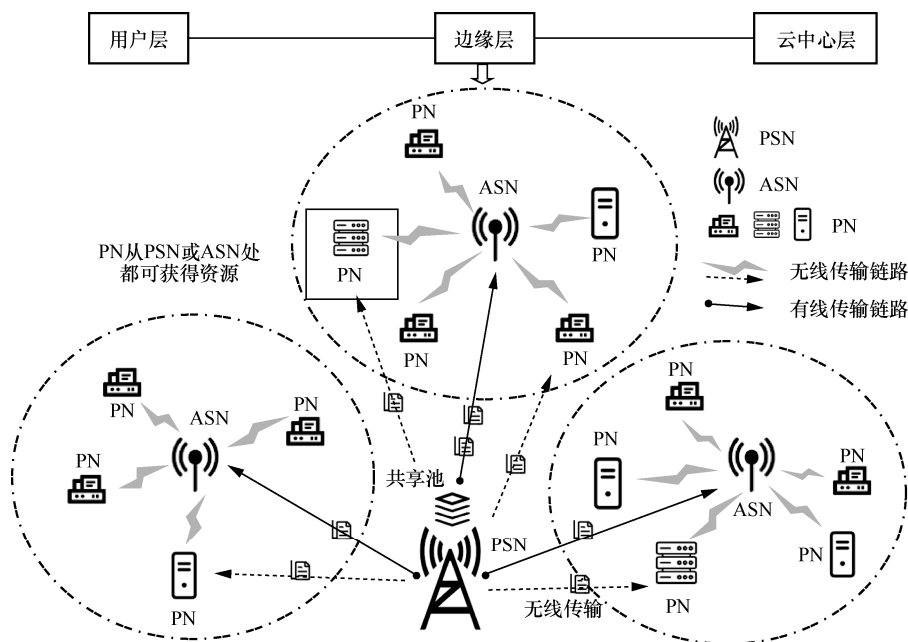


图 1 “云-边-端”三层异构边缘计算网络

PSN 关联链路的拥塞概率, 缓解 PSN 的压力, 避免其造成网络性能瓶颈。网络内其余的边缘服务器则构成参与层, 参与层中的边缘服务器不提供资源共享的服务, 本文将这类边缘服务器称为参与节点 (PN, participating node), PN 在需要的时候可向 PSN 或 ASN 提出共享资源的访问申请。

上述共享机制有如下 5 个重要特点。

1) PSN 承担网络内共享资源的缓存任务且无法拒绝其他服务器的共享请求。此外, PSN 在一个共享周期内保持不变以降低 PN 向 PSN 发送待处理任务的时延。

2) ASN 作为通信中继为 PN 和 PSN 转发待处理任务以降低 PSN 处的拥塞概率, 且 ASN 可以根据自身的收益和基础成本选择是否为参与节点提供需要共享资源的待处理任务的转发服务。

3) PSN 会周期性地访问 ASN, 若有 ASN 连续 3 个周期拒绝为其所属的 PN 提供待处理任务的转发服务, 则在全网重新选择共享节点, 从而维持感知和传输待处理任务的网络功能。

4) 由于共享层 (主共享层和辅共享层) 节点之间距离相对较远, 因此 PSN 和 ASN 之间采用有线传输模式, 不考虑数据传输损耗。

5) PN 和其所属的共享节点 (PSN 和 ASN) 之间距离较近, 因此它们之间采用无线传输模式。

本文中涉及的系统主要参数如表 1 所示。

在一个共享周期  $\tau$  内, 考虑一组需要共享服务的边缘服务器集合  $S = \{s_1, s_2, \dots, s_N\}$ ,  $N$  表示边缘服务器个数, 边缘服务器  $s_i$  的剩余资源量  $\omega_i$  定义为

$$\omega_i = R_i - r_i \quad (1)$$

其中,  $i$  表示边缘服务器序号;  $r_i$  表示当前周期  $T$  开始时, 边缘服务器  $s_i$  已经使用的本地资源量;  $R_i$  表示边缘服务器  $s_i$  具有的初始资源量。

由于待处理任务在无线传输过程中会有一些程度的信号衰减, 因此本文定义面向 PN 的待处理任务的传输模型为

$$p_r = \begin{cases} \frac{2\alpha^\alpha}{\Gamma(\alpha)\zeta^\alpha} (p_s)^{2\alpha-1} e^{-\frac{\alpha}{\zeta}(p_s)^2}, & d \leq d^{\text{th}} \\ 0, & d > d^{\text{th}} \end{cases} \quad (2)$$

其中,  $p_r$  和  $p_s$  分别表示无线传输待处理任务的接收功率和发送功率,  $d$  表示源节点和目的节点之间的欧氏距离,  $\zeta$  和  $\alpha$  表示 Nakagami- $m$  信道衰落模

型的调整参数<sup>[32]</sup>,  $d^{\text{th}}$  表示目的节点可以有效接收到待处理任务的最大距离,  $\Gamma(\alpha)$  表示关于参数  $\alpha$  的伽马函数, 计算式为

$$\Gamma(\alpha) = \int_0^{+\infty} t^{\alpha-1} e^{-t} dt, \quad \alpha > 0 \quad (3)$$

表 1 系统主要参数

参数	含义
$\tau$	共享周期
$S$	边缘服务器集合
$\omega_i$	边缘服务器 $s_i$ 的剩余资源量
$R_i$	边缘服务器 $s_i$ 具有的初始资源量
$d^{\text{th}}$	目的节点可以有效转发待处理任务的最大距离
$s_p$	主共享节点
$Z_A$	辅共享节点集合
$M$	辅共享节点数目
$\Psi$	共享节点集合
$C$	参与节点集合
$u_0$	单位距离的有线传输成本
$\Omega$	MEC 服务器构成的凸包络
$H_i^k$	边缘服务器 $s_i$ 的共享参数
$p_i^f$	第 $i$ 个参与节点 $\phi_f$ 的接收功率
$p_s^f$	共享节点 $\phi_f$ 的发送功率
$O_x, O_y$	共享节点搜索范围
$Q_x, Q_y$	共享搜索集合
$\lambda_p$	主共享节点的共享资源租金
$\lambda_a$	辅共享节点的共享资源租金
$\kappa$	主共享节点对辅共享节点收取的佣金比例
$v_i$	参与节点获得单位共享资源的效用

令  $s_p \in S$  表示网络内的 PSN,  $Z_A$  表示 ASN 集合, 若  $|Z_A| = M$ , 则表示网络内共有  $M$  个 ASN 可作作为待处理任务的中继节点, 其中  $Z_A = \{z_1, z_2, \dots, z_M\}$ ,  $z_k \in S (k=1, 2, \dots, M)$ 。令  $\Psi = \{\phi_1, \phi_2, \dots, \phi_{M+1}\}$  表示共享节点集合, 则  $\Psi = Z_A \cup s_p$ , 每个共享节点对应一个有效接收距离  $d_f^{\text{th}}$ , 由此可得网络内的 PN 集合  $C$  为

$$C = \{c_i | c_i \in S, c_i \notin \Psi\} \quad (4)$$

无线传输有效接收范围如图 2 所示, 只有处在以  $d_f^{\text{th}}$  为半径、 $\phi_f$  为圆心的圆  $O_f^{\text{th}}$  内的 PN, 才能与共享节点  $\phi_f$  实现待处理任务的有效传输。

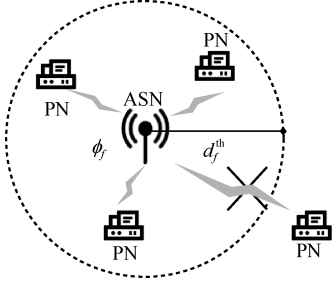


图 2 无线传输有效接收范围

根据式(2)所示的无线传输模型可知, 在已知的有效接收范围  $O_f^h$  内, PN  $c_i$  的接收功率  $p_i^f$  为

$$p_i^f = \frac{2\alpha^\alpha}{\Gamma(\alpha)\zeta^\alpha} (p_s^f)^{2\alpha-1} e^{-\frac{\alpha}{\zeta}(p_s^f)^2} \quad (5)$$

其中,  $f \in \{1, 2, \dots, M+1\}$  表示共享节点的序号,  $p_s^f$  表示共享节点  $\phi_f$  的发送功率。

设  $t_f^i$  为 PN  $c_i$  的待处理任务无线传输时延, 则无线传输能耗  $w_f^i$  为

$$w_f^i = p_s^f t_f^i \quad (6)$$

考虑到 PSN 和 ASN 之间有线传输的固定线损, 本文定义单位距离的传输成本为  $u_0$ 。

当 PN 距离 PSN 较远时, 需要通过 ASN 进行待处理任务转发。此时的能量消耗包括 PSN 到 ASN 的固定线损和 ASN 到 PN 的无线传输能耗。当 PN 处于 PSN 的覆盖范围内时, 可直接与 PSN 无线通信, 此时能量消耗指 PSN 到 PN 的无线传输能耗。

基于上述定义和建模, 以最小化传输待处理任务的共享节点的总能量成本为目标, 可得到基于三方共享机制的最小化能量成本的优化问题为

$$\text{P1: } \min \sum_{f=1}^{M+1} \sum_{i=1}^{|C|} w_f^i + \sum_{j=1}^{M+1} \sum_{h=1, h \neq j}^{M+1} I(\eta_{j,h}) l_{j,h} u_0 \quad (7)$$

$$\text{s.t. } \sum_{j=1}^{|C|} e_{j,h} \leq \omega_h, \forall j, h \in \{1, 2, \dots, M+1\} \quad (7a)$$

$$\sum_{j=1, j \neq h}^N I(\eta_{j,h}) = 0, h = P \quad (7b)$$

$$\sum_{h=1, h \neq j}^N I(\eta_{j,h}) \geq 1, j = P \quad (7c)$$

$$\sum_{j=1, j \neq h}^N I(\eta_{j,h}) = 1, \forall h, h \neq P \quad (7d)$$

$$\sum_{h=1, h \neq j}^N I(\eta_{j,h}) = 0, \forall j, j \neq P \quad (7e)$$

$$\eta_{j,h} \in \{0, 1\} \quad (7f)$$

其中, 目标函数 P1 的第一项表示所有 PN 和共享节点之间的无线传输成本之和, 第二项表示 PSN 和 ASN 之间的有线传输成本之和。在第二项中,  $I(\cdot)$  为指示函数,  $\eta_{j,h}$  为二元决策变量。若  $\eta_{j,h} = 1$ , 则共享节点  $s_j$  和  $s_h$  之间存在有线通信路径, 否则不存在。 $l_{j,h}$  表示共享节点  $s_j$  和  $s_h$  之间有线通信路径的距离,  $u_0$  为有线通信单位距离的传输成本。约束式(7a)为共享节点的资源约束, 其中  $e_{j,h}$  表示在共享节点  $\phi_f$  上转发 PN  $c_i$  的待处理任务所需的资源量; 如前文所述, 共享节点之间以 PSN 为中心构建了一个星形拓扑, 约束式(7b)~式(7e)为共享节点路径约束, 表示共享池只能部署在 PSN 上。

假设不考虑 PSN 和 ASN 的路径差异, 则上述优化问题可简化为

$$\text{P2: } \min \sum_{f=1}^{M+1} \sum_{i=1}^{|C|} w_f^i + \sum_{j=1}^{M+1} \sum_{h=1, h \neq j}^{M+1} I(\eta_{j,h}) l_{j,h} u_0 \quad (8)$$

$$\text{s.t. } \sum_{j=1}^{M+1} e_{j,h} \leq \omega_h, \forall j, h \in \{1, 2, \dots, M+1\} \quad (8a)$$

$$\sum_{j=1, j \neq h}^N I(\eta_{j,h}) = 1, \forall h, j \in \{1, 2, \dots, N\} \quad (8b)$$

$$\eta_{j,h} \in \{0, 1\} \quad (8c)$$

因此, 优化问题 P2 可归约为广义分配问题<sup>[7]</sup>, 由广义分配问题为 NP 难问题可知, 优化问题 P2 和原始优化问题 P1 都为 NP 难问题, 无法在多项式时间内直接求解。

### 3 算法设计

本文提出的最小化能量成本的优化问题 P1 可以拆分为如下 2 个子问题。

1) 在网络内选择 ASN, 以最小化面向 PN 的待处理任务传输能耗, 如优化问题式(9)所示。

$$\begin{aligned} \min & \sum_{f=1}^{M+1} \sum_{i=1}^{|C|} w_f^i \\ \text{s.t.} & \text{式(7a)} \end{aligned} \quad (9)$$

2) 在网络内选择可部署共享池的 PSN, 以最小化共享节点之间的传输成本, 如优化问题式(10)所示。

$$\begin{aligned} \min \quad & \sum_{j=1}^{M+1} \sum_{h=1, h \neq j}^{M+1} I(\eta_{j,h}) l_{j,h} u_0 \\ \text{s.t.} \quad & \text{式(7b)~式(7f)} \end{aligned} \quad (10)$$

通过求解上述 2 个子问题可以得到优化问题 P1 的近似解, 因此本节接下来将介绍共享节点的选择算法及三方 (PSN、ASN 及 PN) 共享激励机制。

### 3.1 基于凸包络的共享节点选择算法

根据式(6)可知, 在共享节点发送功率固定的情况下, PN 的待处理任务无线传输时延与能耗成正比。这意味着共享节点的位置选择会直接影响时延和能耗。为了在网络内选择资源共享节点的最佳部署位置, 本文提出了一种基于凸包络的共享节点 (CESN, convex envelope-based shared node) 选择算法, 该算法基于凸包络的边界特征, 选择最佳的共享节点搜索范围, 以费马点理论<sup>[33]</sup>为基础, 选择距离各个 PN 距离之和最小的边缘服务器作为 PSN 或 ASN, 确定各个范围内的共享节点, 在尽可能覆盖更多 PN 的前提下使共享节点到其覆盖范围内的各个 PN 的距离之和最小, 以减少待处理任务的转发时延, 最终保证资源共享范围可覆盖所有的 PN。

#### 1) 边界服务器识别

针对边缘服务器集合  $S = \{s_1, s_2, \dots, s_N\}$ , 已知其网络拓扑, 利用 Graham-Scan 算法<sup>[34]</sup>生成该拓扑的边界以及得到最小凸包络  $\Omega$ , 凸包络及其边界如图 3 所示。

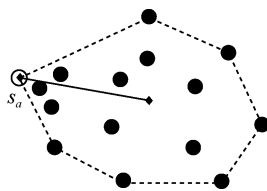


图 3 凸包络及其边界

在凸包络  $\Omega$  的顶点上选择内角最小的节点  $s_a$  ( $s_a \in S$ ), 由于该顶点距离包络中心最远, 因此本文将从节点  $s_a$  开始搜索共享范围。

#### 2) 搜索共享范围构建

搜索共享范围如图 4 所示。将初始搜索节点  $s_a$  的有效接收范围  $O_a^h$  的半径  $d_a^h$  和直径  $2d_a^h$  作为搜

索半径, 以节点  $s_a$  作为圆心构建 2 个共享范围  $O_x$  和  $O_y$ , 然后在  $O_y$  内的边缘服务器中搜索合适的共享节点。

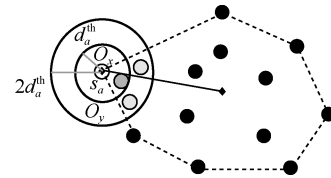


图 4 搜索共享范围

#### 3) 搜索集合设计

令共享范围  $O_x$  内覆盖的边缘服务器集合为  $Q_x$ , 共享范围  $O_y$  内覆盖的边缘服务器集合为  $Q_y$ , 对于每一个处在共享范围  $O_y \setminus O_x$  内的边缘服务器  $s_r$ , 构建新的搜索集合  $Q_{\text{new}} = \{s_r\} \cup Q_x$ 。

#### 4) 虚拟共享节点 (VSN, virtual shared node) 选择

假设有  $A$  个新的搜索集合  $\{Q_{\text{new}}^1, Q_{\text{new}}^2, \dots, Q_{\text{new}}^A\}$ , 针对每一个搜索集合  $Q_{\text{new}}^i$ , 确定该集合内的费马点  $t_i$ , 使  $t_i$  到  $Q_{\text{new}}^i$  内所有节点的距离之和最小。此时, 可得到费马点集合  $T = \{t_1, t_2, \dots, t_A\}$ , 如图 5 所示。以  $t_i$  为圆心、 $d_a^h$  为半径构建圆, 选择在该圆内覆盖边缘服务器数目最多的  $t_i$  作为 VSN, 接下来将从上述的 VSN 中选择其中一个节点作为 ASN。

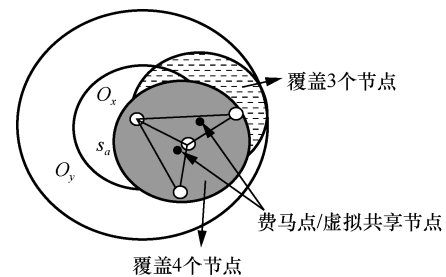


图 5 费马点/虚拟共享节点

#### 5) ASN 选择

为  $O_y$  内的边缘服务器  $s_k$  分配一个共享参数  $H_k^i$ , 选择  $H_k^i$  最大的边缘服务器  $z_i$  作为 ASN。  $H_k^i$  计算式为

$$H_k^i = \sigma \left( \frac{1}{d_{k,i}} \right) + (1 - \sigma) \omega_k \quad (11)$$

其中,  $d_{k,i}$  表示边缘服务器  $s_k$  到 VSN 的欧氏距离,  $\sigma$  表示权重调整参数,  $\omega_k$  表示边缘服务器  $s_k$  的前

$F$  个周期历史平均剩余资源量, 其计算式为

$$\bar{\omega}_k = \frac{1}{F} \sum_{i=1}^F \omega_k \quad (12)$$

#### 6) ASN 有效性判断

由于初始搜索节点  $s_a$  距包络中心最远, 因此选出的 ASN 的有效接收范围必须覆盖  $s_a$ 。若  $z_i$  的有效接收范围没有覆盖  $s_a$ , 则缩小搜索范围, 将搜索半径  $d_a^{\text{th}}$  和  $2d_a^{\text{th}}$  调整为  $d_a^{\text{th}}$  和  $1.5d_a^{\text{th}}$ , 根据前述步骤重新选择 ASN; 若调整后  $s_a$  仍然不处在  $z_i$  的有效接收范围内, 则直接以  $d_a^{\text{th}}$  为搜索半径, 不再对其进行扩增, 以保证所得的 ASN 一定可以为  $s_a$  转发处理任务, 实现共享机制的全网覆盖。最后, 删除被 ASN 覆盖的节点, 如图 6 所示。

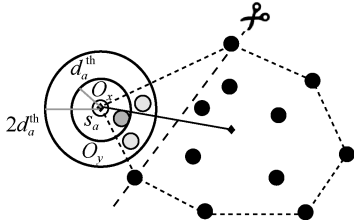


图 6 凸包络更新

#### 7) PSN 选择

重复步骤 1)~步骤 6), 直到集合  $S = \{s_1, s_2, \dots, s_N\}$  中的边缘服务器被遍历完成后, 得到  $M (M < N)$  个 ASN。确定 ASN 之间的费马点  $t_{\text{ASN}}$ , 再根据  $t_{\text{ASN}}$  更新各个 ASN 的共享参数  $H_k^{\text{ASN}}$ , 其中共享参数值最大的节点则被选作 PSN, 并在该节点上部署共享池, 从而为其他边缘服务器提供资源共享服务。

基于凸包络的共享节点选择算法如算法 1 所示。

**算法 1** 基于凸包络的共享节点选择算法

**输入** 边缘服务器集合  $S = \{s_1, s_2, \dots, s_N\}$ , 剩余资源量  $\omega_i$ , 有效接收范围  $O_f^{\text{th}}$

**输出** ASN 集合  $Z_A$ , PSN  $s_p$

**初始化** 令集合  $S_1 \sim S_6$  均为空,  $S = \{s_1, s_2, \dots, s_N\}$ 。

- 1) 执行算法 Graham-Scan ( $S$ ) 得到 MEC 服务器的最小凸包络和边界;
- 2) while 服务器集合  $S$  不为空
- 3) 将凸包络的边界服务器加入  $S_1$  中;
- 4) 计算边界服务器的内角;
- 5) 选择内角最小的边界服务器  $s_a$  作为初始节点;

- 6) 以初始节点为圆心, 构建半径分别为  $d_a^{\text{th}}$  和  $2d_a^{\text{th}}$  的 2 个同心圆  $O_x$  和  $O_y$ ;
- 7) 将  $O_x$  内的服务器加入集合  $S_2$ ;
- 8) 令  $S_3 = S_1 \cap S_2$ ;
- 9) 将  $O_y$  内的 MEC 服务器加入集合  $S_3$ ;
- 10) 令  $S_5 = S_4 - S_3$ ;
- 11) for 集合  $S_5$  中的每个 MEC 服务器
- 12) 寻找该 MEC 服务器与集合  $S_3$  内 MEC 服务器之间的费马点;
- 13) end for
- 14) 以费马点为圆心, 构建半径为  $d_a^{\text{th}}$  的圆  $O_f$ ;
- 15) 选择  $O_f$  覆盖节点数最多的费马点作为本轮循环的 ASN;
- 16) 判断  $s_a$  是否在 ASN 覆盖范围内;
- 17) 若在, 则继续;
- 18) 若不在, 则缩小步骤 7) 的搜索范围, 重复步骤 8)~ 步骤 16);
- 19) 将 ASN 加入集合  $S_6$ ;
- 20) 从集合  $S$  中删除被 ASN 覆盖的 MEC 服务器;
- 21) end while
- 22) 返回  $S_6$

**定理 1** 算法 CESN 的空间复杂度为  $O(N)$ , 计算复杂度为  $O(N \ln N)$ 。

**证明** 如附录 1 所示。

### 3.2 三方激励机制

由于部署共享池或转发待处理任务都需要消耗本地资源, 为了激励边缘服务器参与资源共享, 需要制定相应的三方激励 (TRI, tri-party revenue incentive) 机制, 以保证共享池的高效部署以及共享机制的稳定运行。

PN 有以下 2 种方式可以使用共享资源。第一, 直接向 PSN 申请共享资源, PN 通过有线传输模式向 PSN 发送待处理任务, 并向 PSN 支付单价为  $\lambda_p$  的共享资源租赁费; 第二, 向自己所属的 ASN 申请共享资源, 并向该 ASN 支付单价为  $\lambda_a$  的共享资源租赁费, 随后 ASN 通过有线传输向 PSN 转发相应的待处理任务, 其中 PSN 以 ASN 售价  $\lambda_a$  的百分比  $\kappa$  向 ASN 收取佣金。三方激励机制如图 7 所示。

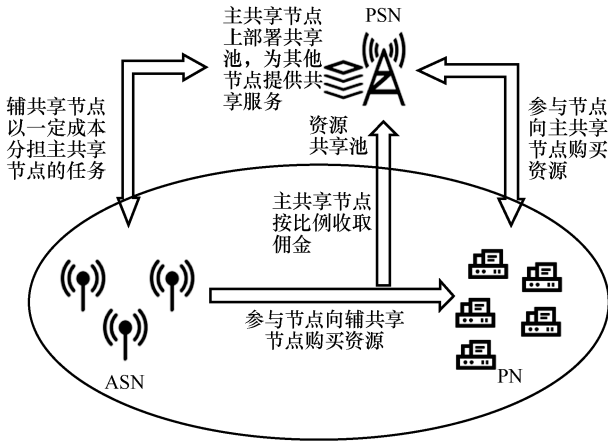


图 7 三方激励机制

### 1) ASN 收益模型

在本激励机制中, ASN 自愿参与资源共享。在每个共享周期  $\tau$  开始时, 选定的 ASN 可以根据转发待处理任务的定价和成本衡量自己的收益, 并决定是否在这一周期内承担共享机制的辅助工作。

ASN  $z_k$  共享单位资源的收益  $Z_k$  为

$$Z_k(\beta_k) = \begin{cases} (1-\kappa)\lambda_a - b_i, & \beta_k = 1 \\ 0, & \beta_k = 0 \end{cases} \quad (13)$$

其中,  $b_i$  为成本参数, 表示 ASN  $z_k$  向 PN 共享单位资源所消耗的基础成本 (如新增的与主共享节点的通信成本、与参与节点之间的传输成本、参与共享所耗费的基础资源、决定是否共享的决策成本等);  $\beta_k$  为二元决策参数,  $\beta_k = 1$  表示  $z_k$  同意为 PN 转发待处理任务,  $\beta_k = 0$  表示  $z_k$  拒绝为 PN 转发待处理任务。

当  $Z_k > 0$  时,  $z_k$  才会选择转发待处理任务。由此可得, ASN 愿意承担共享机制的辅助工作的概率  $Z_k^{\text{prop}}$  为

$$Z_k^{\text{prop}} = \int_0^{(1-\kappa)\lambda_a} f(b_i) d(b_i) \quad (14)$$

其中,  $f(b_i)$  为 ASN 共享资源时的成本函数。  $Z_k^{\text{prop}}$  越高, 则 PN 越趋向于向 ASN  $z_k$  申请共享资源。

### 2) PN 意向模型

PN 可根据自己使用共享资源所获得的收益和成本判断是否需要申请共享资源以及决定向 ASN 或 PSN 申请。令  $v_i$  表示 PN 使用每单位共享资源的收益, 则有效接收范围  $O_k^{\text{th}}$  覆盖的 PN  $c_i^k$  使用共享资源的意向  $C_i^k$  为

$$C_i^k(\delta) = \begin{cases} v_i - \lambda_p, & \delta = 1 \\ Z_k^{\text{prop}} v_i - \lambda_a, & \delta = -1 \\ 0, & \delta = 0 \end{cases} \quad (15)$$

其中,  $\delta$  为三元决策变量,  $\delta = 1$  表示  $c_i^k$  直接向 PSN 申请共享资源, 此时  $c_i^k$  的申请一定会成功;  $\delta = -1$  表示  $c_i^k$  向其所在有效接受范围对应的 ASN  $z_k$  申请共享资源, 但是有一定概率会被  $z_k$  拒绝;  $\delta = 0$  表示  $c_i^k$  不使用共享资源。

与 ASN 类似, 只有当 PN  $c_i^k$  的意向值  $C_i^k > 0$  时,  $c_i^k$  才会使用共享资源。若 ASN 需要使用共享资源时, 则它同时担任买方和卖方的角色, 且同样按照收益模型向 PSN 支付佣金。

### 3) PSN 收益模型

在本文所提共享机制中, 资源共享池部署在 PSN 上, 即 PSN 需要消耗更多的资源以实现该共享机制, 且 PSN 不能拒绝其他边缘服务器申请共享资源的请求, 所以激励机制需要最大化 PSN 的收益。PSN  $s_p$  的收益最大化问题可表示为

$$\max \mathbb{R}(\lambda_p, \lambda_a) \quad (16)$$

$$\text{s.t. } Z_k(\beta_k) \geq 0 \quad (16a)$$

$$C_i^k(\delta) \geq 0 \quad (16b)$$

$$0 < \kappa < 1 \quad (16c)$$

$$\lambda_p > 0 \quad (16d)$$

$$\lambda_a > 0 \quad (16e)$$

其中, 目标函数为

$$\begin{aligned} \mathbb{R}(\lambda_p, \lambda_a) = & \sum_{j=1}^{M+|C|} \lambda_p I(C_j^k(\delta=1) > \max(C_j^k(\delta=-1), 0)) + \\ & \sum_{j=1}^{M+|C|} \lambda_a I(C_j^k(\delta=-1) > \max(C_j^k(\delta=1), 0)) \end{aligned} \quad (17)$$

其中, 约束式(16a)为 ASN 的收益约束, 约束式(16b)表示 PN 的意向值大于 0 时才会使用共享资源, 约束式(16c)为 PSN 对 ASN 的佣金收取约束, 约束式(16d)和式(16e)为定价约束。

上述 PSN  $s_p$  的收益最大化问题具有非线性的目标函数和约束条件, 无法直接导出最优解析解。因此, 可基于模拟退火算法来求解该问题并得到三方激励机制的各项收益参数 ( $\lambda_a$ 、 $\lambda_p$ 、 $\kappa$ )。模

拟退火算法可以有效处理具有非线性目标与约束条件的复杂优化问题, 并收敛到全局最优解或近似最优解。相比解析方法, 模拟退火算法对问题形式没有限制, 计算效率更高, 可以更好地求解 PSN  $s_p$  的收益最大化问题并得到三方激励机制的收益参数。

基于模拟退火的三方激励机制的收益参数决策算法如算法 2 所示。

**算法 2** 三方激励机制的收益参数决策算法

**输入** 边缘服务器集合  $S = \{s_1, s_2, \dots, s_N\}$ , PSN  $s_p$ , ASN 集合  $Z_A = \{z_1, z_2, \dots, z_M\}$ , ASN 成本参数集合  $B_A = \{b_1, b_2, \dots, b_M\}$ , PN 使用单位共享资源的收益集合  $V_A = \{v_1, v_2, \dots, v_{|C|}\}$ , 循环终止条件  $T^*$

**输出** ASN 集合  $Z_A$ , PSN  $s_p$  共享单位资源的费用  $\lambda_p$ , ASN  $z_k$  共享单位资源的费用  $\lambda_a$ , 佣金  $\kappa$

**初始化** 令  $T = 0$

- 1) 令  $T = T_0$ ;
- 2) 在优化问题式(16)的可行域中随机选取初始解  $\bar{x}^0 = (\lambda_a^0, \lambda_p^0, \kappa^0)$ ;
- 3) 根据式(17)计算初始解对应的目标函数值  $\mathbb{R}(\bar{x}^0)$ ;
- 4) 选择下降速率  $\theta$ , 其中  $0 < \theta < 1$ ;
- 5) 令  $T = \theta T$ ;
- 6) while 循环次数小于 100
- 7) 令  $\bar{x}^t = \bar{x}^0$ ,  $\mathbb{R}(\bar{x}^t) = \mathbb{R}(\bar{x}^0)$ ;
- 8) 生成  $\bar{x}^{t+1}$ , 使  $\bar{x}^{t+1}$  在  $\bar{x}^t$  的邻域内;
- 9) 根据式(17)计算目标函数值  $\mathbb{R}(\bar{x}^{t+1})$ ;
- 10) 计算  $\Delta\mathbb{R} = \frac{1}{\mathbb{R}(\bar{x}^{t+1})} - \frac{1}{\mathbb{R}(\bar{x}^t)}$ ;
- 11) 若  $\Delta\mathbb{R} \leq 0$ , 令  $\bar{x}^t = \bar{x}^{t+1}$ ;
- 12) 若  $\Delta\mathbb{R} > 0$ , 生成随机数  $\partial$ ;
- 13) 若  $\partial \geq e^{-\frac{\Delta\mathbb{R}}{\theta T}}$ , 令  $\bar{x}^t = \bar{x}^{t+1}$ ;
- 14) 若  $\partial < e^{-\frac{\Delta\mathbb{R}}{\theta T}}$ , 则继续下一次循环;
- 15) end while
- 16) 选择下降速率  $\theta$ , 其中  $0 < \theta < 1$ ;
- 17) 判断  $T$  是否满足循环终止条件:
- 18) 若  $T \leq T^*$ , 则继续;
- 19) 若  $T \geq T^*$ , 则返回步骤 4);
- 20) 返回  $\bar{x}^t$

通过上述优化问题式(16)的求解, 可得到共享机制中以 PSN 为最佳定价机制, 它在最大化 PSN 收益的同时能保证 ASN 仍有盈利, 从而提高边缘服务器参与共享机制的积极性。

## 4 仿真分析

为了验证本文算法的有效性, 将本文所提的 TRI-CESN 与 CQG<sup>[20]</sup>和 PSD<sup>[21]</sup>进行了对比。其中, CQG 关注边缘计算场景中异构边缘服务器之间的负载均衡问题, 它允许边缘服务器将任务转发给其他服务器, 并支付相应的转发补偿费用, 再通过合作排队博弈方法来获得均衡解。PSD 则以随机的服务缓存策略为初始策略, 再根据系统成本变化情况对该策略进行多次迭代, 最终达到最小化存储成本的目标。

在  $L \times L$  的二维平面上, 随机生成  $N$  个服务器, 其中服务器数量  $N \in \{10, 20, \dots, 100\}$ , 依据不同的仿真实验而定。此外, 根据文献[1]中的分析, 在本文的仿真中, 设置式(2)所示传输模型中的调整参数  $\alpha = 1$ ,  $\zeta = 0.2$ , 单位距离的传输成本  $u_0 = 1 \text{ J/m}$ 。

传输待处理任务的能量消耗与 MEC 服务器数量之间的关系如图 8 所示。从图 8 中可以看出, 传输待处理任务的能量消耗随着 MEC 服务器数量的增加而增加。其中本文所提 TRI-CESN 在传输待处理任务时的能量消耗最低, 与对比算法相比, TRI-CESN 的系统能量消耗平均降低了 36.7%。当 MEC 服务器数量大于 40 个时, 对比算法没有辅共享节点分担共享池的负载, 导致网络拥塞, 大量待处理任务重传, 使能量消耗急剧上升。而 TRI-CESN 中, 主共享节点和辅共享节点协同合作, 分担网络的传输压力, 使在 MEC 服务器数量较多的情况下仍可以有效地传输待处理任务。

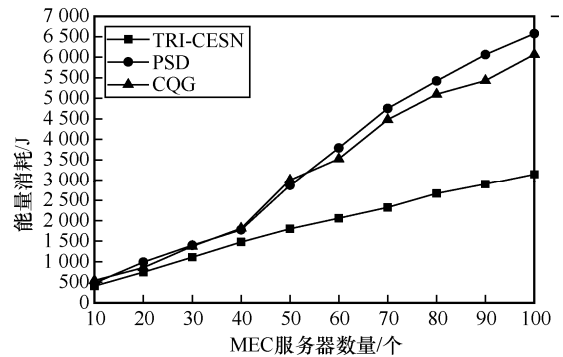


图 8 能量消耗与 MEC 服务器数量之间的关系

MEC 服务器数量与主共享节点收益之间的关系如图 9 所示。在对比算法中，主共享节点也是共享池部署的节点。在图 9 中，得益于三方激励机制，即使本文所提 TRI-CESN 中 PN 直接向 PSN 申请共享资源的数量远小于对比算法，但其主共享节点收益仍然保持最大，因此 MEC 服务器会更愿意承担部署共享池的工作。由图 9 可知，主共享节点收益随着参与共享机制的 MEC 服务器数量的增加而增多，但是当 MEC 服务器数量超过 40 个时，对比算法网络拥塞，主共享节点需要多次重传资源，大大降低了主共享节点收益。当参与共享的 MEC 服务器数量超过 70 个时，增加的共享节点会加重网络拥塞，主共享节点收益开始持续下降，最终导致主共享节点拒绝为其他节点提供共享服务。而本文所提 TRI-CESN 能有效地避免网络拥塞，保障了主共享节点收益和共享机制的持续运行。

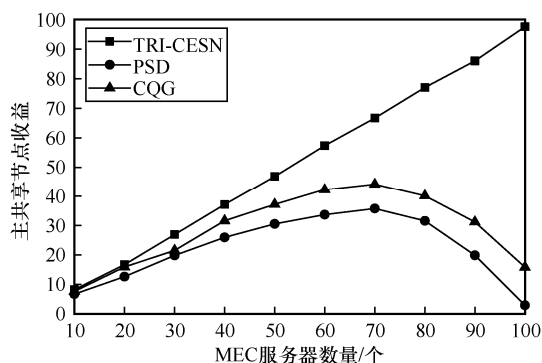


图 9 MEC 服务器数量与主共享节点收益之间的关系

有效接收距离  $d^{\text{th}}$  分别为  $R$ 、 $1.5R$  和  $2R$  时，MEC 服务器数量与辅共享节点数之间的关系如图 10 所示，其中  $R$  为 MEC 服务器的有效通信范围。对于有效接收距离的不同判定，会直接影响所需要的辅共享节点数。由图 10 可知，当 MEC 服务器数量大于 30 个时，有效接收距离  $d^{\text{th}}$  越小，为了满足参与节点全覆盖的要求，所需要的辅共享节点数就越多。但是当 MEC 服务器的分布比较稀疏、数量较小时，有效接收距离对整体的辅共享节点数的影响不大。这是因为在稀疏场景中，当  $d^{\text{th}} = 2R$  和  $d^{\text{th}} = R$  时，覆盖的参与节点数在多次迭代下是相近的，此时  $d^{\text{th}}$  的大小并不会影响辅共享节点的选择。

MEC 服务器数量与辅共享节点平均收益之间的关系如图 11 所示。随着参与共享的 MEC 服务器数量的增加，辅共享节点平均收益也在增多。在参

与共享的 MEC 服务器数量相同的情况下，有效接收范围越小，辅共享节点数越多，每个辅共享节点平均覆盖的参与节点数量就越少，其平均收益也就越少。

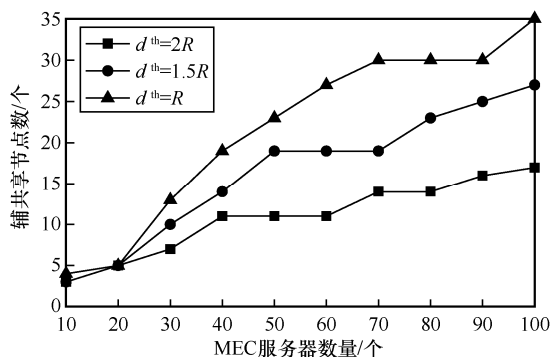


图 10 MEC 服务器数量与辅共享节点数之间的关系

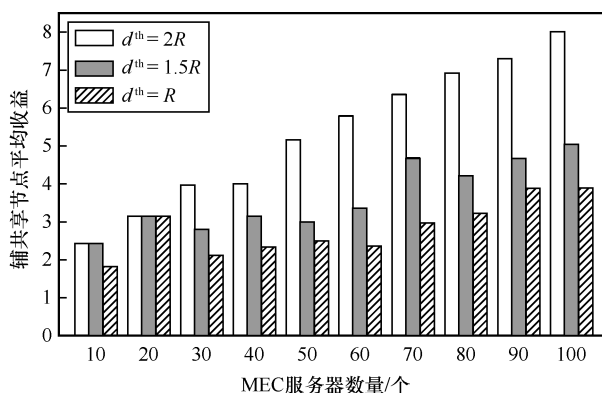


图 11 MEC 服务器数量与辅共享节点平均收益之间的关系

参与节点  $c_i$  使用共享资源而产生的收益  $v_i$  与成本的关系如图 12 所示。当参与节点收益  $v_i$  增加时，它会选择支付更高的价格以保证自己可以获得共享资源。从图 12 可以看出，当参与节点使用共享资源的收益过低时，参与节点会选择拒绝使用共享资源，此时参与节点的支出为 0。随着参与节点使用共享资源的收益增大，且主共享节点的佣金越低时，参与节点越愿意使用共享资源。这是因为主共享节点的佣金越低，辅共享节点拒绝转发待处理任务的可能性就越低，参与节点成功申请共享资源的概率就越大。因此，即使此时使用共享资源的收益不高，参与节点也会选择使用共享资源。

MEC 服务器数量与待处理任务平均传输时延的关系如图 13 所示。在所提 TRI-CESN 中，当 MEC 服务器数量较小时，参与节点几乎都需要直接向主共享节点申请共享资源，此时待处理任务的传输时延为 300 ms 左右。随着 MEC 服务器数量的增加，

部分参与节点开始向辅共享节点申请共享资源, 因此待处理任务的平均传输时延逐渐降低至 180 ms 左右。当 MEC 服务器数量增加到 30 个以上时, 辅共享节点几乎可以完全覆盖所有的参与节点, 此时绝大部分参与节点都会向辅共享节点申请共享资源, 因此待处理任务的平均传输时延在最低值 180 ms 左右波动。而对比算法缺乏待处理任务的分布式传输和中继, 当 MEC 服务器数量增加时, 参与节点访问共享资源的时延迅速增加, 并随着 MEC 服务器的增多而持续增长, 无法适应大规模的边缘资源共享场景。

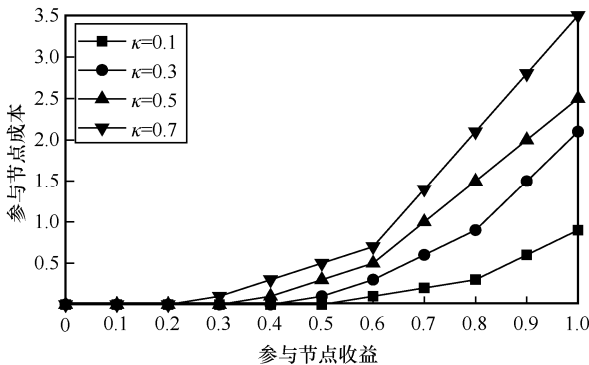


图 12 参与节点收益与成本的关系

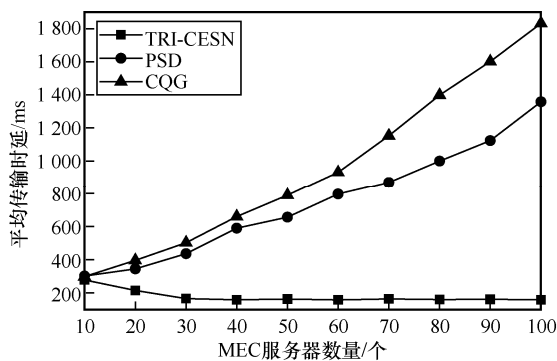


图 13 MEC 服务器数量与待处理任务平均传输时延的关系

## 5 结束语

本文对多接入边缘计算网络中的资源共享机制和面向边缘设备的激励机制进行了研究。在异构边缘网络环境下, 设计了三方共享机制, 建立了基于三方共享机制的最小化能量成本的优化问题, 并将该优化问题分解为共享节点选择和资源部署 2 个子问题进行求解。针对共享节点选择问题, 设计了一种基于凸包络的共享节点选择算法, 得到了以最小的成本实现最大覆盖的共享节点部署方案。在确定了共享节点集合的基础上, 进一步从中选择主共

享节点和辅共享节点。主共享节点上部署共享资源池, 辅共享节点负责转发待处理任务, 从而通过这种方式实现资源的有效部署。其次, 为了激励边缘服务器参与共享, 本文还设计了相应的三方激励机制, 为不同功能的边缘服务器设计相应的收益模型, 各个收益模型之间相互制约, 在保障辅共享节点和参与节点收益的前提下, 实现了最大化主共享节点的收益的目标。仿真结果表明, 本文算法可以有效降低需要共享资源的待处理任务的传输能量消耗, 提高参与共享节点的收益, 保障边缘计算网络中稳定有效的长期资源共享。

## 附录 1 CESN 算法复杂度证明

对于边缘服务器集合  $S = \{s_1, s_2, \dots, s_N\}$ , CESN 算法需要存储每个边缘服务器的剩余资源量和有效接收范围, 可得其空间复杂度为  $O(N)$ 。

为了使选出的共享节点覆盖所有的边缘服务器, 可知 CESN 算法的迭代次数与边缘服务器最小有效接受范围和初始凸包络面积有关, 而与边缘服务器数量  $N$  无关。而在第  $i$  次迭代时, 寻找当前拓扑下边缘服务器凸包络的计算复杂度为  $O(N \ln N)$ , 寻找距离凸包络中心最远的节点和识别边界服务器的计算复杂度都为  $O(N)$ 。此外, 在整个算法运行过程中, 最多需要寻找  $N$  次费马点, 因此计算费马点的计算复杂度为  $O(N)$ 。

由上可知, CESN 算法总的计算复杂度为  $O(N \ln N)$ 。

证毕。

## 参考文献:

- [1] DING Z G, XU D F, SCHOBBER R, et al. Hybrid NOMA offloading in multi-user MEC networks[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2022, 21(7): 5377-5391.
- [2] YE Y H, SHI L Q, CHU X L, et al. Resource allocation in backscatter-assisted wireless powered MEC networks with limited MEC computation capacity[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2022, 21(12): 10678-10694.
- [3] CHEN G, CHEN Y Y, MAI Z Y, et al. Incentive-based distributed resource allocation for task offloading and collaborative computing in MEC-enabled networks[J]. IEEE Internet of Things Journal, 2023, 10(10): 9077-9091.
- [4] BEBORITTA S, SENAPATI D, PANIGRAHI C R, et al. Adaptive performance modeling framework for QoS-aware offloading in MEC-based IIoT systems[J]. IEEE Internet of Things Journal, 2022, 9(12): 10162-10171.
- [5] SUN Y, PENG M, MAO S, et al. MEC resource sharing in multi-operator environments: a survey on approaches and challenges[J]. IEEE Network, 2022, 36(1): 134-141.
- [6] SATYANARAYANAN M. The emergence of edge computing[J]. Computer, 2017, 50(1): 30-39.
- [7] CHENG S Y, HUANG J Y, CHEN Z Y, et al. Approximated assign-

- ment algorithms for unordered and ordered tasks in data shared MEC systems[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2023, 22(4): 1968-1987.
- [8] CAO K, HU S Y, SHI Y, et al. A survey on edge and edge-cloud computing assisted cyber-physical systems[J]. IEEE Transactions on Industrial Informatics, 2021, 17(11): 7806-7819.
- [9] JEDARI B, PREMSANKAR G, ILLAHI G, et al. Video caching, analytics, and delivery at the wireless edge: a survey and future directions[J]. IEEE Communications Surveys & Tutorials, 2020, 23(1): 431-471.
- [10] LOU J, LUO H, TANG Z Q, et al. Efficient container assignment and layer sequencing in edge computing[J]. IEEE Transactions on Services Computing, 2023, 16(2): 1118-1131.
- [11] GANGULI M, RANGANATH S, RAVISUNDAR S, et al. Challenges and opportunities in performance benchmarking of service mesh for the edge[C]//Proceedings of IEEE International Conference on Edge Computing (EDGE). Piscataway: IEEE Press, 2022: 78-85.
- [12] CHI H R, RADWAN A. Fully-decentralized fairness-aware federated MEC small-cell peer-offloading for enterprise management networks[J]. IEEE Transactions on Industrial Informatics, 2023, 19(1): 644-652.
- [13] QIAN L P, WU Y, YU N N, et al. Learning driven NOMA assisted vehicular edge computing via underlay spectrum sharing[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2021, 70(1): 977-992.
- [14] SHIRIN A F, RAMEZANI P, IRANMANESH S, et al. A survey on mobility of edge computing networks in IoT: state-of-the-art, architectures, and challenges[J]. IEEE Communications Surveys & Tutorials, 2022, 24(4): 2329-2365.
- [15] MUNISWAMAIAH M, AGERWALA T, TAPPERT C C. A survey on cloudlets, mobile edge, and fog computing[C]//Proceedings of 8th IEEE International Conference on Cyber Security and Cloud Computing (CSCloud)/7th IEEE International Conference on Edge Computing and Scalable Cloud (EdgeCom). Piscataway: IEEE Press, 2021: 139-142.
- [16] LIU L, FENG J, PEI Q Q, et al. Blockchain-enabled secure data sharing scheme in mobile-edge computing: an asynchronous advantage actor-critic learning approach[J]. IEEE Internet of Things Journal, 2021, 8(4): 2342-2353.
- [17] PAN Y Q, CHENG Z W, LIU Y, et al. Research on trusted data sharing method for multi-party edge terminals[C]//Proceedings of IEEE International Conference on Unmanned Systems (ICUS). Piscataway: IEEE Press, 2022: 204-208.
- [18] ZENG H R, LI X, BI S Z, et al. Delay-sensitive task offloading with D2D service-sharing in mobile edge computing networks[J]. IEEE Wireless Communications Letters, 2022, 11(3): 607-611.
- [19] MA Y, LIANG W F, HUANG M T, et al. Virtual network function service provisioning in MEC via trading off the usages between computing and communication resources[J]. IEEE Transactions on Cloud Computing, 2022, 10(4): 2949-2963.
- [20] YI C Y, CAI J, ZHANG T, et al. Workload re-allocation for edge computing with server collaboration: a cooperative queueing game approach[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2023, 22(5): 3095-3111.
- [21] HUANG J, ZHOU A, WANG S G. Price-aware service deployment in hierarchical mobile-edge computing[J]. IEEE Internet of Things Journal, 2022, 9(13): 11533-11541.
- [22] OKEGBILE S D, CAI J, ALFA A S. Performance analysis of blockchain-enabled data-sharing scheme in cloud-edge computing-based IoT networks[J]. IEEE Internet of Things Journal, 2022, 9(21): 21520-21536.
- [23] PHAM C, NGUYEN D T, NJAH Y, et al. Share-to-run IoT services in edge cloud computing[J]. IEEE Internet of Things Journal, 2022, 9(1): 497-509.
- [24] LIN Y G, WANG X M, MA H G, et al. An efficient approach to sharing edge knowledge in 5G-enabled industrial Internet of things[J]. IEEE Transactions on Industrial Informatics, 2023, 19(1): 930-939.
- [25] ZHAO N, DU W, REN F, et al. Joint task offloading, resource sharing and computation incentive for edge computing networks[J]. IEEE Communications Letters, 2023, 27(1): 258-262.
- [26] CONG R, ZHAO Z W, MIN G Y, et al. EdgeGO: a mobile resource-sharing framework for 6G edge computing in massive IoT systems[J]. IEEE Internet of Things Journal, 2022, 9(16): 14521-14529.
- [27] JIANG C K, GAO L, LUO J J, et al. A game-theoretic analysis of joint mobile edge caching and peer content sharing[J]. IEEE Transactions on Network Science and Engineering, 2023, 10(3): 1445-1461.
- [28] SIEW M, CAI D, LI L X, et al. Dynamic pricing for resource-quota sharing in multi-access edge computing[J]. IEEE Transactions on Network Science and Engineering, 2020, 7(4): 2901-2912.
- [29] LI L X, SIEW M, CHEN Z, et al. Optimal pricing for job offloading in the MEC system with two priority classes[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2021, 70(8): 8080-8091.
- [30] YANG Y, LIU Z J, LIU Z X, et al. Joint optimization of edge computing resource pricing and wireless caching for blockchain-driven networks[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2022, 71(6): 6661-6670.
- [31] NGUYEN D T, LE L B, BHARGAVA V. Price-based resource allocation for edge computing: a market equilibrium approach[J]. IEEE Transactions on Cloud Computing, 2021, 9(1): 302-317.
- [32] CAO L Z, BEAULIEU N C. Simple efficient methods for generating independent and bivariate nakagami-m fading envelope samples[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2007, 56(4): 1573-1579.
- [33] LYU L, CHU Z H, LIN B, et al. Fast trajectory planning for UAV-enabled maritime IoT systems: a Fermat-point based approach[J]. IEEE Wireless Communications Letters, 2022, 11(2): 328-332.
- [34] KONG X S, EVERETT H, TOUSSAINT G. The Graham scan triangulates simple polygons[J]. Pattern Recognition Letters, 1990, 11(11): 713-716.

#### [作者简介]



宋良均（1994—），女，四川成都人，电子科技大学博士生，主要研究方向为5G/B5G网络、云/边缘计算网络等。

孙翌（1979—），男，陕西西乡人，博士，电子科技大学教授、博士生导师，主要研究方向为网络虚拟化、边缘计算、物联网、网络与人工智能等。

孙健（1969—），男，四川成都人，电子科技大学正高级工程师、硕士生导师，主要研究方向为计算机通信网、移动互联网、物联网技术等。

虞红芳（1975—），女，浙江杭州人，博士，电子科技大学教授、博士生导师，主要研究方向为网络虚拟化、云/边缘计算网络与人工智能等。