

# 中继选择和队列稳定动态能量优化策略

陈 澈<sup>1,2</sup> 郑艺峰<sup>1,2</sup> 杨敬民<sup>1,3</sup> 杨立伟<sup>4</sup> 张文杰<sup>1,2</sup>

1 闽南师范大学计算机学院 福建 漳州 363000

2 数据科学与智能应用福建省高校重点实验室 福建 漳州 363000

3 台北科技大学电子工程系 台北 106344

4 中国农业大学信息与电气工程学院 北京 100083

(cc5551@foxmail.com)

**摘要** 中继辅助移动边缘计算(Mobile Edge Computing, MEC)是近年来兴起的一种很有前景的方式,它可以提高5G网络和物联网(Internet of Things, IoT)等低功耗网络的资源利用率和数据处理能力。然而,设计中继选择和计算卸载策略以提高队列稳定系统的能量效率仍然是一个挑战。为解决中继辅助移动边缘计算系统中的能耗优化问题,在任务缓冲队列稳定性约束下,建立混合整数非线性随机优化模型,最小化系统的长期平均能耗。该问题被分解为中继节点选择和中继卸载决策两个阶段进行求解。在中继选择阶段,通过设置权重参数 $V_1$ 最小化传输能耗和缓冲队列长度的加权和来确定中继节点;在卸载决策阶段,应用李雅普诺夫方法将随机优化问题转化为确定性优化问题,在保持任务缓冲队列稳定的条件下,得到最优中继计算频率、最优中继传输功率,以及最优远程节点计算频率的理论表达式。仿真结果表明,该能量优化策略能够在缓冲队列稳定约束下有效降低系统的长期平均能耗,并收敛到穷举搜索的最优解,同时可通过调整算法中参数 $V_1$ 和 $V_2$ 的取值改变能耗和等待时长的权重。

**关键词:** 移动边缘计算; 中继选择; 缓冲队列; 卸载决策; 能量优化

**中图法分类号** TP3-05

## Dynamic Energy Optimization Strategy Based on Relay Selection and Queue Stability

CHEN Che<sup>1,2</sup>, ZHENG Yifeng<sup>1,2</sup>, YANG Jingmin<sup>1,3</sup>, YANG Liwei<sup>4</sup> and ZHANG Wenjie<sup>1,2</sup>

1 College of Computer Science, Minnan Normal University, Zhangzhou, Fujian 363000, China

2 Key Laboratory of Data Science and Intelligence Application, Fujian Province University, Zhangzhou, Fujian 363000, China

3 College of Electronic Engineering, Taipei University of Technology, Taipei 106344, China

4 College of Information and Electrical Engineering, China Agricultural University, Beijing 100083, China

**Abstract** Relay-assisted mobile edge computing(MEC) has recently emerged as a promising paradigm to enhance resource utilization and data processing capability of low-power networks, such as 5G networks and Internet of things (IoT). Nevertheless, the design of relay selection and computation offloading policies to improve the energy efficiency for queue stability system remains challenging. In order to solve the energy consumption optimization problem in relay-assisted MEC system, a mixed integer nonlinear stochastic optimization model is established, with the objective of minimizing the long-term average energy consumption, subject to a task buffer stability constraint. The problem is solved by decomposing into two stages: relay selection and relay offloading decision. In relay selection stage, the relay node is determined by setting a weighted parameter  $V_1$  to minimize the weighted sum of transmission energy consumption and buffer queue length. In offloading decision stage, the stochastic optimization is converted to a deterministic optimization problem based on Lyapunov optimization method. Specifically, at each time slot, the theoretical expressions of optimal relay calculation frequency, relay transmission power and remote calculation frequency are obtained under the constraint of task buffer queue stability. Simulation results show that the energy optimization strategy can effectively reduce the long-term average energy consumption under the constraint of buffer queue stability, and converge to the optimal solution obtained by exhaustive searching. Besides, the weight of energy consumption and waiting time can be changed by adjusting the values of parameters  $V_1$  and  $V_2$  in algorithm.

**Keywords** Mobile edge computing, Relay selection, Buffer queue, Offloading decision, Energy optimization

基金项目:国家自然科学基金(62141602);福建省自然科学基金(2021J011002, 2021J011004, 2020J01813)

This work was supported by the National Natural Science Foundation of China(62141602) and Natural Science Foundation of Fujian Province (2021J011002, 2021J011004, 2020J01813).

通信作者:张文杰(zhan0300@ntu.edu.sg)

## 1 引言

随着移动智能技术的发展,数据量急剧增加,计算密集型应用(如智慧教室、在线游戏以及 3D 建模等)需要更多的资源用于数据存储和分析,然而现有移动设备由于自身计算资源有限,无法有效地满足用户对延迟、能耗和可靠性等方面的高要求<sup>[1]</sup>,使得移动网络面临巨大的挑战<sup>[2-3]</sup>。

云计算模式虽然可以提供强大的存储和计算能力,处理高能耗、高复杂度的计算任务,但是云端与用户之间距离较远,会在传输链路中产生大量不必要的能耗和时延。因此,为有效缓解未来网络面临的低时延、高负荷和高移动性等方面的挑战,解决智能应用和设备资源有限的矛盾关系,移动边缘计算(Mobile Edge Computing, MEC)作为一种新型计算范式被提出<sup>[4]</sup>。MEC 允许移动设备将计算密集型任务卸载到边缘端,减少了远程数据的传输量,降低了网络对带宽和传输时延的要求,显著提高了用户体验。

在移动边缘计算环境中,由于边缘节点计算能力有限,可能无法在规定的时间内完成大型的计算任务。另一方面,由于通信距离受限,用户可能超出计算资源充足的 MEC 服务器的覆盖范围。针对上述问题,研究人员提出基于中继辅助的 MEC 系统模型<sup>[5-6]</sup>。具有中继辅助的 MEC 系统是指将邻近的边缘节点作为中继,协助源节点将任务转发至目的节点,扩大通信范围,提高链路传输能力,降低信号中断概率。因此基于中继辅助 MEC 系统模型近来受到广泛的关注。例如,文献[7]考虑仅包含一个用户节点、一个中继节点和一个远端节点的中继辅助 MEC 系统,并针对部分卸载和二进制卸载两种情况来优化计算和通信资源的分配,在计算延迟约束的条件下最小化系统总能耗。文献[8]研究两个用户在中继节点辅助下共享计算结果的场景,综合考虑卸载率、处理器速度等因素,提出了一种正交频带混合中继的方法来进行计算和通信资源的分配,以满足不同用户的需求。中继选择也是中继辅助 MEC 系统中的关键热点问题之一。文献[9]引入延迟中断概率来评估中继计算能力对链路通信的影响,提出了一种综合考虑中继节点通信能力和计算能力的中继选择方案。文献[10]提出了一种序列中继-远端节点选择和卸载(SRSO)算法,在每个阶段利用动态规划来指定何时停止服务器发现并执行计算卸载。文献[11]研究 D2D(device-to-device)中继辅助通信的蜂窝系统,在保证用户服务质量的条件下,提出了一种优化能效的算法。为了有效提高资源利用率和网络容量,文献[12]以无线接入点(WAP)为中继,将计算任务卸载到 MEC 服务器,通过联合优化中继选择和资源分配,最大限度地降低系统的总能耗,满足智能设备(Smart Devices, SDs)对时延的要求。

然而上述工作并未考虑实时任务的随机性。由于用户端产生的任务具有不确定性,在保证系统内各个边缘节点稳定的前提下,如何最小化 MEC 系统长期平均能耗是亟需研究的关键问题。为了最小化长期平均能耗,文献[13]将本地计算和任务卸载表述为约束优化问题,通过动态电压和频率缩放(DVFS)技术最小化本地执行能耗,优化计算卸载能耗。文献[14]基于马尔可夫决策过程提出了一种随机任务调度策略,在功率约束下最小化延迟。该策略适用于单用户场景的 MEC 系统。文献[15]研究具有多核移动设备的单用户 MEC

系统中能耗和延迟的权衡问题,提出了一种基于 Lyapunov 优化的云卸载和云执行调度方案,并证明了其在平均功耗和平均队列长度方面的性能界限。文献[16]提出了基于李雅普诺夫优化的动态计算卸载(Lyapunov optimization-based dynamic computation offloading, LODCO)算法,该算法不仅能有效解决任务到达的随机性问题,还有助于稳定能量收集系统。然而上述文献仅考虑源子系统和目的子系统,忽略了中继子系统在通信距离和计算资源受限时的重要性,仅适用于传统的 MEC 系统。

因此,在任务缓冲队列稳定性约束下,综合考虑中继选择和中继卸载决策,最小化中继辅助 MEC 系统的长期平均能耗是很值得研究的问题,目前尚无该方面的相关成果。为此,本文研究一个包含多用户和多个中继节点的 MEC 系统,通过综合考虑中继选择和缓冲队列稳定性,建立长期平均能耗最小化问题。该问题为混合整数随机优化问题,本文将其分为中继选择和中继决策两个阶段,并分别引入用户能耗与缓冲队列权重参数  $V_1$  以及 MEC 能耗与队列权重参数  $V_2$  来动态调整每个阶段对不同因素的重视程度。本文提出的优化方法不仅能收敛到极限搜索的最优解,还可以根据实际需要,对能耗和时延的权衡进行动态调整。仿真结果表明,  $V_1$  在一定范围内能有效调节用户能耗和系统队列的重视程度,  $V_2$  也能有效调节 MEC 能耗和系统队列的重视程度,从而验证本文提出的优化方法的有效性。

## 2 系统模型和问题建模

本节首先介绍系统模型,然后给出用于本地计算、中继计算和远程计算的能耗和任务缓冲队列公式。

### 2.1 系统模型

本文考虑的中继辅助 MEC 系统由多个用户、多个中继节点(Relay Node, RN)以及一个远端服务器(Remote Server, RS)组成,如图 1 所示。

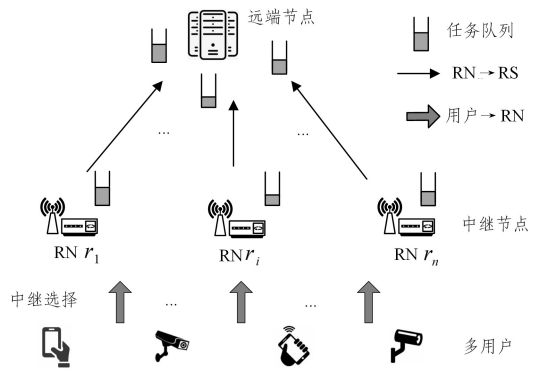


图 1 多用户和多个中继服务器的 MEC 系统

Fig. 1 Multi-user and multi-relay server MEC system

令  $U = \{u_i | i = 1, 2, \dots, n\}$  表示用户的集合,  $R = \{r_j | j = 1, 2, \dots, m\}$  表示中继节点的集合。本文用  $i$  和  $j$  分别表示用户和 RN 的索引。由于任务随机到达,用户需要在本地计算和任务卸载之间做出决策。RN 为请求服务的用户提供一个共用的任务缓冲区队列,来存放到达 RN 但尚未被执行的任务。因此当多个用户选择同一个 RN 时,任务根据到达顺序先后进入缓冲区排成队列。用户对 RN 的信道条件、计算能力以及任务缓冲区队列长度进行评估,若选择进行任务卸载,则从 RN 集合中选择最优的中继节点来执行。

在实际应用中,不同的 RN 节点接收到的任务量不同,队列长度也不同。在中继选择阶段,为了均衡每个中继节点的队列压力,需着重考虑队列长度。另一方面,当 RN 缓冲区队列随着任务量的增多越来越长时,如何缓解中继节点的队列压力也是亟需解决的问题。为缓解队列压力,在满足 MEC 服务器任务缓冲区队列稳定性约束下,本文进一步考虑将一个 RS 卸载服务器作为多个 RN 的辅助节点,为每个 RN 提供一个独立的缓冲队列(如图 1 所示)。本文假设系统在一个时间线中运行,其时间线被离散化为每个时刻  $t \in \Gamma = \{0, 1, 2, \dots, T\}$ 。令每个时刻  $t = \tau \text{ms}$ ,用户需要在每个时刻  $\tau$  内根据信道条件、计算能力以及任务缓冲区队列长度对中继集合内的 RN 节点做出选择,并决定是将任务放置在本地计算还是进行卸载。此外, RN 也需要在每个时刻  $\tau$  内及时做出决策,是将任务继续放置在缓冲区中等待,还是将任务上传至 RS。因此,本文提出的平均能耗最小化联合优化算法主要包含中继节点选择和中继卸载决策。对用户  $u_i$ ,详细流程可分为以下 5 个阶段:

阶段 1 在当前时刻生成随机任务,从中继集合中选择中继节点,当没有适用的 RN 时,进入阶段 2;当存在 RN 可用时,做出最优卸载决策,进入阶段 3。

阶段 2 将当前时刻生成的任务在用户本地完成计算,进入  $t+1$  时刻,重新开始阶段 1。

阶段 3 用户将任务完全卸载至 RN 缓冲区等待处理,进入阶段 4。

阶段 4 根据优化算法,每个 RN 中继节点做出卸载决策,是将计算任务留在 RN 缓冲队列等待计算,还是继续上传至 RS,进入阶段 5。

阶段 5 更新每个中继节点的缓冲区队列长度,重新开始阶段 1。

## 2.2 问题建模

(1)本地计算模型:本文考虑任务完全卸载模型,当执行中继卸载时,用户需从中继节点集合中选择一个 RN,将任务完全卸载至 RN,反之,当中继节点的任务量过重或者缓冲队列过长时,任务需要在本地完成计算。为此,引入一个二进制变量  $y_{ij}(t)$  用以描述用户  $u_i$  是否在 RN 的帮助下卸载数据。 $y_{ij}(t)=1$  表示用户  $u_i$  在  $t$  时刻将任务卸载至  $r_j$ ,反之  $y_{ij}(t)=0$ 。本文进一步引入一个额外状态  $y_{i0}(t)=1$  来表示用户  $u_i$  没有找到合适的 RN,无法将任务进行卸载,只能在本地完成计算。因此, RN 服务器选择可表示为:

$$\sum_{j=0}^m y_{ij}(t) = 1, y_{ij}(t) \in \{0, 1\}, t \in \Gamma \quad (1)$$

令  $A_i(t)$  为用户  $u_i$  在  $t$  时刻生成的随机任务量,随机任务在区间  $[A_{i,\min}, A_{i,\max}]$  均匀分布 (*iid*)。  $\kappa_i$  表示用户  $u_i$  依赖于芯片结构的有效开关电容,  $C_0$  表示本地计算频率,  $g_i$  表示用户  $u_i$  执行 1 比特所需要的 CPU 周期数。当任务只能在本地完成计算时,计算能耗可表示为:

$$\epsilon_{user,i}(t) = \kappa_i C_0^3 g_i A_i(t) \quad (2)$$

(2)RN 计算模型:当用户  $u_i$  选择中继节点  $r_j$  作为辅助节点后,需要将任务卸载至  $r_j$  上执行。此时,中继节点  $r_j$  的能量消耗主要包括:1)数据从用户  $u_i$  传输到中继节点  $r_j$  消耗的能量;2)任务在  $r_j$  上执行消耗的能量。用  $d_{ij}$  表示用户  $u_i$  与  $r_j$  之间的距离,则路径损耗系数为  $1/(1+d_{ij}^\alpha)$ ,其中,  $\alpha$  为常数<sup>[9]</sup>,表示路径损耗指数,  $\alpha > 2$ 。根据香农公式,数据由  $u_i$

传输到  $r_j$  的能耗可表示为:

$$\epsilon_{ij}^{\text{tran}}(t) = p_{i0} \frac{A_i(t)}{\omega \log_2 \left( 1 + \frac{p_{i0} |h_{ij}|^2}{(1+d_{ij}^\alpha)\sigma^2} \right)} \quad (3)$$

其中,  $\omega$  为信道带宽,  $p_{i0}$  为每个用户  $u_i$  固定的传输功率,  $\sigma^2$  是加性高斯白噪声(AWGN)的方差,  $h_{ij}$  表示用户  $u_i$  传输到  $r_j$  的信道衰落系数。

令中继节点  $r_j$  的 CPU 周期频率为  $C_j(t)$ ,该频率不能超过最大值  $C_j^{\max}$ 。为简化分析,本文假设  $m$  个中继节点具有相同的  $C_j^{\max}$ 。因此,可计算的任务量  $\mathcal{F}_j^{\text{cal}}(t)$  存在最大值  $\mathcal{F}_j^{\text{cal,max}}$ 。令  $g_j$  表示中继节点  $r_j$  执行 1 比特所需要的 CPU 周期数,  $\kappa_j$  表示  $r_j$  依赖于芯片结构的有效开关电容。则在第  $t$  时刻  $r_j$  可计算的任务量  $\mathcal{F}_j^{\text{cal}}(t)$  和完成该计算任务的能耗可分别表示为:

$$\mathcal{F}_j^{\text{cal}}(t) = \tau g_j^{-1} C_j(t) \quad (4)$$

$$\epsilon_j^{\text{cal}}(t) = \kappa_j C_j^3(t) \tau \quad (5)$$

在  $t$  时刻,中继节点  $r_j$  的总能耗可表示为:

$$\epsilon_{\text{relay},j}(t) = \sum_{i=1}^m \epsilon_{ij}^{\text{tran}}(t) + \epsilon_j^{\text{cal}}(t) \quad (6)$$

(3)RS 计算模型:当中继节点的缓冲队列太长,任务可以继续上传至远端的 RS 上执行,此时的能耗同样包括传输能耗和计算能耗两部分。根据香农公式,  $t$  时刻的任务传输量  $\mathcal{F}_{r,j}(t)$  和传输能耗可分别表示为:

$$\mathcal{F}_{r,j}(t) = \omega \tau \log_2 \left( 1 + \frac{p_{rx,j}(t) |h_j|^2}{(1+d_j^\alpha)\sigma^2} \right) \quad (7)$$

$$\epsilon_{rx,j}(t) = p_{rx,j}(t) \tau \quad (8)$$

其中  $p_{rx,j}(t)$  为中继节点  $r_j$  的传输功率,  $h_j$  是中继节点  $r_j$  和 RS 之间信道的衰落系数,  $d_j$  是中继节点  $r_j$  与 RS 之间的距离。每个时刻里,任务传输量  $\mathcal{F}_{r,j}(t)$  存在最大值  $\mathcal{F}_{r,j,\max}$ 。

假设  $t$  时刻 RS 的 CPU 周期频率为  $C_d(t)$ ,该频率不能超过最大值  $C_d^{\max}$ 。因此,可计算的任务量  $\mathcal{F}_d^{\text{cal}}(t)$  存在最大值  $\mathcal{F}_d^{\text{cal,max}}$ 。令  $g_d$  表示 RS 完成 1 比特任务所需要的 CPU 周期数,  $\kappa_d$  表示 RS 依赖于芯片结构的有效开关电容。RS 在  $t$  时刻可计算的任务量  $\mathcal{F}_d^{\text{cal}}(t)$  和完成该计算任务的能耗可分别表示为:

$$\mathcal{F}_d^{\text{cal}}(t) = \tau g_d^{-1} C_d(t) \quad (9)$$

$$\epsilon_d(t) = \kappa_d C_d^3(t) \tau \quad (10)$$

在  $t$  时刻,RS 消耗的总能耗为:

$$\epsilon_{\text{remote}}(t) = \sum_{j=1}^m \epsilon_{rx,j}(t) + \epsilon_d(t) \quad (11)$$

(4)队列模型:当用户完成中继选择,并做出最优卸载决策后,用户将计算任务卸载至当前时刻选择的中继节点  $r_j$ ,到达  $r_j$  但尚未执行的任务将在具有足够大容量的任务缓冲区中排队。经过中继选择后,到达 RN 的任务量  $B_j(t)$  可表示为:

$$B_j(t) = \sum_{i=1}^m y_{ij}(t) A_i(t) \quad (12)$$

其中,到达 RN 的任务量  $B_j(t)$  存在最大值  $B_{j,\max}$ 。当到达的任务量  $B_j(t)$  大于  $B_{j,\max}$  时,中继节点  $r_j$  将拒绝任务卸载。假设中继节点  $t$  时刻的队列长度为  $\zeta(t) = [\zeta_1(t), \zeta_2(t), \dots, \zeta_m(t)]$ ,其中  $\zeta_j(t)$  表示中继节点  $r_j$  的队列长度。根据  $t$  时刻进出队列的情况,节点  $r_j$  在  $t+1$  时刻的队列长度可表示为:

$$\zeta_j(t+1) = \max\{\zeta_j(t) - \mathcal{F}_j^{\text{cal}}(t) - \mathcal{F}_{r,j}(t), 0\} + B_j(t), t \in \Gamma \quad (13)$$

远端服务器 RS 为每个有任务请求的中继节点维护一个独立的任务缓冲区。假设在  $t$  时刻, RS 为  $m$  个 RN 提供的缓冲区的队列长度为  $\eta(t) = [\eta_1(t), \eta_2(t), \dots, \eta_m(t)]$ , 根据  $t$  时刻任务进出队列的情况, 中继节点  $r_j$  对应的缓冲队列在  $t+1$  时刻的长度可表示为:

$$\eta_j(t+1) = \max\{\eta_j(t) - \mathcal{F}_j^{\text{cal}}(t), 0\} + \min\{\max\{\zeta_j(t) - \mathcal{F}_j^{\text{cal}}(t), 0\}, F_{r,j}(t)\}, t \in \Gamma \quad (14)$$

### 2.3 性能指标

本文主要考虑在中继选择和任务缓冲队列长度约束下, 用户、RN 和 RS 服务器任务执行过程的能耗最小化问题。本文将能耗放置于单个时间片  $\tau$  内进行考虑, 因此当总时间线  $T$  趋于正无穷大时, 系统总能耗可表示为:

$$\epsilon = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} \sum_{t=0}^{T-1} E[\epsilon_{\Sigma}(t)] \quad (15)$$

其中,  $\epsilon_{\Sigma}(t)$  表示为:

$$\epsilon_{\Sigma}(t) = \sum_{j=0}^m (1 - y_{j0}) [\epsilon_{\text{relay},j}(t) + \epsilon_{\text{remote},j}(t)] + \sum_{i=1}^n y_{i0} \epsilon_{\text{user},i}(t) \quad (16)$$

根据利特尔定律<sup>[17]</sup>可知, 每个中继节点 RN 和 RS 所经历的平均执行延迟与其在 MEC 系统中等待的任务数量成正比, 即与 RN 和 RS 服务器的任务缓冲区队列总长度成正比。因此, 可将系统内所有 RN 和 RS 上联合卸载的任务缓冲区队列总长度作为执行延迟的度量, 表示为:

$$Q = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} \sum_{t=0}^{T-1} \sum_{j=1}^m E[\zeta_j(t) + \eta_j(t)] \quad (17)$$

在该系统中, 每个用户需要在每个时刻  $t \in \Gamma = \{0, 1, 2, \dots, T\}$  做出卸载决策。由于不同的 RN 性能存在差异, 用户需要进行最优选择, 以最小化能耗。用户  $u_i$  需要根据信道条件、计算能力以及  $t$  时刻的任务缓冲队列长度  $[\zeta_j(t), h_{ij}, d_{ij}]$  做出中继选择决策  $y_{ij}(t)$ 。此外, 为缓解中继节点的队列压力, 当中继节点的缓冲队列太长时, 可将任务卸载至远端的 RS 上执行。为最小化系统能耗, 中继节点需确定最优的中继计算频率、传输功率以及远程 RS 节点需要提供的计算频率, 记为  $\mathbf{W}(t) = [C_j(t), p_{tr,j}(t), C_d(t)]$ 。因此, 本文提出的基于中继选择和队列稳定的平均能耗最小化问题可表述为:

$$P_1 \min_{\{y_{ij}(t), \mathbf{W}(t)\}} \epsilon \quad (18)$$

$$\text{s. t. } 0 \leq p_{tr,j}(t) \leq p_{tr,\max}, 1 \leq j \leq m \quad (19)$$

$$0 \leq C_j(t) \leq C_{j,\max}, 1 \leq j \leq m \quad (20)$$

$$0 \leq C_d(t) \leq C_{d,\max} \quad (21)$$

$$\sum_{j=0}^m y_{ij}(t) = 1, y_{ij}(t) \in \{0, 1\}, 1 \leq i \leq n \quad (22)$$

$$\lim_{T \rightarrow \infty} \frac{E[|\zeta_j(T)|]}{T} = 0, 1 \leq j \leq m \quad (23)$$

$$\lim_{T \rightarrow \infty} \frac{E[|\eta_j(T)|]}{T} = 0, 1 \leq j \leq m \quad (24)$$

其中, 约束(19)表示中继节点  $r_j$  的传输功率范围, 约束(20)和(21)分别表示 RN 和 RS 的计算频率范围, 约束(22)表示用户  $u_i$  的完全卸载策略, 约束(23)和(24)分别表示 RN 和 RS 的队列长度稳定性约束。

### 3 算法设计

问题  $P_1$  为包含 4 组决策变量的混合整数非线性规划问题,  $[y_{ij}(t), C_j(t), p_{tr,j}(t), C_d(t)]$  为 4 组决策变量, 由于  $y_{ij}(t)$  与用户选择中继的结果相关,  $[C_j(t), p_{tr,j}(t), C_d(t)]$  与中继

做出卸载决策相关, 因此为求解该问题, 可以分别对决策变量进行两阶段求解。本文将  $P_1$  分解为用户选择最优中继节点和中继制定最优卸载决策两个阶段。第一个阶段通过最小化传输能耗和缓冲队列长度的加权和来确定用户的中继选择决策  $y_{ij}(t)$ ; 第二阶段利用李雅普诺夫优化(Lyapunov optimization)算法得到中继卸载决策  $\mathbf{W}(t) = [C_j(t), p_{tr,j}(t), C_d(t)]$ 。

#### 3.1 用户选择最优中继

当集合内存在可用中继节点时, 每个用户需从集合中选择一个 RN 执行任务卸载。该选择策略需要综合考虑用户与中继节点间的信道条件以及中继节点的任务缓冲区队列长度, 不同类型的用户对传输能耗和任务卸载后的等待计算时长(即缓冲区队列长度)重视程度不同, 为此引入  $V_1$  (bits  $\cdot$   $W^{-1}$ ) 作为最优中继选择阶段的权重参数, 用来调节两个重视程度的指标。因此, 最优中继选择阶段以传输能耗和缓冲区队列长度的加权和作为选择依据, 如下所示:

$$S_{ij}(t) = V_1 \epsilon_{ij}^{\text{ran}}(t) + \zeta_j(t) \quad (25)$$

用户  $u_i$  的中继选择策略可表示为:

$$\phi_i(t) = \{y_{i1}(t), y_{i2}(t), \dots, y_{im}(t)\} \quad (26)$$

综上, 满足传输能耗和等待计算时长权衡最小的中继选择策略可表示为:

$$\phi_i^*(t) = \arg \min_{\phi_i(t)} S_{ij}(t) \quad (27)$$

#### 3.2 中继制定最优卸载

在阶段 1 完成中继选择后, 用户将任务卸载至中继节点的缓冲队列, 当缓冲队列太长时, 任务将继续卸载至远端的 RS。中继卸载阶段需确定 RN 的计算频率和传输功率以及远程 RS 的计算频率。本节将联合李雅普诺夫优化算法来求解中继选择之后的  $P_1$ , 在每个时刻通过将随机优化问题转化为确定性问题进行求解。令  $\Theta(t) = [\zeta(t), \eta(t)]$  表示  $t$  时刻 RN 和 RS 任务缓冲区中队列的集合, 则二次李雅普诺夫函数和李雅普诺夫漂移函数可分别定义为<sup>[18]</sup>:

$$L(\Theta(t)) = \frac{1}{2} \sum_{j=1}^m [\zeta_j^2(t) + \eta_j^2(t)] \quad (28)$$

$$\Delta(\Theta(t)) = E[L(\Theta(t+1)) - L(\Theta(t))] | \Theta(t) \quad (29)$$

进一步, 可将李雅普诺夫漂移加罚函数表示为:

$$\Delta_V(\Theta(t)) = \Delta(\Theta(t)) + V_2 \cdot E[\epsilon_{\Sigma}(t) | \Theta(t)] \quad (30)$$

其中,  $V_2$  (bits<sup>2</sup>  $\cdot$   $W^{-1}$ ) 为引入中继制定最优卸载决策阶段的权重系数。

**引理 1** 对任意区间范围内的参数,  $\mathbf{W}(t)$  中包含的所有参数存在一个上限值。

证明: 通过对 RN 任务缓冲区队列长度进行平方, 并根据式(13)、式(14)可得:

$$\begin{aligned} \zeta_j^2(t+1) &= B_j^2(t) + (\max\{\zeta_j(t) - \mathcal{F}_j^{\text{cal}}(t) - \mathcal{F}_{r,j}(t), 0\})^2 + \\ &\quad 2B_j(t) \max\{\zeta_j(t) - \mathcal{F}_j^{\text{cal}}(t) - \mathcal{F}_{r,j}(t), 0\} \\ &\leq (\zeta_j(t) - \mathcal{F}_j^{\text{cal}}(t) - \mathcal{F}_{r,j}(t))^2 + B_j^2(t) + \\ &\quad 2B_j(t) \zeta_j(t) \\ &= \zeta_j^2(t) + (\mathcal{F}_j^{\text{cal}}(t) + \mathcal{F}_{r,j}(t))^2 + B_j^2(t) - \\ &\quad 2\zeta_j(t) (\mathcal{F}_j^{\text{cal}}(t) + \mathcal{F}_{r,j}(t) - B_j(t)) \end{aligned} \quad (31)$$

对 RS 中的任务缓冲区进行类似的操作可得

$$\begin{aligned} \eta_j^2(t+1) &\leq (\max\{\eta_j(t) - \mathcal{F}_d^{\text{cal}}(t), 0\} + \mathcal{F}_{r,j}(t))^2 \\ &= (\max\{\eta_j(t) - \mathcal{F}_d^{\text{cal}}(t), 0\})^2 + \mathcal{F}_{r,j}^2(t) + \\ &\quad 2\mathcal{F}_{r,j}(t) \max\{\eta_j(t) - \mathcal{F}_d^{\text{cal}}(t), 0\} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} &\leq (\eta_j(t) - \mathcal{F}_d^{\text{cal}}(t))^2 + \mathcal{F}_{r,j}^2(t) + 2\mathcal{F}_{r,j}(t)\eta_j(t) \\ &= \eta_j^2(t) - 2\eta_j(t)(\mathcal{F}_d^{\text{cal}}(t) - \mathcal{F}_{r,j}(t)) + \mathcal{F}_{r,j}^2(t) + \\ &\quad (\mathcal{F}_d^{\text{cal}}(t))^2 \end{aligned} \quad (32)$$

由于  $L(\Theta(t+1)) - L(\Theta(t)) = \frac{1}{2} \sum_{j=1}^m [\zeta_j^2(t+1)] + \frac{1}{2} \sum_{j=1}^m [-\zeta_j^2(t) + \eta_j^2(t+1) - \eta_j^2(t)]$ , 因此由式(31)、式(32)可得:

$$\begin{aligned} \Delta(\Theta(t)) &\leq \frac{1}{2} \sum_{j=1}^m [(\mathcal{F}_{j,\max}^{\text{cal}} - \mathcal{F}_{r,j,\max})^2] + \frac{1}{2} \sum_{j=1}^m [(\mathcal{F}_{d,\max}^{\text{cal}})^2 + \\ &\quad \mathcal{F}_{r,j,\max}^2 + B_{j,\max}^2] - E[\sum_{j=1}^m \zeta_j(t)(\mathcal{F}_j^{\text{cal}}(t) + \mathcal{F}_{r,j}(t) - \\ &\quad B_j(t) | \Theta(t))] - E[\sum_{j=1}^m \eta_j(t)(\mathcal{F}_d^{\text{cal}}(t) - \\ &\quad \mathcal{F}_{r,j}(t) | \Theta(t))] \end{aligned} \quad (33)$$

由此可见, 上限值常数 D 的表达式为:

$$\begin{aligned} D &= \frac{1}{2} \sum_{j=1}^m [(\mathcal{F}_{j,\max}^{\text{cal}} - F_{r,j,\max})^2 + F_{r,j,\max}^2] + \\ &\quad \frac{1}{2} \sum_{j=1}^m [(\mathcal{F}_{d,\max}^{\text{cal}})^2 + B_{j,\max}^2] \end{aligned} \quad (34)$$

根据李雅普诺夫优化, 通过最小化时刻内漂移加罚函数  $\Delta(\Theta(t)) + V_2 \cdot E[\epsilon_\Sigma(t) | \Theta(t)]$  的上界来获得  $P_1$  的近似最优解, 可得:

$$\begin{aligned} \Delta_V(\Theta(t)) &\leq D + V_2 \cdot E[\epsilon_\Sigma(t) | \Theta(t)] - E[\sum_{j=1}^m \zeta_j(t)(\mathcal{F}_j^{\text{cal}}(t) + \\ &\quad F_{r,j}(t) - B_j(t) | \Theta(t))] - E[\sum_{j=1}^m \eta_j(t)(\mathcal{F}_d^{\text{cal}}(t) - \\ &\quad F_{r,j}(t) | \Theta(t))] \end{aligned} \quad (35)$$

基于上述分析, 可将确定性优化问题表示为:

$$P_2: \min - \sum_{j=1}^m \zeta_j(t)(\mathcal{F}_j^{\text{cal}}(t) + F_{r,j}(t)) - \sum_{j=1}^m \eta_j(t)(\mathcal{F}_d^{\text{cal}}(t) - F_{r,j}(t)) + V_2 \epsilon_\Sigma(t) \quad (36)$$

s. t. (19) - (24)

为获得确定性优化问题  $P_2$  的解决方案, 本文进一步将  $P_2$  分解为中继 RN 最优传输功率、中继最优计算频率和 RS 最优计算频率 3 个子问题。

(1) 中继最优传输功率: 在  $t$  时刻, 最优中继卸载传输功率  $p_{lr,j}(t)$  可以通过求解子问题  $TP_1$  来获得。

$$\begin{aligned} TP_1: \min &- \sum_{j=1}^m (\zeta_j(t) - \eta_j(t)) F_{r,j}(t) + V_2 \epsilon_{lr,j}(t) - \\ &\sum_{j=1}^m (\zeta_j(t) - \eta_j(t)) \omega \tau \log_2 \left( 1 + \frac{p_{lr,j}(t) |h_j|^2}{(1+d_j^*) \sigma^2} \right) - \\ &\sum_{j=1}^m V_2 p_{lr,j}(t) \tau \end{aligned} \quad (37)$$

s. t. (19)

通过对式(37)进行求导, 可得到  $p_{lr,j}(t)$  的极值为:

$$p_{lr,j}(t) = \max \left\{ \min \left\{ \frac{\omega(\zeta_j(t) - \eta_j(t))}{V_2 \ln 2} - \frac{(1+d_j^*) \sigma^2}{|h_j|^2}, p_{lr,\max} \right\}, 0 \right\} \quad (38)$$

(2) 中继最优计算频率: 在  $t$  时刻, 中继最优计算频率可通过解决子问题  $TP_2$  来获得。

$$\begin{aligned} TP_2: \min &- \sum_{j=1}^m \zeta_j(t) \mathcal{F}_j^{\text{cal}}(t) + V_2 \epsilon_j^{\text{cal}}(t) \\ &= - \sum_{j=1}^m \zeta_j(t) \tau g_d^{-1} C_j(t) + V_2 \kappa_j C_j^3(t) \tau \end{aligned} \quad (39)$$

s. t. (20)

通过对式(39)求导, 可得到  $C_j(t)$  的极值为:

$$C_j(t) = \min \left\{ \sqrt{\frac{\zeta_j(t)}{3V_2 \kappa_j g_j}}, C_{j,\max} \right\} \quad (40)$$

(3) RS 最优计算频率: 在  $t$  时刻, RS 最优计算频率可通过解决子问题  $TP_3$  来获得。

$$\begin{aligned} TP_3: \min &- \sum_{j=1}^m \eta_j(t) \mathcal{F}_j^{\text{cal}}(t) + V_2 \epsilon_d(t) \\ &= - \sum_{j=1}^m \eta_j(t) \tau g_d^{-1} C_d(t) + V_2 \kappa_d C_d^3(t) \tau \end{aligned} \quad (41)$$

s. t. (21)

通过对式(41)求导获得  $C_d(t)$  的极值为:

$$C_d(t) = \min \left\{ \sqrt{\frac{\eta_j(t)}{3V_2 \kappa_d g_d}}, C_{d,\max} \right\} \quad (42)$$

综上所述, 本文将所提出的基于中继选择和缓冲队列稳定的平均能耗最小化优化算法总结如下, 该算法需要在每个时刻做出中继选择和卸载决策。

### 3.3 算法描述

基于中继选择和缓冲队列稳定的平均能耗最小化优化算法如算法 1 所示。

#### 算法 1 $TP_X$

1. 获取各个节点之间对应的信道条件;
2. for  $t = 0 : T$
3. 输入: 每个用户各自产生随机任务, 获取上一个时刻的任务缓冲队列长度;
4. for  $i = 1 : n$
5. if 集合内暂无可用的中继节点
6. 当前时刻生成的任务在本地计算;
7. else
8. 用户根据信道条件和任务队列长度选择中继节点, 将任务传输至 RN;
9. end if
10. end for
11. for  $j = 1 : m$
12. 将任务卸载至远端的 RS, 并根据  $TP_1$ ,  $TP_2$  和  $TP_3$  获得中继最优传输功率、中继最优计算频率和 RS 最优计算频率;
13. 更新 RN 和 RS 队列, 进入  $t+1$  时刻;
14. end for
15. end for

## 4 仿真结果分析

仿真实验运行环境为 AMD R7, 16 GB 内存, 3.6 GHz CPU, 采用 Python 作为设计语言。为了模拟计算和通信环境的异构特性, 假设信道增益、距离和计算能力分别为区间  $[2.5 \times 10^{-4}, 7.5 \times 10^{-4}]$ ,  $[200, 800]$  m 和  $[0, 10]$  GHz 内的随机数。在实验过程中, 主要以时间作为横轴, 在用户中继选择和中继卸载决策两个阶段对系统总能耗和队列稳定性进行分析。

### 4.1 用户选择最优中继性能分析

为评估阶段 1 所提出的传输能耗和缓冲队列加权最小化 (Weighted Transmission energy and Buffer queue Minimization, WTBM) 的中继选择策略, 本节将 WTBM 与传输能耗最小化 (Transmission Energy Consumption Minimization, TECM) 选择策略和任务缓冲队列最小化 (Task Buffer Queue Minimization, TBQM) 选择策略进行比较。

传输能耗最小化 (TECM): 在式(25)中, 当  $V_1$  趋近于无穷大时  $S_{ij}(t) \approx V_1 \epsilon_{ij}^{\text{tran}}(t)$ ,  $S_{ij}(t)$  的大小仅取决于  $\epsilon_{ij}^{\text{tran}}(t)$ , 即每个时刻, 用户忽略任务缓冲队列, 从可用的中继集合中选择能够最小化传输能耗的节点执行任务卸载。

任务缓冲队列最小化 (TBQM): 在式(25)中, 当  $V_1$  趋近

于 0 时  $S_{ij}(t) \approx \zeta_j(t)$ ,  $S_{ij}(t)$  的大小仅取决于  $\zeta_j(t)$ , 即每个时刻, 用户在做中继选择时, 仅考虑最小化任务缓冲队列。

图 2—图 4 分别从总能耗、总缓冲队列和用户平均能耗 3 个方面进行比较。从图 2 可以看出, 本文算法的总能耗在每个时刻都优于其他两种算法, 同时经过一定时间后总能耗趋于稳定并收敛。图 3 描述系统总缓冲队列长度随时间的变化曲线。由图 3 可知, 在每个时刻  $t$ , 本文算法对应的总缓冲队列长度接近于最优缓冲队列选择方法, 并远远优于最小用户能耗选择方法, 同时经过一定时间后总缓冲队列趋于稳定并收敛。此外, 从图 4 可看出在每个时刻  $t$ , 本文算法得到的用户平均能耗接近于最小用户平均能耗选择方法, 并远远优于最优缓冲队列选择方法。

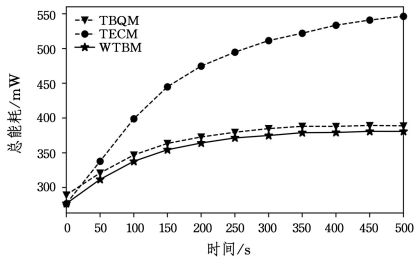


图 2 总能耗随时间变化对比

Fig. 2 Comparison of total energy consumption over time

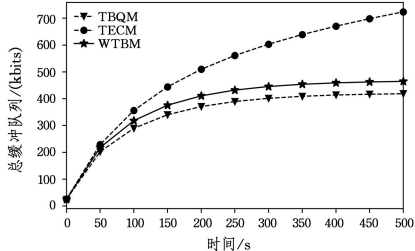


图 3 总缓冲队列随时间变化对比

Fig. 3 Comparison of total buffer queue over time

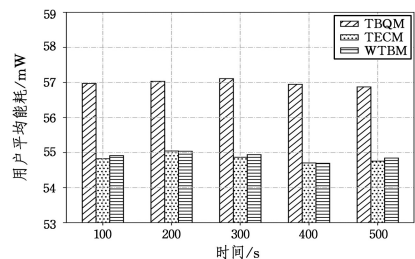


图 4 用户平均能耗随时间变化对比

Fig. 4 Comparison of user average energy consumption over time

综上所述, 本文提出的中继选择算法不仅在总能耗上低于其他两种算法, 还能在总缓冲队列和用户平均能耗上接近于最优缓冲队列选择方法和最小用户能耗选择方法。原因在于本文算法在中继选择阶段同时考虑用户传输能耗和任务缓冲队列, 并将  $V_1$  作为两个因素的权衡系数, 更有利于最小化系统能耗。本文算法在中继选择阶段不仅考虑了用户传输能耗, 还考虑到了任务缓冲队列的因素, 同时本文算法将  $V_1$  作为两个因素的权衡系数, 有利于最小化系统能耗。为分析  $V_1$  在用户中继选择阶段的调节作用, 图 5 和图 6 分别分析用户总能耗和系统总缓冲队列随横坐标时间的变化。  $V_1$  值越小, 表示用户能耗越被重视, 能耗会随着  $V_1$  的增大而减小, 相反, 总缓冲队列会随着  $V_1$  的增大而增大。而当  $V_1$  增大时, 则

表明用户能耗被重视程度降低, 能耗会随着  $V_1$  增大而增加。

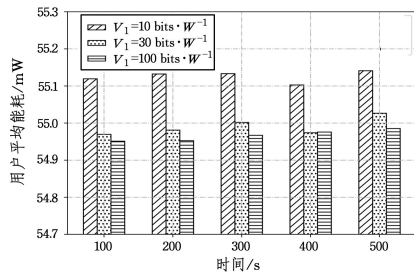


图 5 不同  $V_1$  下用户平均能耗分析

Fig. 5 Analysis of average energy consumption of users with different  $V_1$

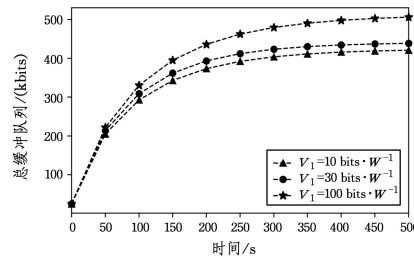


图 6 不同  $V_1$  下总缓冲队列分析

Fig. 6 Analysis of total buffer queue with different  $V_1$

为体现  $V_1$  参数对不同类型用户的能耗和等待时长的影响, 图 7 和图 8 给出了  $V_1$  变化下, 传输能耗和缓冲队列随时间的变化情况。如图 7 所示, 用户-1 的传输能耗随着  $V_1$  值增大而迅速减小; 用户-2 的传输能耗随着  $V_1$  减小而增大。用户对中继节点的选择是动态的, 因此单个用户  $V_1$  的变化无法在总缓冲队列中体现。为进一步观察  $V_1$  的变化对任务缓冲队列和等待时长的影响, 图 8 给出了当所有用户都调整  $V_1$  值的情况下, 总缓冲队列随时间的变化情况。由图 7 和图 8 可知,  $V_1$  的改变对不同用户的传输能耗和缓冲队列都具有一定的调节性。

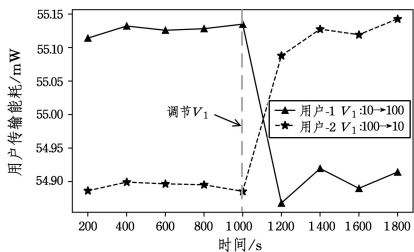


图 7 不同用户  $V_1$  的调节对用户传输能耗的影响

Fig. 7 Effect of  $V_1$  adjustment on user transmission energy consumption for different users

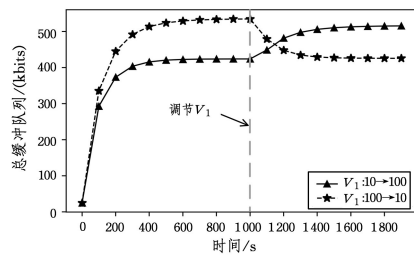


图 8 所有用户  $V_1$  的调节对总缓冲队列的影响

Fig. 8 Effect of  $V_1$  adjustment of all users on total buffer queue

## 4.2 中继卸载性能分析

本节通过调节中继卸载决策阶段的权重系数  $V_2$  分析

系统的总能耗和缓冲队列随时间的变化。为方便分析,令一个中继节点的缓冲队列和远程 RS 节点为其提供的缓冲队列为一个中继对,当任务队列起始值为 0 时,结果如图 7 和图 8 所示。从图中可以看出在一定的时间内,不同的权重系数  $V_2$  下,中继对的能耗和缓冲队列达到收敛点的速度不同,能耗值和缓冲队列的长度也不同。根据能耗的大小和缓冲队列长度可以发现,能耗与缓冲队列长度之间需要相互取舍。

图 9 和图 10 以用户数量作为横坐标,分析在不同的权重参数  $V_2$  下,总能耗和总缓冲队列长度随用户数量的变化,其他参数均不变。从图中可以看出,用户数量越大,总能耗和总缓冲队列也会越大。此外,权重系统  $V_2$  对总能耗和总缓冲队列的影响也会随着用户数量的增大而增大。由此可见,当用户数量越多时,权衡参数  $V_2$  的调节对能耗和缓冲队列重视程度的影响越大,更需要根据实际对能耗和队列重视情况对  $V_2$  进行调节。

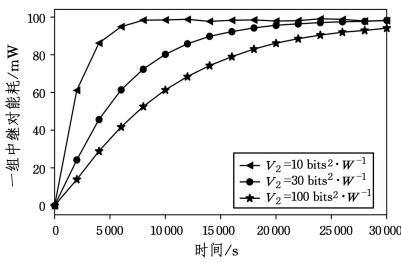


图 9 不同  $V_2$  下一组中继对能耗分析

Fig. 9 Analysis of energy consumption of a group of relay pairs with different  $V_2$

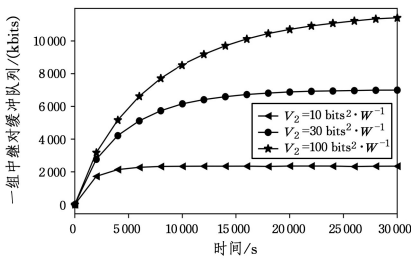


图 10 不同  $V_2$  下一组中继对缓冲队列分析

Fig. 10 Analysis of buffer queue of a group of relay pairs with different  $V_2$

### 4.3 算法有效性分析

本节在任务队列稳定的前提下,将所提的能量优化算法得到的结果与穷举搜索得到的结果进行比较。穷举搜索法同样以  $\Delta_V(\Theta(t))$  作为目标值,当任务队列起始值为 220 时,得到的结果如图 11 和图 12 所示。

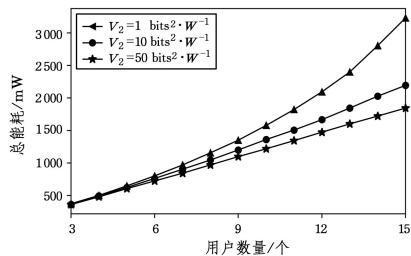


图 11 不同  $V_2$  下总能耗分析

Fig. 11 Analysis of total energy consumption of users with different  $V_2$

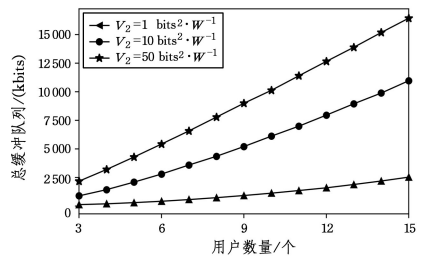


图 12 不同  $V_2$  下总缓冲队列分析

Fig. 12 Analysis of total buffer queue with different  $V_1$

由图 13 可知,随着时间的推移,优化算法得到的能耗可以收敛到穷举搜索得到的最小值。除此之外,任务缓冲队列也在不断接近穷举搜索得到的结果,如图 14 所示。因此,本文提出的能量优化策略能够在较小复杂度下得到近似穷举搜索的结果。

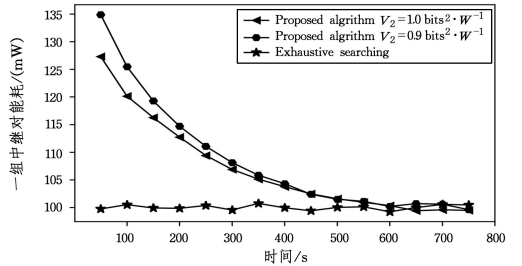


图 13 本文方法与穷举法搜索的能耗对比

Fig. 13 Comparison of energy consumption between the proposed algorithm and exhaustive searching

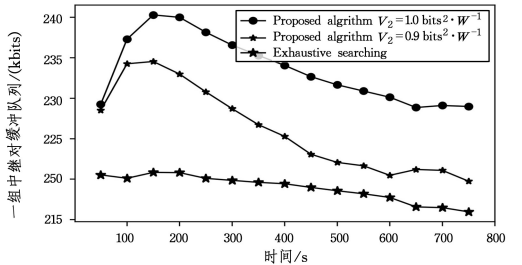


图 14 本文方法与穷举法搜索的任务队列对比

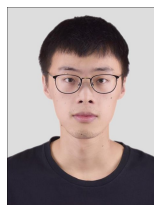
Fig. 14 Comparison of task queues between the proposed algorithm and exhaustive searching

**结束语** 传统中继辅助 MEC 系统仅考虑确定性任务,无法适应 MEC 复杂环境中实时任务的随机性。为此,本文在任务缓冲队列稳定性约束下,提出中继选择和中继卸载的能耗模型,通过优化中继计算频率、中继传输功率以及远程节点计算频率,最小化系统的长期平均能耗。仿真结果表明,该联合优化算法在队列稳定性约束下,能够有效降低系统的能耗。然而,本文中中继节点在传输任务时的功率被设为固定值,而随着时间的推移,中继节点的传输功率也会对能耗产生影响,需要动态调整。此外,当前实验主要基于 python 仿真,缺少实际场景的部署,未来将进一步尝试把本文的能耗优化策略应用到具体的场景中。

### 参考文献

[1] IMT-2020. 5G Vision and demand white paper V1.0[EB/OL]. [https://www.itu.int/dms\\_pub/itu-r/oth/0a/06/R0A060005D0001PDFE.pdf](https://www.itu.int/dms_pub/itu-r/oth/0a/06/R0A060005D0001PDFE.pdf).  
 [2] TIAN H, FAN S S, LV X C, et al. Mobile edge computing for

- 5G requirements[J]. Journal of Beijing University of Posts and Telecommunications, 2017(2):1-10.
- [3] MAO Y Y, YOU C S, ZHANG J, et al. A Survey on Mobile Edge Computing: The Communication Perspective [J]. IEEE Communications Surveys & Tutorials, 2017, 19(4):2322-2358.
- [4] SHI W S, ZHANG X Z, WANG Y F, et al. Edge computing: state-of-art and future directions[J]. Journal of Computer Research and Development, 2019, 56(1):73-93.
- [5] TANG X X, YANG W D, CAI Y M, et al. Overview of buffer-assisted relay selection schemes in cooperative communication [J]. Military Communication Technology, 2017, 38(1):35-40.
- [6] PENG L, SONG G. Literature Survey on Cooperative Device-to-Device Communication[M]. Springer International Publishing, 2014.
- [7] CAO X, WANG F, XU J, et al. Joint Computation and Communication Cooperation for Energy-Efficient Mobile Edge Computing[J]. IEEE Internet of Things Journal, 2018, 6(3):4188-4200.
- [8] CHEN X H, CAI Y L, SHI Q J, et al. Efficient Resource Allocation for Relay-Assisted Computation Offloading in Mobile-Edge Computing[J]. IEEE Internet of Things Journal, 2020, 7(3):2452-2468.
- [9] LIANG J, CHEN Z Y, LI C, et al. Delay Outage Probability of Multi-relay Selection for Mobile Relay Edge Computing System [C]//2019 IEEE/CIC International Conference on Communications in China (ICCC). IEEE, 2019.
- [10] CHEN C, GUO R Z, ZHANG W J, et al. Optimal sequential relay-remote selection and computation offloading in mobile edge computing[J]. Journal of Supercomputing, 2021, 78(1):1093-1116.
- [11] WANG X, JIN T, QIAN Z H, et al. Research on energy efficiency optimization algorithm of D2D relay-assisted communication [J]. Journal on Communications, 2020, 41(3):71-79.
- [12] LI Y, XU G G, YANG K, et al. Energy Efficient Relay Selection and Resource Allocation in D2D-Enabled Mobile Edge Computing[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2020, 69(12):15800-15814.
- [13] ZHANG W W, WEN Y G, GUAN K, et al. Energy-Optimal Mobile Cloud Computing under Stochastic Wireless Channel[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2013, 12(9):4569-4581.
- [14] LIU J, MAO Y Y, ZHANG J, et al. Delay-Optimal Computation Task Scheduling for Mobile-Edge Computing Systems [C] // IEEE. IEEE, 2016.
- [15] JIANG Z, MAO S. Energy Delay Trade-Off in Cloud Offloading for Multi-Core Mobile Devices [C] // GLOBECOM 2015-2015 IEEE Global Communications Conference. IEEE, 2015.
- [16] MAO Y Y, ZHANG J, LETAIEK K B, et al. Dynamic Computation Offloading for Mobile-Edge Computing With Energy Harvesting Devices[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2016, 34(12):3590-3605.
- [17] ROSS S M. Introduction to Probability Models[M]. Academic Press, 2014.
- [18] NEELY, MICHAEL J. Stochastic Network Optimization with Application to Communication and Queueing Systems[J]. Synthesis Lectures on Communication Networks, 2010, 3(1):211.



**CHEN Che**, born in 1996, master, is a member of China Computer Federation. His main research interest is mobile edge computing.



**ZHANG Wenjie**, born in 1984, Ph. D., professor, master supervisor. His main research interests include mobile edge computing and Internet of Things.