

带有卸载时延感知的边缘云增强FiWi网络节能机制

邹虹 高毅爽 闫俊杰*

(重庆邮电大学通信与信息工程学院 重庆 400065)
(重庆高校市级光通信与网络重点实验室 重庆 400065)

摘要: 边缘云增强光无线融合网络中, 存在传统节能机制与卸载业务不匹配的问题。该文提出一种带有负载转移的光网络单元卸载协同休眠机制。通过分析当前光网络单元负载, 结合无线域多跳传输时延和目标光网络单元的报告帧发送时刻, 进而确定休眠和目的光网络单元完成负载转移。然后光网络单元协同考虑边缘服务器的回传数据到达时刻和无线域控制帧的发送时刻, 选取最合适的休眠时长以减少控制开销。仿真结果表明, 所提机制在有效降低网络能耗的同时能保证卸载业务的时延性能。

关键词: 光无线融合网络; 移动边缘计算; 节能; 卸载协同休眠

中图分类号: TP393.04

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2019)02-0394-08

DOI: 10.11999/JEIT180274

Energy Saving Mechanism with Offload Delay Aware in Cloudlet Enhanced Fi-Wi Access Network

ZOU Hong GAO Yishuang YAN Junjie

(School of Telecommunication and Information Engineering, Chongqing University of Posts and Telecommunications, Chongqing 400065, China)

(Key Laboratory of Optical Communication and Network, Chongqing 400065, China)

Abstract: In cloudlet enhanced Fiber-Wireless (FiWi) access network, there is a problem that the traditional energy saving mechanism does not match the offload traffic. An offload collaboration sleep mechanism with load transfer is proposed. By analyzing the load of the optical network unit and combining the transmission delay of the multi-hop in the wireless domain and the sending time of the report frame of the target optical network unit, the proposed mechanism can determine the sleeping and the destination optical network unit to complete load transfer. Then, the optical network unit jointly considers the arrival time of the returned data of the edge servers and the sending time of the control frame in the wireless domain to select the optimal sleep duration and reduce the controlling overhead. Simulation results show that the proposed mechanism can effectively reduce the network energy consumption while ensuring the delay performance of offload traffic.

Key words: Fiber-Wireless (FiWi) access network; Mobile Edge Computing (MEC); Energy saving; Offload cooperative sleeping

1 引言

为解决移动终端(STA, STA)存储和计算

能力不足的问题, 移动边缘计算(Mobile Edge Computing, MEC)由欧洲电信标准协会于2014年率先提出。MEC允许STA将计算任务卸载到边缘服务器, 不仅满足了STA计算能力的扩展需求, 而且使STA使用周期延长^[1,2]。虽然MEC能增强移动用户体验, 但构建网络基础架构以支持MEC功能极具挑战^[3]。光无线融合网络(Fiber and Wireless integrated broadband access network, FiWi)作为一种由后端的无源光网络(Passive Optical Network, PON)和前端的无线网状网(Wireless Mesh Network, WMN)构成的新型接入网^[4], 成为MEC系统的网络构架重要解决方案之一^[5]。

收稿日期: 2018-03-23; 改回日期: 2018-11-08; 网络出版: 2018-11-15

*通信作者: 闫俊杰 cqupt2013yjj@sina.com

基金项目: 国家自然科学基金(61771082), 重庆市高校创新团队建设项目(CXTDX201601020), 重庆市教委科学技术研究项目(KJQN201800615)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (61771082), The Chongqing Funded Project of Chongqing University Innovation Team Construction (CXTDX201601020), The Science and Technology Research Program of Chongqing Municipal Education Commission (KJQN201800615)

作为5G关键技术之一^[6]，MEC的节能机制一直是当前的研究热点。在边缘云增强FiWi网络中，除了对传统业务进行带宽资源分配外，还需要对MEC业务分配额外的带宽，这不仅给光域ONU (Optical Network Unit, ONU)带来额外的工作时长，而且存在针对传统业务设计的节能机制与卸载业务不匹配的问题，所以在边缘云增强FiWi中设计有效的节能机制对降低整个网络能耗起着至关重要的作用。

为解决MEC系统下的资源分配不合理和能耗开销过大问题，文献^[7]提出了一种将集中云和MEC卸载过程结合到FiWi动态带宽分配(Dynamic Bandwidth Allocation, DBA)中的新型资源管理方案，能够有效地解决FiWi和MEC数据的共存问题，但是并没有从节约能耗的角度设计资源管理机制。文献^[8]提出一种能量有效的资源分配方法，在计算时延的约束条件下，将卸载业务的优先级问题转化为凸优化问题，使移动设备能耗加权和最小，对于推导出的优先级函数，根据其信道增益和本地计算能耗为用户产生的卸载业务分配优先级。文献^[9]提出的EECO卸载节能机制，对移动设备区分优先级，虽然能一定程度减少系统能耗，但是没有考虑卸载业务在具体网络构架中传输时给网络设备带来的能耗。文献^[10]提出了低负载ONU到激活ONU间的负载转移机制，目的在于使低负载节点进入休眠从而降低网络能耗，但是没有实现无线域终端设备的节能，并且该机制并没有考虑负载转移过程中的时延问题，这样并不适用于时延敏感的MEC业务。文献^[11]考虑在WOBAN中将终端设备与ONU-AP进行同步休眠并结合DBA算法进行模块化休眠，但该方法只是针对传统数据传输时实现节能，并不适用于边缘云增强FiWi网络中卸载业务的传输过程。

针对以上问题，本文提出一种带有负载转移的ONU卸载协同休眠机制(Offload Collaboration sleep mechanism with Load Transfer, OCLT)。针对上行方向，首先根据ONU处理MEC业务时的负载情况对ONU的休眠/唤醒门限做出动态修正，然后利用唤醒门限和卸载业务转移时延两个约束条件，选取目的节点完成负载转移。针对下行方向，首先利用M/M/1排队模型分析卸载业务在MEC服务器的排队时延，并协同考虑无线域中继节点休眠时间，进而对ONU进行休眠调度，最大化休眠时长，从而提高网络能效。

2 带有时延感知的ONU负载转移机制

对于卸载业务，采用传统FiWi网络资源分配

机制会导致时隙分配不均匀，带宽分配不合理等问题，因此提出了一种云感知的资源管理机制^[12]。在此机制中，卸载业务在传统业务之外的时隙进行传输，由于时隙上的区分，且存在适用于传统业务的节能机制与MEC业务不匹配等问题，因此需要为MEC业务设计独立的节能机制。如果采用传统负载转移机制，满足休眠条件的ONU将负载转移到激活ONU后，目标ONU当前轮询周期内的活跃时间可能已经结束，包含带宽请求的控制帧已经发送，导致转移的业务需在目标ONU中缓存两个轮询周期才能上传至MEC服务器，可见，目标ONU的选取直接影响到MEC业务响应时延。为避免MEC业务时延性能恶化，本文在选取目标ONU时，将门限作为1级约束条件，并通过感知无线域多跳时延和目标ONU控制帧发送时刻，将转移时延作为2级约束条件，具体过程如下：

首先根据当前工作负载，对ONU进行集合划分。将MEC业务负载 L 小于休眠门限 ST 的ONU归入预备休眠集合 A ，记作 ONU_A^i 。将负载 L 高于 ST 的ONU归入备选目标集合 B ，记作 ONU_B^i 。在集合 B 中为 ONU_A^i 选取链路条件允许进行负载转移的目标ONU，记为集合 $P = \{ONU_P^1, ONU_P^2, \dots, ONU_P^n\}$ 。在集合 P 中为 ONU_A^i 选取目标ONU时，可能造成转移后的目标ONU负载过高，严重影响MEC业务QoS。因此目标节点需满足约束条件式(1)，将不满足条件的 ONU_P^j 从集合 P 中排除，得到通过门限约束条件确定的目标ONU集合 P_1 。若集合 P_1 为空集，则 ONU_A^i 保持活跃状态。反之，则进行下一步负载转移时延判断。

$$L_A^i + L_P^i \leq WT \quad (1)$$

由于动态轮询机制的存在，转移的数据可能在目标ONU的Report帧发送之后到达，造成转移的卸载业务带宽请求在下一个轮询周期才能发送给OLT，因此需要对MEC业务转移时延进行感知。负载转移过程中的时延即卸载业务从休眠ONU到目标ONU的转移时延。本文使用M/M/1模型对WMN中的数据转发过程进行分析，链路 m 上传输容量为 C_m ，服务率表示为 μ_m ，到达率表示为 λ_m ， ρ_m 表示链路 m 上的负载，传输时延即为分组服务时延，表示为 $1/\mu_m$ ，时隙同步时延可表示为 $1/(2\mu_m C_m)$ ^[13]，M/M/1队列排队时延 D_q 可表示为

$$D_q = \rho_m / (\mu_m C_m - \lambda_m) \quad (2)$$

N 表示卸载业务转移所经过的链路跳数，因此卸载业务在负载转移过程中的时延可表示为

$$D_{wi}^{i-j} = \sum_{m=1}^N \left(\frac{1}{\mu_m} + \frac{1}{2\mu_m C_m} + \frac{\rho_m}{\mu_m C_m - \lambda_m} \right) \quad (3)$$

为满足时延敏感的MEC业务QoS需求,在该机制中要求负载转移的完成时刻小于目标ONU的Report帧发送时刻,目标ONU的Report帧发送时刻可以表示为式(4),且满足约束条件式(5)

$$D_{fi}^{i-j} = \sum_{n=i+1}^j (T_n + T_g) - T_g \quad (4)$$

$$D_{wi}^{i-j} < D_{fi}^{i-j} \quad (5)$$

式(4)中, T_n 为ONU $_n$ 所分配的时隙, T_g 为保护时隙。将满足式(5)的目标ONU集合记作集合 P_2 ,则进行负载转移的目标ONU $_P$ 选取可以用式(6)表示

$$ONU_P^j = \begin{cases} 0, P_1 \cap P_2 = \emptyset \\ \min D_{wi}^{i-j} \{M\}, P_1 \cap P_2 = M \end{cases} \quad (6)$$

若 $P_1 \cap P_2 = M = \{ONU_M^1, ONU_M^2, \dots, ONU_M^n\}$ 不为空集,则集合 M 中的ONU为同时满足门限约束条件和时延约束条件的目标ONU,最后集合 M 中选取 D_{wi}^{i-j} 最小的ONU作为目标ONU $_M^j$ 。由此机制确定的负载转移方法可有效减少MEC业务负载转移时产生的缓存时延。

本文考虑到业务驱动的FiWi数据具有较强动态特性,固定门限值的设定导致ONU休眠比的变化趋势无法较好适应网络中的负载变化情况,进而导致低负载时ONU休眠数量不足,造成能耗浪费;高负载时ONU休眠数量过多,造成网络拥塞,因此,本文根据MEC业务负载变化情况提出动态门限修正算法(Dynamic Threshold Modification Algorithm, DTMA),具体方法如下:

由于负载对时延的影响速率随负载的增大而增大,且随负载的减小,时延逐渐趋于横向平衡,因此其关系曲线可近似看成横向弛豫逆过程。弛豫点可由时延急剧变化时的负载 ρ_1 表示,考虑到负载接近于0时,网络仍存在物理链路传输时延 d_t ,进而,根据弛豫方程可得负载 ρ^{mec} 与端到端时延 d 的曲线关系,如式(7)所示

$$d = d_{max} \cdot \varepsilon(e^{\rho^{mec}/\rho_1} - 1 + d_t \cdot (e^{1/\rho_1} - 1)/d_{max}) \quad (7)$$

其中, d_{max} 为最大端到端时延, $\varepsilon(e^{\rho^{mec}/\rho_1} - 1 + d_t \cdot (e^{1/\rho_1} - 1)/d_{max})$ 为时延的归一化函数。分析式(7)可知,当负载较小时,网络时延较小且其变化趋势并不明显,可通过设置较大休眠和唤醒门限值让更多ONU进入休眠,在不影响时延的情况下节约更多能耗。当负载较大时,网络时延急剧变化,可通过减小休眠和唤醒门限值让更多ONU进入工作状态,以抑制时延恶化情况。因此,本文根据MEC业务负载变化对ONU的休眠唤醒门限值的设定做动态修正,具体方法如式(8),式(9)所示。

$$ST = ST \cdot \varepsilon(\exp(1 - \rho^{mec}/\rho_1) - 1 + d_t \cdot (e^{1/\rho_1} - 1)/d_{max}) \quad (8)$$

$$WT = WT \cdot \varepsilon(\exp(1 - \rho^{mec}/\rho_1) - 1 + d_t \cdot (e^{1/\rho_1} - 1)/d_{max}) \quad (9)$$

其中, ρ^{mec} 为当前轮询周期内的卸载业务负载,由于无线侧到达ONU的卸载业务最后会通过PON侧的DBA轮询机制传输到Cloudlet,因此将 ρ^{mec} 定义为

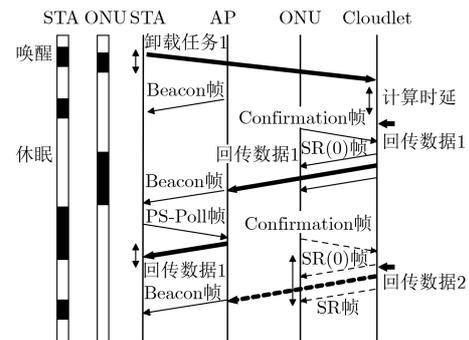
$$\rho^{mec} = \sum_{j=1}^N \sum_{i=1}^M T_j^i / \sum_{j=1}^N T_c - T_j \quad (10)$$

其中, T_j^i 为与ONU $_j$ 相连的STA $_i$ 所分配的卸载时隙带宽,由卸载业务的传输和回传数据的接收时间组成。 T_c 表示DBA轮询周期, T_j 为ONU $_j$ 所分配时隙。

3 ONU卸载协同休眠机制

为减少FiWi网络中设备能耗,通常采用定期关闭STA和ONU的方法实现下行方向的节能,但是当MEC服务器的卸载业务没有处理完成,此时ONU唤醒时间不合理会导致ONU活跃期间无法收到回传数据,造成能耗浪费;当MEC服务器已经完成卸载业务处理,ONU休眠时间的不合理会导致回传数据在Cloudlet中产生较长的缓存时延,进而增加MEC业务响应时延,还会造成WMN中产生不必要的控制开销,尤其当WMN中的监听周期较短时,控制开销的浪费更加严重。

针对以上情况,本文提出一种ONU卸载协同休眠机制,具体过程如图1所示。Beacon帧是AP用来通知STA是否有回传数据的到达,PS-Poll帧为STA通知AP传输其缓存数据的控制帧。ONU通过发送Confirmation帧确认是否有回传数据到达,如果有,则MEC服务器发送SR(0)帧,命令ONU保持活跃状态并接收回传数据,接收完成后再发送SR帧,使ONU进入休眠模式。在此机制下,通过计算卸载业务在ONU处的往返时延 D_0 ,对回传数据的到达时刻进行感知, D_0 可表示为



$$D_0 = D_1 + D_2 + D_3 \quad (11)$$

L_o 表示卸载分组的大小, L_r 表示回传数据分组大小, C_{cl} 表示ONU到Cloudlet的链路传输容量, 卸载任务传输时延 D_1 可表示为

$$D_1 = L_o / C_{cl} \quad (12)$$

服务等待时延 D_2 表示卸载业务到达Cloudlet直到被服务的时间, 可采用M/M/1排队模型对Cloudlet进行分析性能^[14,15]。设每个服务器的服务速率是 μ_o , 卸载业务平均到达率为 λ_o , 服务时间服从指数分布, 平均的服务时间为 $1/\mu_o$, 服务器个数为1。卸载业务在Cloudlet中的等待时延由排队时延和服务时延组成, 那么服务等待时延 D_2 可表示为

$$D_2 = \frac{1}{\mu_o} + \frac{E_c(c, \rho_{mec}) \cdot T_s}{c \cdot (1 - \rho_{mec})} \quad (13)$$

其中, T_s 为 c 个MEC服务器的平均服务时间, 可表示为

$$T_s = \rho_{mec} \cdot c / \lambda_o = c / \mu_o \quad (14)$$

$E_c(c, \rho_{mec})$ 为Erlang-C公式, 可由式(15)表示

$$E_c(c, \rho_{mec}) = \frac{(c \cdot \rho_{mec})^c / c!}{\frac{(c \cdot \rho_{mec})^c}{c!} + (1 - \rho_{mec}) \sum_{k=0}^{c-1} \frac{(c \cdot \rho_{mec})^k}{k!}} \quad (15)$$

ρ_{mec} 表示MEC边缘服务器的负载, 可表示为

$$\rho_{mec} = \lambda_o / \mu_o \quad (16)$$

边缘服务器计算时延 D_3 为卸载业务在Cloudlet中的计算时延, 可由式(17)表示

$$D_3 = \phi^{cl} / S^{cl} \quad (17)$$

其中, ϕ^{cl} 表示执行卸载业务所需的CPU周期, 由卸载分组的大小和业务类型共同决定, S^{cl} 表示Cloudlet服务器的CPU时钟频率, 将式(12), 式(13), 式(17)代入式(11)中即可求出卸载业务在ONU处的往返时延。

再计算Cloudlet接收 Confirmation帧到ONU收到SR帧的时延 T_{onu} , 可表示为

$$T_{onu} = RTT + L_r / C_{cl} \quad (18)$$

由式(11)可知回传数据到达时刻 T_{re} , 与Beacon发送时刻 T_{be} 进行比较。如果 $T_{be} - T_{re} > T_{onu}$, 则ONU在 $T_{be} - T_{onu} + RTT/2$ 时刻唤醒并发送Confirmation消息, 处于活跃状态的时长为 T_{onu} , 其余时间处于休眠状态, 如图1中实线部分, ONU通过感知卸载业务处理完成时间, 无需再不间断发送控制帧对回传数据的到达进行确认, 并且无线域中节点可立即对MEC业务进行转发。如果 $T_{be} - T_{re} < T_{onu}$,

则表示卸载业务是在Cloudlet收到ONU的Confirmation帧之后完成, ONU如果在当前Beacon周期发送Confirmation帧, 不仅无法完成回传数据的接收, 而且会产生额外能耗, 因此延长ONU休眠时长到下个Beacon周期再发送控制帧, 如图1中虚线部分。通过上述方法, 可以为ONU匹配到最佳唤醒时刻以及休眠时长, 避免缓存时延过大、休眠时间不合理等问题, 进而减小MEC业务响应时延和控制开销, 节省卸载过程网络能耗。

4 性能分析

4.1 网络能耗分析

所提机制中ONU协同WMN和MEC服务器完成卸载业务的上传与回传数据的接收, 根据MEC服务器的任务完成度和Beacon周期共同确定ONU休眠时间。此过程中, ONU的主要开销为传输卸载业务和接收回传结果产生的能耗开销。就一个周期内ONU $_i$ 的能耗而言, 可分为传输传统业务的能耗和MEC业务的能耗, 则在一次轮询周期内网络中ONU $_i$ 总能耗为式(19)

$$E_{onu} = E_{onu}^1 + E_{onu}^2 \quad (19)$$

其中, E_{onu}^1 表示ONU传输传统业务的能耗, 由ONU分配的时隙 T_i 决定, 可由式(20)表示

$$E_{onu}^1 = T_i \cdot P_{onu}^{ac} \quad (20)$$

由于采用卸载协同ONU休眠机制, 在ONU等待回传数据时不需要连续不断地发送Confirmation帧, 由图1可知, ONU传输卸载业务的能耗可表示为

$$E_{onu}^2 = \sum_{m=1}^M (RTT + 2D_1) \cdot P_{onu}^{ac} \quad (21)$$

当业务卸载到MEC服务器执行时, 一个轮询周期内STA的能耗可分为活跃和休眠两部分, 即式(22)

$$E_{sta} = E_{sta}^{ac} + E_{sta}^{sl} \quad (22)$$

活跃状态能耗 E_{sta}^{ac} 可分为传统业务耗能和卸载业务耗能, 可表示为

$$E_{sta}^{ac} = (T_{off}^{ac} + T_{sta}^1) P_{ac} \quad (23)$$

其中, T_{off}^{ac} 为卸载过程期间STA处于活跃状态的时间, T_{sta}^1 为STA传输传统业务的时隙。STA发送卸载业务到接收到计算结果的时间 T_{off} 可以根据图1计算得

$$T_{off} = T_j^i + D_2 + D_3 \quad (24)$$

由图1可知, STA在时间 T_{off} 内并不是一直活跃

状态,而是根据Beacon帧的到达次数决定,所以卸载过程期间STA处于活跃状态的时间可表示为

$$T_{\text{off}}^{\text{ac}} = T_{\text{sta}}^{\text{d}} + (T_{\text{off}} - T_{\text{sta}}^{\text{d}}) \cdot T_{\text{sta}}^{\text{m}} / T_{\text{be}}^{\text{c}} \quad (25)$$

其中, $T_{\text{sta}}^{\text{d}}$ 是STA传输卸载分组的传输时间, $T_{\text{sta}}^{\text{m}}$ 是STA接收每个Beacon帧的活跃时间, T_{be}^{c} 为Beacon周期。同理STA休眠状态的能耗可由式(26)表示,其中 T_{sl} 表示ONU传输传统业务所分配的平均时隙

$$E_{\text{sta}}^{\text{sl}} = [(N-1) \cdot T_{\text{sl}} + (M-1) \cdot T_{\text{sta}}^{\text{d}} - T_{\text{off}}^{\text{ac}}] \cdot P_{\text{sl}} \quad (26)$$

将式(23),式(26)代入式(22)即可得到STA在一个轮询周期内的能耗。

4.2 MEC业务响应时延分析

由于响应时延作为衡量MEC业务QoS的重要性能指标,并且本文所提的OCLT机制同时涉及到上行和下行的传输,因此对响应时延 R 进行计算分析,可由式(27)表示

$$R = R_1 + D_3 + R_2 \quad (27)$$

其中, R_1 为卸载业务在STA产生到MEC服务器开始处理卸载业务的时延,可表示为

$$R_1 = D_{\text{sta}}^{\text{b}} + D_2 \quad (28)$$

式中, $D_{\text{sta}}^{\text{b}}$ 为STA中的缓存时延,由4个部分组成。

$$D_{\text{sta}}^{\text{b}} = D_{\text{sta}}^{\text{b1}} + D_{\text{sta}}^{\text{b2}} + D_{\text{sta}}^{\text{b3}} + D_{\text{sta}}^{\text{b4}} \quad (29)$$

由图1可知,当STA产生的卸载业务在PS-Poll帧发送后到达,卸载业务需等到下个PS-Poll帧,其带宽请求才能被报告给ONU,由此造成的时延为整个轮询周期,因此平均时延 $D_{\text{sta}}^{\text{b1}}$ 可表示为

$$D_{\text{sta}}^{\text{b1}} = T_{\text{c}} / 2 \quad (30)$$

其中,轮询周期 T_{c} 可由式(31)表示

$$T_{\text{c}} = \frac{NM(T_{\text{wi}}^{\text{m}} + T_{\text{sta}}^{\text{e}})}{1 - \rho^{\text{tr}}} \quad (31)$$

其中, T_{wi}^{m} 为PS-Poll帧时隙, ρ^{tr} 为传统业务负载, $T_{\text{sta}}^{\text{e}}$ 为STA间的保护时隙。PS-Poll帧到当前周期Beacon帧的缓存 $D_{\text{sta}}^{\text{b2}}$ 可表示为

$$D_{\text{sta}}^{\text{b2}} = (M-1) \cdot T_{\text{sl}} / 2M \quad (32)$$

接收到Beacon帧后到接收下个周期Beacon帧的缓存时延 $D_{\text{sta}}^{\text{b3}} = T_{\text{c}}$ 。第4部分的缓存时延 $D_{\text{sta}}^{\text{b4}}$ 定义为第2个Beacon帧开始到卸载分组传输完成的时延,可由式(33)表示

$$D_{\text{sta}}^{\text{b4}} = \sum_{i=1}^M T_j^{\text{d}} / 2M \quad (33)$$

将式(30),式(32),式(33)代入式(29)中可得缓存时延

$$D_{\text{sta}}^{\text{b}} = \frac{3MT_{\text{c}} + (M-1)T_{\text{sl}} + \sum_{i=1}^M T_j^{\text{d}}}{2M} \quad (34)$$

MEC服务器计算产生回传数据到STA收到回传数据的时延 R_2 可表示为

$$R_2 = D_{\text{onu}}^{\text{b}} + D_{\text{re}} \quad (35)$$

其中, $D_{\text{onu}}^{\text{b}}$ 为卸载协同休眠机制在ONU处产生的缓存时延, D_{re} 为回传数据传输时延,可分别表示为

$$D_{\text{onu}}^{\text{b}} = \int_0^{T_{\text{onu}}^{\text{sl}}} \frac{t}{T_{\text{onu}}^{\text{sl}} + T_{\text{onu}}^{\text{ac}}} dt \quad (36)$$

$$D_{\text{re}} = L_r / C_w + L_r / C_c \quad (37)$$

式(37)中 C_w 为前端无线网络传输容量,将式(17),式(28),式(35)代入式(27)可求得响应时间 R 。

5 仿真分析

本文采用NS2仿真平台对所提出的OCLT算法进行验证,其对比算法包括文献[12]提出的CARM算法、文献[16]提出的ADAE算法及文献[17]提出的SPSM算法。CARM算法是将MEC业务资源分配过程与DBA融合,通过卸载时隙与轮询周期为STA动态分配休眠时间;ADAE算法提出了一种自适应休眠模式,ONU和OLT根据下行业务匹配出最大休眠时长;SPSM算法同时考虑上下行业务,将ONU和STA的休眠起始和结束进行时隙同步,对ONU和与之相连的无线域设备进行统一的休眠调度。

主要仿真参数设置如表1所示:

表1 仿真参数设置

参数设定	参数数值
ONU数目 N (个)	16
STA数目 M (个)	50
ONU活跃状态能耗(W)	5.052
ONU休眠状态能耗(W)	0.750
STA活跃状态能耗(W)	0.900
STA休眠状态能耗(W)	0.300
平均卸载分组大小(kB)	163.6
ONU间保护时隙(μs)	46.000
STA间保护时隙(μs)	10.000
控制帧时隙(μs)	0.512

5.1 不同负载下的MEC业务平均时延

不同轮询周期下端到端时延变化情况如图2所示。随着轮询周期的增大,MEC业务和传统业务的时延均呈线性增长,由式(32)可知前者斜率为常

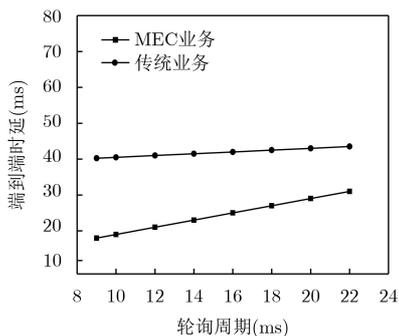


图2 不同轮询周期下的平均端到端时延

数，并且MEC业务时延增大速率明显快于传统业务，随着轮询周期的增大，MEC业务时延将大于传统业务时延，主要原因在于边缘用户在实际卸载传输之前，至少需要等待一个轮询周期，而传统业务的传输就在轮询周期内，因此轮询周期的变化对传统业务时延影响不大。

图3描述了所提出机制在不同MEC业务负载下的时延性能。从结果可知，在网络负载小于0.5时，本文算法中的MEC业务响应时延相比ADAE算法较低，相比CARM算法时延性能优势并不明显，这是因为网络负载较低时，ONU并不会立刻为卸载业务分配带宽，而是将其转移到活跃的ONU，产生的转移时延较大，而CARM采用STA不连续接收机制，其附加的监听时延相比于转移时延差距较小；ADAE是根据业务最大容忍时延为ONU匹配最大休眠时长，因此造成的缓存时延相对较大。当网络负载大于0.6，OCLT算法产生的响应时延将明显低于CARM算法，原因在于MEC业务负载较大时，绝大部分ONU已经处于活跃状态，因此不会产生较大转移时延。

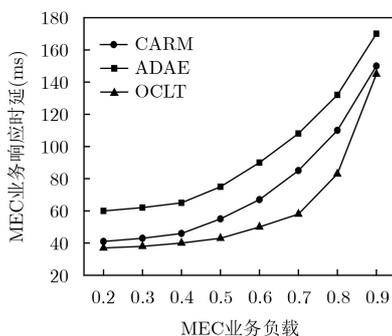


图3 不同MEC业务负载下的响应时延

5.2 不同负载下的网络能耗

不同门限值设定条件下的ONU休眠比随负载增加的变化情况如图4所示。由图4可知，MEC业务负载的增加导致ONU休眠比呈下降趋势，负载在0.15时，休眠门限高的更容易满足休眠条件，因

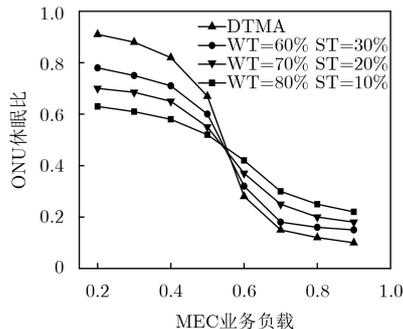


图4 不同MEC业务负载下的ONU休眠比

此休眠比较高。当负载达到0.55左右，网络中大部分ONU的负载达到唤醒条件，因此部分ONU被唤醒，ONU休眠会呈现明显下降的趋势。当负载达到0.85时，唤醒门限较低的更容易触发唤醒条件，因此休眠比相对较低。传统的唤醒、休眠门限设置为静态值，例如ST=10%，WT=80%，会导致低负载时ONU休眠比偏小，激活过多ONU增大能耗；高负载时ONU休眠比偏大，激活ONU数量不足，造成网络拥塞，进而增加网络时延。由图4可知，本文所提DTMA能动态地控制休眠与唤醒门限，允许更多ONU在低负载时进入休眠状态，减少不必要的能耗开销；在高负载情况下，可适当降低ONU的休眠率以保证MEC业务QoS。

不同网络负载下ONU的总能耗变化情况如图5所示。本文提出的OCLT算法在网络负载小于0.7时，ONU总能耗相比CARM算法和ADAE具有明显优势，其主要原因在于OCLT算法中ONU不仅利用负载转移机制将低负载ONU上的MEC业务进行转移，而且协同考虑Cloudlet和无线域为ONU匹配最佳休眠时间。而随着网络负载的增大，本文提出的OCLT算法相对于ADAE算法所具有的优势相对减少，原因在于ADAE算法是在满足最大容忍时延的前提下，为ONU匹配最大的休眠时长。对于OCLT算法，当负载增大到一定数值，唤醒的ONU个数逐渐趋近于最大值，OCLT算法中可通过负载转移机制节约的能耗相应减少，但是在不增大

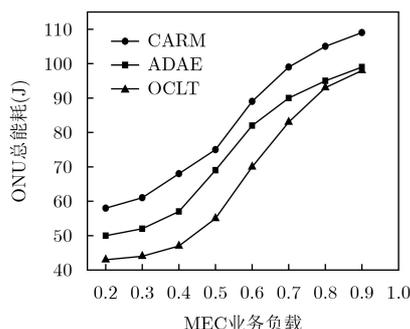


图5 不同MEC业务负载下的ONU总能耗

下行缓存时延的情况下, OCLT算法通过卸载协同机制, 为ONU匹配最佳唤醒时刻和休眠时长, 因此OCLT算法可在保证MEC业务时延性能的同时, 有效地减少ONU总能耗。

图6表示STA能耗随Beacon周期增加的变化情况。可见, 随着Beacon周期的增长, 本文提出的OCLT算法相比另外两种算法能够更大幅度降低STA的能耗, 其主要原因在于本文提出的卸载协同休眠机制在不增加下行缓存时延的情况下, 可有效控制响应时延, 而SPSM算法则是为STA安排固定休眠时隙, 与Beacon周期无关, ADAE算法会因为ONU的最大贪婪休眠方式造成较大的缓存时延, 从而增加响应时延。因此, 在Beacon周期一定的情况下, 使STA在卸载过程中尽可能少地产生控制开销, 增加其使用寿命。

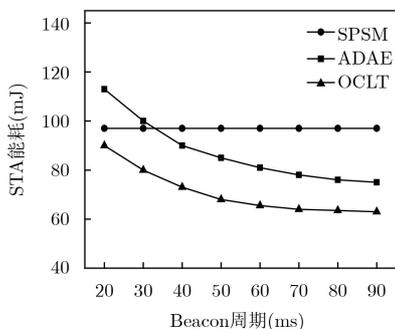


图6 不同Beacon周期下的STA能耗

6 结束语

为了解决MEC业务与传统节能机制不匹配问题, 本文提出一种带有负载转移的ONU卸载协同休眠机制。该机制通过门限约束和时延感知同时确定休眠ONU和目标ONU, 完成负载转移, 并且通过M/M/1排队模型感知Cloudlet中回传数据到达时刻, 并协同考虑无线域节点的控制帧发送时刻, 对ONU进行休眠调度, 从而实现MEC业务在边缘云增强FiWi网络中传输过程的节能。与其他算法相比, 本文算法能够为MEC业务提供良好的时延性能, 同时达到大幅度降低FiWi网络能耗的目的。

参考文献

- [1] WU Dapeng, LIU Qianru, WANG Honggang, *et al.* Socially aware energy efficient mobile edge collaboration for video distribution[J]. *IEEE Transaction on Multimedia*, 2017, 19(10): 2197–2209. doi: [10.1109/TMM.2017.2733300HJK](https://doi.org/10.1109/TMM.2017.2733300HJK).
- [2] WU Dapeng, SI Shushan, WU Shaoen, *et al.* Dynamic trust relationships aware data privacy protection in mobile crowd-sensing[J]. *IEEE Internet of Things Journal*, 2017, 5(4): 2958–2970. doi: [10.1109/JIOT.2017.2768073](https://doi.org/10.1109/JIOT.2017.2768073).
- [3] DAVY S, FAMAIEY J, SERRAT F J, *et al.* Challenges to support edge-as-a-service[J]. *IEEE Communications Magazine*, 2014, 52(1): 132–139. doi: [10.1109/MCOM.2014.6710075](https://doi.org/10.1109/MCOM.2014.6710075).
- [4] WU Dapeng, LIU Zuqi, WANG Ruyan, *et al.* Dynamic bandwidth allocation mechanism in EPON with idle time eliminated[J]. *Optik-International Journal for Light and Electron Optics*, 2013, 124(23): 6372–6376. doi: [10.1016/j.ijleo.2013.05.027](https://doi.org/10.1016/j.ijleo.2013.05.027).
- [5] YU Yingpeng, LIU Yejun, ZHOU Yufang, *et al.* Planning of survivable cloud-integrated wireless-optical broadband access network against distribution fiber failure[J]. *Optical Switching & Networking*, 2014, 14(4): 217–225. doi: [10.1016/j.osn.2014.05.014](https://doi.org/10.1016/j.osn.2014.05.014).
- [6] SARDELLITTI S, SCUTARI G, and BARBAROSSA S. Joint optimization of radio and computational resources for multicell mobile-edge computing[J]. *IEEE Transactions on Signal & Information Processing Over Networks*, 2015, 1(2): 89–103. doi: [10.1109/TSIPN.2015.2448520](https://doi.org/10.1109/TSIPN.2015.2448520).
- [7] RIMAL B P, VAN D P, and MAIER M. Mobile-edge computing versus centralized cloud computing over a converged FiWi access network[J]. *IEEE Transactions on Network & Service Management*, 2017, 14(3): 498–513. doi: [10.1109/TNSM.2017.2706085](https://doi.org/10.1109/TNSM.2017.2706085).
- [8] YOU Changsheng, HUANG Kaibin, HYUKJIN C, *et al.* Energy-efficient resource allocation for mobile-edge computation offloading[J]. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2017, 16(3): 1397–1411. doi: [10.1109/TWC.2016.2633522](https://doi.org/10.1109/TWC.2016.2633522).
- [9] ZHANG Ke, MAO Yuming, and LENG Supeng. Energy-efficient offloading for mobile edge computing in 5G heterogeneous Networks[J]. *IEEE Access*, 2015, 4(68): 5896–5907. doi: [10.1109/ACCESS.2016.2597169](https://doi.org/10.1109/ACCESS.2016.2597169).
- [10] LIU Yejun, GUO Lei, ZHANG Lincong, *et al.* A new integrated energy-saving scheme in green Fiber-Wireless(FiWi) access network[J]. *Science China*, 2014, 57(6): 62307–06. doi: [10.1007/s11432-013-4958-7](https://doi.org/10.1007/s11432-013-4958-7).
- [11] 张晚生, 刘凯. 无线网络中基于位置的能量高效协作路由算法[J]. *电子与信息学报*, 2012, 34(1): 63–68. doi: [10.3724/SP.J.1146.2011.00425](https://doi.org/10.3724/SP.J.1146.2011.00425).
ZHANG Wansheng and LIU Kai. Energy-efficient location-based cooperative routing in wireless networks[J]. *Journal of Electronics & Information Technology*, 2012, 34(1): 63–68. doi: [10.3724/SP.J.1146.2011.00425](https://doi.org/10.3724/SP.J.1146.2011.00425).
- [12] RIMAL B P, VAN D P, and MAIER M. Mobile-edge computing vs. centralized cloud computing in fiber-wireless access networks[C]. *IEEE Computer Communications Workshops, San Francisco, USA*, 2016: 991–996. doi: [10.1109/INFCOMW.2016.7562226](https://doi.org/10.1109/INFCOMW.2016.7562226).

- [13] SARKAR S, YEN H H, DIXIT S, *et al.* A novel Delay-Aware Routing Algorithm (DARA) for a hybrid Wireless-Optical Broadband Access Network (WOBAN)[J]. *Network IEEE*, 2008, 22(3): 20–28. doi: [10.1109/MNET.2008.4519961](https://doi.org/10.1109/MNET.2008.4519961).
- [14] ZHAO Tianchu, ZHOU Sheng, GUO Xueying, *et al.* A cooperative scheduling scheme of local cloud and internet cloud for delay-aware mobile cloud computing[C]. *IEEE Globecom Wkshps*. San Diego, USA, 2015: 1–6. doi: [10.1109/GLOCOMW.2015.7414063](https://doi.org/10.1109/GLOCOMW.2015.7414063).
- [15] CHENG Dazhao, JIANG Changjun, and ZHOU Xiaobo. Heterogeneity-aware workload placement and migration in distributed sustainable datacenters[C]. *IEEE International Parallel and Distributed Processing Symposium*, Phoenix, USA, 2014: 307–316. doi: [10.1109/IPDPS.2014.41](https://doi.org/10.1109/IPDPS.2014.41).
- [16] NEWAZA S S H, CUEVASB A, LEE G M, *et al.* Adaptive delay-aware energy efficient TDM-PON[J]. *Computer Networks*, 2013, 57(7): 1577–1596. doi: [10.1016/j.comnet.2013.02.001](https://doi.org/10.1016/j.comnet.2013.02.001).
- [17] MIYANABE K, NISHIYAMA H, KATO N, *et al.* Synchronized power saving mechanisms for battery-powered mobile terminals in smart FiWi networks[C]. *IEEE Vehicular Technology Conference*, Vancouver, Canada, 2014: 1–5. doi: [10.1109/VTCFall.2014.6966197](https://doi.org/10.1109/VTCFall.2014.6966197).
- 邹虹：女，1970年生，副教授，研究方向为光无线融合网络。
高毅爽：男，1995年生，硕士生，研究方向为光无线融合网络。
闫俊杰：男，1990年生，博士生，研究方向为D2D通信、雾计算等。