

## 带有上行数据帧聚合的光无线融合接入网络节能机制

吴大鹏 吴光锴\* 王汝言

(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:** 光无线融合接入网存在光网络单元利用率低, 数据传输过程中控制开销较大的问题。该文提出一种带有上行数据帧聚合的节能机制, 建立 M/G/1 模型分析数据帧在无线域节点及光域节点的队列时延, 结合不同优先级业务的最大容忍时延, 推导各优先级聚合帧在不同网络状态下的最佳长度, 进而根据所得到的最佳帧长对光域节点进行休眠调度, 在保障业务时延的前提下, 尽可能地延长节点休眠时间长度, 提高网络能量效率。仿真结果表明, 所提方法在有效降低整个网络能耗的同时能够保证业务的时延性能。

**关键词:** 光无线融合接入网络; 帧聚合; 节能; 节点休眠

**中图分类号:** TP393.04

**文献标识码:** A

**文章编号:** 1009-5896(2018)03-0690-07

**DOI:** 10.11999/JEIT170508

## Energy-saving Mechanism of Integrated Fiber-wireless Access Network with Uplink Data Frame Aggregation

WU Dapeng WU Guangkai WANG Ruyan

(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:** Integrated Fiber-Wireless (FiWi) access network has the problems of low utilization rate of optical network unit and large control overhead during data transmission. In this paper, an energy saving mechanism with uplink data frame aggregation is proposed, the M/G/1 model is used to analyze the queue delay of the data frame in the wireless domain node and the optical domain node, by combining with the maximum tolerable delay of different priority, the optimal length of the aggregation frame is deduced in different network conditions. And then according to the optimal frame length to perform sleep scheduling for optical domain nodes, on the premise of guaranteeing the service delay, as much as possible to extend the length of node sleep time, and then the network energy efficiency is improved. The simulation results show that the proposed method can effectively reduce the energy consumption of the whole network and guarantee the delay performance.

**Key words:** Integrated Fiber-Wireless (FiWi) access network; Frame aggregation; Energy saving; Node sleep

### 1 引言

光无线融合接入网络(integrated Fiber-Wireless access network, FiWi), 有效融合低成本、高带宽和高可靠的光网络与高移动性、高灵活性的

无线网络成为下一代接入网的重要解决方案之一<sup>[1,2]</sup>, 其由前端无线网状网络(Wireless Mesh Network, WMN)和后端无源光网络(Passive Optical Network, PON)组成, 具有高带宽、低损耗、高可靠等优势; 同时, 具有极强灵活性, 能够为用户提供更高质量、更便捷的通信服务<sup>[3,4]</sup>。

统计结果表明, 接入网的能耗约占整个通信网能耗的 70%<sup>[5,6]</sup>, 并且随着通信设备的增加以及带宽速率的提升, 接入网能耗占比持续增加。因此, 设计有效的节能方案对降低 FiWi 的能耗至关重要<sup>[7,8]</sup>。然而, 当前多数节能研究未考虑数据传输过程中所带来的控制开销, 当数据帧有效负载较小时, 控制字节所占比例较大, 导致传输效率低下, 无线路由器能耗增加, 并且会增加 ONU(Optical Network

收稿日期: 2017-05-26; 改回日期: 2017-09-30; 网络出版: 2017-11-08

\*通信作者: 吴光锴 87635415@qq.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计划资助项目(CXTDX201601020), 重庆市教委科学技术研究项目(KJ1401126)

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 Project of Chongqing Municipal Education Commission (KJ1401126)

Unit)所需申请的上行带宽大小,减小ONU休眠时长,增加ONU能耗,从而导致整个网络能量效率低下<sup>[9]</sup>。因此,采取有效措施降低网络控制开销不仅可以提高传输效率,还能进一步降低网络能耗。

针对FiWi数据传输过程中控制开销过大的问题,国内外研究人员提出了多种解决办法,其中帧聚合技术采用多个数据帧共用控制信息的方式,有效地控制了数据传输过程的开销。文献[10]将接入信道时间划分为两部分,一部分用来传输聚合帧,另一部分用来进行重传,并且根据信道质量改变聚合帧大小,在保证完成数据传输和重传的基础上,减少传输开销。但所提机制需预先设定聚合帧长度,无法根据当前网络状态获知最佳帧长。文献[11]根据信道质量以及数据帧的QoS需求,设计了一种动态改变聚合帧长的节能机制,提高了在不同信道质量下的网络能量效率。但所提方法只考虑了传输实时业务的情况,未对多种网络业务共存情景下的数据帧调度及网络能耗进行分析。文献[12]根据用户当前剩余能量来调整聚合帧中子帧数量,从而提升能量效率。但该方法未考虑网络时延等性能指标。文献[13]提出一种分层帧聚合机制,通过将FiWi中数据传输路径分为多层,采取不同的聚合方式,减少了控制字节的开销,提高了网络吞吐量。但所提出的方法未考虑聚合帧的时延性能,在网络负载较小的情况下,可能会导致某些聚合帧时延较大。

针对上述问题,本文提出一种带有自适应帧长聚合(Adaptive Frame Length Aggregation, AFLA)的节能机制。针对不同业务属性,在分析各优先级业务最大容忍时延的基础上,通过M/G/1队列模型对光域和无线域数据转发过程建模,获知各优先级数据帧在传输过程中的总时延,进而得到数据帧在给定节点的最佳聚合时间,确定各优先级聚合帧的动态最佳帧长,根据所获取的最佳帧长,对光域ONU进行休眠调度,最大化ONU的休眠时长,提升网络能量效率。

## 2 自适应帧长聚合机制

### 2.1 帧聚合机制

帧聚合机制将具有相同目的地址的若干媒体访问控制(Media Access Control, MAC)层数据帧聚合为单个数据帧,不必在每个数据帧中添加重复的控制信息,从而缩短了帧间隔,降低了系统开销,提高了传输效率。帧聚合技术分为聚合的MAC层服务数据单元(Aggregate MAC Service Data Unit, A-MSDU)和聚合的MAC层协议数据单元(Aggregate MAC Protocol Data Unit, A-MPDU)。

A-MPDU的每个子帧均包含FCS字段,接收端可以分别对各个子帧进行正确性检测,比A-MSDU更适合在质量不理想的信道上传输<sup>[14]</sup>。本文在无线域中将数据帧聚合成A-MPDU帧传输,在光域ONU上将数据帧聚合成A-MSDU帧传输。

### 2.2 无线域队列时延分析

在无线域中,根据接入类型可以将网络业务分为背景流量(Background),尽力而为服务(Best Effort),视频服务(Video)和语音服务(Voice),服务优先级依次从低到高。不同类型业务对时延的要求不同,因此需要针对不同业务设定不同的聚合帧长,在该聚合帧长限制下,不仅需要满足各类型业务对时延的要求,还应该尽可能地使聚合帧长度最大。聚合帧长度由聚合时间和最大聚合长度控制,在聚合帧长度未达上限时,可以通过限制聚合时间来决定聚合帧的长度。

假定数据帧的到达间隔服从泊松分布,显然,给定节点在任意时间只能转发一个队列中的数据帧,节点内部的队列模型可以抽象成队列调度规则控制下的单窗口服务系统。本文使用M/G/1模型来对整个无线域中的数据转发过程进行分析。为了保障高优先级业务的服务质量,节点内部采用优先级队列调度机制。

令 $Z_1, Z_2, Z_3, Z_4$ 分别表示Voice, Video, Best Effort和Background 4类业务, $Q_1, Q_2, Q_3, Q_4$ 分别表示上述业务对应的队列,数据转发过程中需要先对高优先级队列中的业务进行服务。假定排队系统状态空间为 $S = \{i_1, i_2, i_3, i_4, z\}$ ,其中 $z \in \{z_1, z_2, z_3, z_4\}$ , $i_1, i_2, i_3, i_4$ 表示每个队列中数据帧的数量, $z_1, z_2, z_3, z_4$ 表示新到达的属于 $Z_1, Z_2, Z_3, Z_4$ 类型的数据帧,分别进入队列 $Q_1, Q_2, Q_3, Q_4$ ,对于从 $\{i_1, i_2, i_3, i_4, z_1\}$ 到 $\{j_1, j_2, j_3, j_4, z_2\}$ 的状态转移过程来说,初始状态到达数据帧为 $z_1$ ,并且此刻队列 $Q_1, Q_2, Q_3, Q_4$ 中分别有 $i_1, i_2, i_3, i_4$ 个数据帧,下一状态到达的数据帧为 $z_2$ ,此刻队列 $Q_1, Q_2, Q_3, Q_4$ 中分别有 $j_1, j_2, j_3, j_4$ 个数据帧,在 $z_2$ 到达瞬间, $Q_1$ 队列应该处于空闲状态,但如果 $z_1$ 类型的数据帧与 $z_2$ 同时到达,则这些 $Z_1$ 类型的数据帧应该优先接受服务。

由上述分析可知, $Q_1$ 队列中的业务优先级最高,业务到达后只需要等待 $Q_1$ 队列中现有的数据帧服务完毕就可以接受服务,其平均队列时延为

$$E_{z_1} = \sum_{j_1=0}^{J_1-1} \sum_{j_2=0}^{J_2} \sum_{j_3=0}^{J_3} \sum_{j_4=0}^{J_4} \frac{j_1}{\mu_1} \pi(j_1, j_2, j_3, j_4, z_1) \quad (1)$$

其中, $\mu_1, \mu_2, \mu_3, \mu_4$ 分别表示4个队列的服务时间分布, $J_1, J_2, J_3, J_4$ 分别表示4个队列可容纳的最大传

输单元。队列  $Q_2$  的平均队列时延与  $Q_1$  队列状态有关, 可以用式(2)表示。

$$E_{Z_2} = \sum_{j_1=0}^{J_1-c_1} \sum_{j_2=0}^{J_2-c_2} \sum_{j_3=0}^{J_3} \sum_{j_4=0}^{J_4} \left( \frac{j_1+c_1}{\mu_1} + \frac{j_2}{\mu_2} \right) \cdot \pi(j_1, j_2, j_3, j_4, z_2) \quad (2)$$

同理,  $Q_3, Q_4$  队列的平均队列时延分别用式(3), 式(4)表示:

$$E_{Z_3} = \sum_{j_1=0}^{J_1-c_2} \sum_{j_2=0}^{J_2-c_3} \sum_{j_3=0}^{J_3-1} \sum_{j_4=0}^{J_4} \left( \frac{j_1+c_2}{\mu_1} + \frac{j_2+c_3}{\mu_2} + \frac{j_3}{\mu_3} \right) \cdot \pi(j_1, j_2, j_3, j_4, z_3) \quad (3)$$

$$E_{Z_4} = \sum_{j_1=0}^{J_1-c_4} \sum_{j_2=0}^{J_2-c_5} \sum_{j_3=0}^{J_3-c_6} \sum_{j_4=0}^{J_4-1} \left( \frac{j_1+c_4}{\mu_1} + \frac{j_2+c_5}{\mu_2} + \frac{j_3+c_6}{\mu_3} + \frac{j_4}{\mu_4} \right) \pi(j_1, j_2, j_3, j_4, z_4) \quad (4)$$

### 2.3 ONU 队列时延分析

利用 M/G/1 队列模型来分析 ONU 的队列时延。定义  $N_Q^k$  为队列中优先级为  $k$  的数据帧的数量,  $W_k$  为优先级为  $k$  的数据帧的平均队列时延,  $\lambda_k$  与  $\mu_k$  分别为优先级为  $k$  的数据帧的平均到达率与服务率,  $\bar{X}_i^2$  为服务时间的二阶矩,  $R_k$  为优先级为  $k$  的数据帧的平均残留时延, 其定义为优先级为  $k$  的业务到达 ONU 时需要等待比其优先级高的业务服务完毕的时间。则根据 P-K 公式, 得到最高优先级数据帧的平均队列时延如式(5)所示, 各优先级数据帧的平均残留时延如式(6)所示。

$$W_1 = R_1 + N_Q^1 / \mu_1 \quad (5)$$

$$R_k = \sum_{i=1}^k \lambda_i \bar{X}_i^2 / 2 \quad (6)$$

再根据 Little 定理有  $N_Q^1 = \lambda_1 W_1$ , 最高优先级数据帧的平均队列时延可以表示为

$$W_1 = R_1 + \rho_1 W_1 \quad (7)$$

其中,  $\rho_k = \lambda_k / \mu_k$ , 根据式(6), 式(7), 得出最高优先级数据帧的平均队列时延的表达式为

$$W_1 = R_1 / (1 - \rho_1) \quad (8)$$

由于采用优先级调度机制, 当高优先级业务到来时会停止对低优先级业务的服务, 因此可以得到第  $k$  优先级业务的平均队列时延为

$$W_k = \frac{\sum_{i=1}^k \lambda_i \bar{X}_i^2}{2(1 - \rho_1 - \rho_2 - \dots - \rho_k)} \quad (9)$$

### 2.4 最佳帧长分析

在给定网络状态下, 针对不同业务类型, 存在相应的最佳聚合帧长, 该帧长需要根据业务类别及网络状态自适应改变, 以保障业务时延性能的同时

最大限度地降低系统开销。通过前述分析, 可获知在不同网络状态下各类型数据帧在光域和无线域节点上的平均队列时延, 结合各类型业务对时延的要求, 可以确定聚合帧在各节点上的最大聚合时间, 从而得到各类型数据帧的最佳聚合帧长。

各类型数据帧进入无线域节点队列后, 根据优先级聚合成不同类型的 A-MPDU 帧, 由于不同优先级业务对时延的要求不同, 因此, 需要根据业务特征动态地调节聚合帧长以保证各类业务的时延性能。令  $D_i$  表示优先级为  $i$  的数据帧从用户发出到被 OLT 接收的最大容忍时延, 数据帧传输过程中的队列时延、传输时延以及聚合时间不能超过  $D_i$ , 即需满足式(10)约束条件:

$$W_k + nE_{Z_i} + T_{tr1} + T_{tr2} + T_{trans} + t_i \leq D_i \quad (10)$$

其中,  $W_k$  表示优先级为  $k$  的数据帧在 ONU 处的平均队列时延,  $E_{Z_i}$  表示数据帧在无线节点上的平均队列时延,  $n$  表示数据帧从无线侧到光侧需要经过的无线节点数目,  $T_{tr1}$  表示数据帧从用户到 ONU 的传输时延,  $T_{tr2}$  表示数据帧从 ONU 到 OLT(Optical Line Terminal)的传输时延,  $T_{trans}$  表示数据帧从 ONU 到 OLT 的传输时延,  $t_i$  表示优先级为  $i$  的数据帧在各个节点上总聚合时间。

令  $R_{wmm}$  表示无线链路的传输速率, 得到单个聚合帧从用户到 ONU 的传输时延如式(11)所示, 其中  $L_{A-MPDU_i}$  表示第  $i$  优先级业务的聚合帧的长度。

$$T_{tr1} = n \cdot L_{A-MPDU_i} / R_{wmm}, \quad i = 1, 2, 3, 4 \quad (11)$$

聚合后的数据帧到达 ONU 时, 需要重新聚合成 A-MSDU 帧, 设  $R_o$  表示光侧上行数据传输速率,  $L_{A-MSDU_i}$  表示在 ONU 处聚合后的第  $i$  优先级的聚合帧长度, 则可以得到聚合帧从 ONU 到 OLT 的传输时延:

$$T_{tr2} = L_{A-MSDU_i} / R_o, \quad i = 1, 2, 3, 4 \quad (12)$$

令 RTT 表示 ONU 到 OLT 之间的回程时间, 则  $T_{trans}$  可以表示为

$$T_{trans} = RTT / 2 \quad (13)$$

通过以上分析, 结合式(10)可知, 在保证业务时延的前提下, 各优先级数据帧在节点上的总聚合时间  $t_i$  不能超过业务的最大容忍时延与聚合帧传输时间的差值, 如式(14)所示。

$$t_i \leq D_i - (W_k + nE_{Z_i} + T_{tr1} + T_{tr2} + T_{trans}), \quad i = 1, 2, 3, 4 \quad (14)$$

令  $t_{i,m}$  表示第  $i$  个优先级的数据帧在第  $m$  个无线节点上的聚合时间,  $t_{i,onu}$  表示第  $i$  个优先级数据帧在 ONU 上的聚合时间, 并且一旦数据帧在某个节

点上达到了聚合时间上限，在剩下的节点上都不再进行帧聚合。根据式(10)~式(14)，可以得到各节点聚合时间上限如式(15)所示。

$$\left. \begin{aligned} t_{i,m} &\leq D_i - (W_k + nE_{Z_i} + T_{tr1} + T_{tr2} + T_{trans}) - \sum_{h=1}^{m-1} t_{i,h} \\ t_{i,onu} &\leq D_i - (W_k + nE_{Z_i} + T_{tr1} + T_{tr2} + T_{trans}) - \sum_{m=1}^n t_{i,m} \end{aligned} \right\} \quad (15)$$

进而，可以获知数据帧在无线域节点上的总聚合时间为

$$t_i^w = \sum_{m=1}^n t_{i,m} \quad (16)$$

数据帧进入无线域节点队列时，可以通过统计的方式得到第*i*个优先级数据帧的到达率 $\lambda_i^w$ ，结合无线域各节点上的总聚合时间，确定对应优先级数据帧在无线域聚合为 A-MPDU 聚合帧的最佳长度 $L_{opt,i}^{A-MPDU}$ ：

$$L_{opt,i}^{A-MPDU} = t_i^w \cdot \lambda_i^w \quad (17)$$

在无线域聚合后的各类 A-MPDU 数据帧到达光域时，首先进入各 ONU 相应的缓存队列，在光侧每个 ONU 上设置 3 个缓存队列 $q_1, q_2, q_3$ ，其优先级依次降低，其中 $q_1$ 队列存放 Voice 业务， $q_2$ 队列存放 Video 业务， $q_3$ 队列存放 Best Effort 和 Background 业务<sup>[15]</sup>。当聚合后的 A-MPDU 聚合帧到达 ONU 时，需要先解聚合为 MSDU 子帧，再将各子帧聚合为 A-MSDU 帧。通过统计的方式可以得到数据帧的到达率为 $\lambda_i^{onu}$ ，结合式(15)确定各优先级数据帧在 ONU 上聚合为 A-MSDU 聚合帧的最佳长度 $L_{opt,i}^{A-MSDU}$ 如式(18)所示。

$$L_{opt,i}^{A-MSDU} = t_i^{onu} \cdot \lambda_i^w \quad (18)$$

### 3 ONU 休眠调度

根据所得的各类型数据帧在 ONU 上的最佳 A-MSDU 聚合帧长，可以对光域 ONU 进行休眠调度，延长 ONU 休眠时长，进一步降低网络能耗。对于无线域到达的 A-MPDU 聚合帧，各个 ONU 首先对其解聚合得到 MSDU 子帧，进而根据式(18)聚合为 A-MSDU 聚合帧。A-MPDU 聚合帧解聚合后得到的 MSDU 子帧可以聚合为多个 A-MSDU 聚合帧，若 A-MPDU 帧解聚合得到的 MSDU 子帧可以聚合为  $n$  个 A-MSDU 帧，则前  $n-1$  个 A-MSDU 帧都能达到最大聚合帧长，对于最后一个 A-MSDU 帧，可以在聚合时间限制下继续等待新的数据帧进行聚合，直到达到式(18)所示的最佳帧长。

聚合完成后，ONU 需要向 OLT 申请上行传输带宽，令  $s$  表示 ONU<sub>*j*</sub> 上 A-MSDU 聚合帧的个数，

则在轮询周期  $t$  内 ONU<sub>*j*</sub> 所需申请的上行带宽  $B_j^t$  如式(19)所示。其中  $L_{opt,i,g}^{A-MSDU}$  表示队列  $i$  中的第  $g$  个 A-MSDU 帧。

$$B_j^t = \sum_{g=1}^s L_{opt,i,g}^{A-MSDU} \quad (19)$$

设在  $t_0$  时刻，ONU 从休眠中唤醒，然后接收到来自 OLT 的 GATE 帧，从该 GATE 帧中得知授权时隙为  $[t_1, t_2]$  时间段，因此，ONU 在  $t_1$  时刻开始上传上行数据，到  $t_2$  时刻结束。同时，ONU 在接收到 GATE 帧后，开始接收来自 OLT 的下行数据。上行授权时隙结束后，ONU 给 OLT 发送一个 REPORT 消息用来申请下一个轮询周期所需的带宽，然后立即进入休眠状态，等待下一个传输时隙。

ONU 各队列中需要发送的聚合帧长度越大，其向 OLT 所需申请的带宽越大，休眠时间越短。如果当前 OLT 给 ONU 分配的授权时隙不足以发送全部需要发送的数据帧，则优先发送高优先级的数据帧；如果 ONU 在当前轮询周期内没有需要发送的数据帧，则在该轮询周期内 ONU 将继续保持休眠状态。令  $B_{max}^t$  表示在轮询周期  $t$  内 OLT 能给 ONU<sub>*j*</sub> 分配的最大传输带宽， $R_o$  表示光纤链路速率，得到上行授权时隙长度：

$$T_{up,j} = \begin{cases} B_j^t / R_o, & B_j^t < B_{max}^t \\ B_{max}^t / R_o, & B_j^t \geq B_{max}^t \end{cases} \quad (20)$$

从而可以得到 ONU<sub>*j*</sub> 的休眠时刻为

$$t_{sleep,j}^t = t_{start,j}^t + T_{up,j}^t, \quad j \in M \quad (21)$$

OLT 在轮询各个 ONU 时，两个相邻 ONU 向 OLT 发送数据需要一段保护时隙，用  $T_g$  表示，可以得到轮询周期的长度如式(22)所示。

$$T_{cycle,j}^t = \sum_{j=1}^M (T_{up,j}^t + T_g) = \sum_{j=1}^M (B_j^t / R_o + T_g), \quad j \in M \quad (22)$$

进而可以获知 ONU<sub>*j*</sub> 从休眠状态切换为活跃状态的时刻为

$$t_{wake,j}^t = t_{start,j}^t + T_{cycle,j}^t - T_{syn}, \quad j \in M \quad (23)$$

根据 ONU 的休眠时刻和唤醒时刻，确定 ONU 的休眠时长，从而可以获知一个轮询周期内各个 ONU 处于休眠和活跃状态的时长，进而可以计算出每个 ONU 在一个轮询周期内所消耗的总能量为

$$E_j = \sum_{j=1}^M \sum_{t=1}^{T_{cycle}} (T_{up,j}^t + T_{syn}) \cdot P_{awake} + \sum_{j=1}^M \sum_{t=1}^{T_{cycle}} (T_{cycle,j}^t - T_{up,j}^t - T_{syn}) \cdot P_{sleep} \quad (24)$$

其中， $T_{syn}$  表示 ONU 从休眠状态被唤醒所需要的同

步时间,  $P_{\text{awake}}$ ,  $P_{\text{sleep}}$  分别表示 ONU 处于活跃状态、休眠状态下能耗。从式(24)可知, ONU 的休眠时间越长, 其能耗越低。

令  $E_{\text{idle}}$ ,  $E_{\text{rx}}$  和  $E_{\text{tx}}$  表示无线路由器处于空闲状态, 接收状态和发送状态的能耗,  $T_{\text{RTS}}$ ,  $T_{\text{CTS}}$ ,  $T_{\text{BACK}}$ ,  $T_{\text{A-MPDU}}$  分别为发送控制帧 RTS, CTS, BACK 和聚合帧 A-MPDU 的时间,  $T_{\text{DIFS}}$ ,  $T_{\text{SIFS}}$  分别为分布式帧间间隔和短帧间间隔时间, 则无线路由器发送一个 A-MPDU 聚合帧的能耗  $E_w$  为

$$E_w = E_{\text{idle}}(T_{\text{DIFS}} + 3T_{\text{SIFS}}) + E_{\text{tx}}(T_{\text{RTS}} + T_{\text{A-MPDU}}) + E_{\text{rx}}(T_{\text{CTS}} + T_{\text{BACK}}) \quad (25)$$

令  $N$  和  $N_w$  表示 ONU 和无线路由器的数量,  $N_p$  表示无线路由器在一个轮询周期内发送的 A-MPDU 帧的数量, 则网络总能耗可以用式(26)表示。

$$E = \sum_{j=1}^N E_j + \sum_{k=0}^{N_p} \sum_{w=1}^{N_w} k E_w \quad (26)$$

## 4 数值结果分析

本文采用 NS2 仿真平台对所提出的 AFLA 算法进行验证, 其对比算法包括文献[16]提出的 WOES 算法以及文献[17]提出的 EASLO 算法。WOES 算法根据 ONU 的工作状态将无线侧的某些无线电接口关闭, 并且将休眠 ONU 上的业务进行重路由, EASLO 算法根据用户需求选择最短路径进行业务路由, 并且通过负载转移将休眠 ONU 上的负载转移到活跃 ONU 上。主要仿真参数设置如表 1 所示<sup>[10,18]</sup>。

### 4.1 不同负载下的网络能耗

不同网络负载下 ONU 的总能耗变化情况如图 1

表 1 仿真参数设置

参数设定	参数数值
ONU数目N(个)	8
无线路由器数目 $N_w$	30
ONU活跃状态能耗(W)	5.052
ONU休眠状态能耗(W)	0.750
无线路由器空闲状态能耗(W)	0.066
无线路由器接收状态能耗(W)	0.594
无线路由器发送状态能耗(W)	0.924
SIFS时间( $\mu\text{s}$ )	16
DIFS时间( $\mu\text{s}$ )	34
RTS长度(Byte)	20
CTS长度(Byte)	14
ACK(Byte)	14
BACK(Byte)	32

所示。由图可知, 随着网络负载的增加, 3 种算法中的 ONU 总能耗都呈现上升趋势。AFLA 算法在网络处于低负载时 ONU 能耗相比 EASLO 算法较高, 其主要原因在于, 当网络负载较低时, EASLO 算法利用负载转移机制将低负载 ONU 上的业务进行转移, 从而使更多 ONU 进入休眠状态。而随着网络负载的增大, 本文提出的 AFLA 算法大幅降低了网络中控制字节的开销, 从而减小了 ONU 的数据传输时间, 相比其他两个算法 ONU 的休眠时间更长, ONU 总能耗更低。

图 2 表示网络总能耗随网络负载增长的变化情况。由图可知, 在网络负载较低时, AFLA 算法的网络总能耗相比其他两种算法较高, 其主要原因在于, AFLA 算法未考虑无线路由器的休眠及光域 ONU 间的负载转移, 而 WOES 采取了无线路由器休眠策略, 在网络负载较低时, 较多无线路由器可以进入休眠状态, EASLO 则在光侧利用负载转移使得更多 ONU 可以进入休眠状态。随着网络负载的增加, EASLO 和 WOES 算法中的 ONU 及无线路由器处于活跃状态的时间大幅增加, 导致其网络总能耗增幅较大, 而本文提出的 AFLA 算法由于采用最佳帧长聚合机制大幅减少了数据传输过程中的控制数据帧的开销, 从而相应地减少了 ONU 传输数据帧的时间, 增加了 ONU 的休眠时长, 因此 AFLA 算法的网络总能耗要低于其他两种算法。

### 4.2 不同负载下的数据帧时延性能

统计数据表明, FiWi 中各优先级数据比例约为 2:5:3<sup>[16]</sup>。图 3 表示所提方法及 EASLO, WOES 算法在多类业务并存场景下的时延性能。在网络负载较低时, AFLA 算法各优先级业务平均时延较大, 这是因为各优先级数据帧在节点等待聚合的时间较长, 而 EASLO 和 WOES 分别采取 ONU 负载转移与无线路由器休眠机制, 其附加的转移时延及无线侧链路时延比数据帧等待聚合的时间稍小。此外, 由于 AFLA 算法中各优先级业务在节点等待聚合的时间较长, 并且采取队列优先级调度机制, 各优先级时延从小到大依次递增。随着网络负载的增加, AFLA 算法中各优先级业务在节点等待聚合的时间逐渐缩短, 各优先级业务时延相应降低。当网络负载大于 2 Mbps 时, 随着网络负载的增加, 各优先级业务的平均端到端时延逐渐上升, 使得总时延上升。EASLO 算法采用 ONU 负载转移机制, 因此影响业务时延的主要因素为节点处的队列时延及负载转移所带来的附加时延, 随着网络负载的增加, 这两部分时延都将随之上升; WOES 算法采用无线路由器休眠策略, 随着网络负载的增加, 业务在各无线链路上的队列时延明显增大。

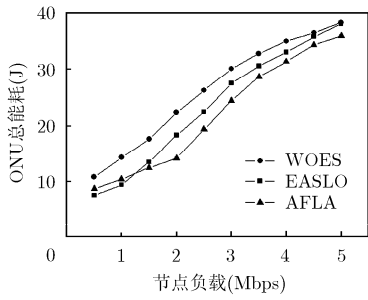


图 1 不同负载下的 ONU 总能耗

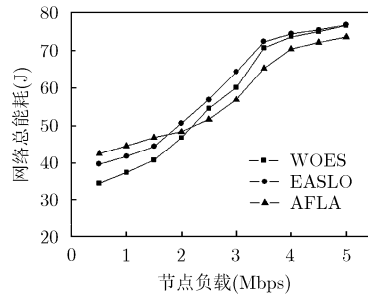


图 2 不同负载下的网络总能耗

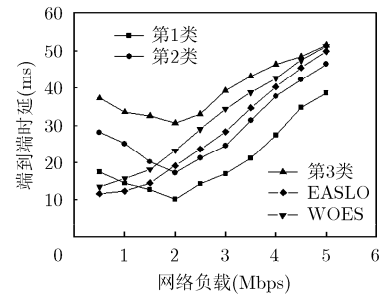


图 3 不同负载下的平均端到端时延

图 4 给出了 AFLA 算法中第 1 类和第 2 类业务在最大容忍时延分别为 100 ms 和 200 ms 的条件下<sup>[9]</sup>，随着网络负载增加，超过最大容忍时延的数据帧比率以及 EASLO 和 WOES 算法在该最大容忍时延限制下超过最大容忍时延的数据帧的比率。当负载低于 2 Mbps 时，随着负载增加，AFLA 算法超过最大容忍时延的帧比率逐渐降低，这是因为负载较低时，数据帧在节点等待聚合的时间较长，这可能导致某些数据帧时延超过其最大容忍时延；当网络负载高于 2 Mbps 时，随着负载的增加，AFLA 算法超过最大容忍时延的帧比率随之上升，其主要原因在于高负载导致数据帧的队列时延增大，超过最大容忍时延的数据帧比率上升。而对于 EASLO 和 WOES 算法，随着负载的增加，超过最大容忍时延的数据帧比率都呈上升状态，这是由于 EASLO 算法采用了 ONU 负载转移机制，导致某些数据帧的时延增加，超过最大容忍时延，而 WOES 算法采取了无线路由器休眠策略和 ONU 上业务重路由机制，使得该机制下某些业务的时延增加，从而导致该算法下超过最大容忍时延数据帧比率最大。

图 5 给出了 AFLA 算法中第 1 类和第 2 类数据帧在达到各自最大容忍时延的条件下，数据帧成功传输比率以及 EASLO 和 WOES 算法在该最大容忍时延条件下数据帧成功传输比率。在负载较低时，AFLA 算法中达到最大容忍时延数据帧成功完成传

输所占比例在 80%以上，随着负载增加，第 1 类数据帧的成功传输比率基本保持在 80%以上，第 2 类数据帧的成功传输比率维持在 70%以上。这主要是由于本文的调度机制优先保证高优先级数据帧的传输。而对于 EASLO 和 WOES 算法，前者采用 ONU 负载转移机制增加了某些数据帧的总时延，导致其成功传输数据帧的比率较 AFLA 算法低，后者无线域采用无线路由器休眠机制，导致数据帧在无线域的时延较 AFLA 和 EASLO 大，并且 ONU 上采用业务重路由机制也会导致某些数据帧的时延变大，从而使得其在最大容忍时延条件下成功完成数据帧传输的比率最低。

### 5 结束语

为了降低 FiWi 能耗，本文提出一种带有自适应帧长聚合的 FiWi 节能机制，从数据帧传输过程中所附带的大量控制开销角度为出发点，将来自用户不同类型的业务聚合成不同的聚合帧，结合各优先级业务的最大容忍时延对不同优先级数据帧的聚合时间进行限制，并且根据各优先级聚合帧在各个节点上的聚合时间以及业务的最大容忍时延提出一种 ONU 休眠策略，结果表明，所提算法大幅降低了数据传输过程中控制消息的开销，增加了 ONU 的休眠时长，以较小增加数据帧时延为代价，大幅提高了整个网络的能量效率。

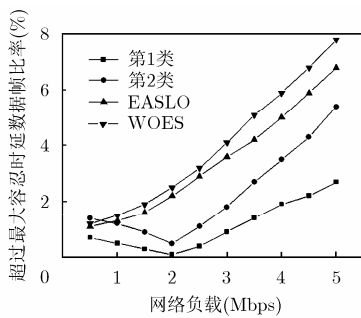


图 4 不同负载下超过最大容忍时延数据帧比率

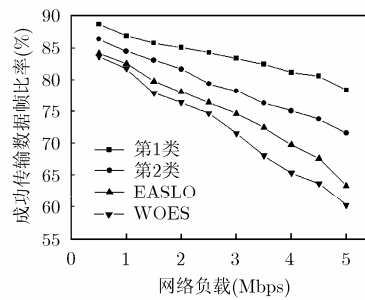


图 5 最大容忍时延条件下成功传输数据帧比率

## 参考文献

- [1] WU Dapeng, ZHANG Puning, WANG Honggang, *et al.* Node service ability aware packet forwarding mechanism in intermittently connected wireless networks[J]. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2016, 15(12): 8169–8181. doi: 10.1109/TWC.2016.2613077.
- [2] VAN D P, RIMAL B P, ANDREEV S, *et al.* Machine-to-Machine communications over FiWi enhanced LTE Networks: A power-saving framework and end-to-end performance[J]. *Journal of Lightwave Technology*, 2016, 34(4): 1062–1071. doi: 10.1109/JLT.2015.2510358.
- [3] BEYRANVAND H, LEVESQUE M, MAIER M, *et al.* Toward 5G: FiWi enhanced LTE-A HetNets with reliable low-latency fiber backhaul sharing and WiFi offloading[J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2017, 25(2): 1–18. doi: 10.1109/TNET.2016.2599780.
- [4] Van D P, RIMAL B P, MAIER M, *et al.* ECO-FiWi: An energy conservation scheme for integrated fiber-wireless access networks[J]. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2016, 15(6): 3979–3994. doi: 10.1109/TWC.2016.2531694.
- [5] FADLULLAH Z M, NISHIYAMA H, KATO N, *et al.* Smart FiWi networks: Challenges and solutions for QoS and green communications[J]. *IEEE Intelligent Systems*, 2013, 28(2): 86–91. doi: 10.1109/MIS.2013.46.
- [6] LIU Jiajia, GUO Hongzhi, NISHIYAMA H, *et al.* New perspectives on future smart FiWi networks: scalability, reliability and energy efficiency[J]. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 2016, 18(2): 1045–1072. doi: 10.1109/COMST.2015.2500960.
- [7] LIU Jiaia, GUO Hongzhi, FADLULLAH Z M, *et al.* Energy consumption minimization for FiWi enhanced LTE-A HetNets with UE connection constraint[J]. *IEEE Communications Magazine*, 2016, 54(11): 56–62. doi: 10.1109/MCOM.2016.1600169CM.
- [8] HAN Pengchao, GUO Lei, LIU Yejun, *et al.* Joint wireless and optical power states scheduling for green multi-radio fiber-wireless access network[J]. *Journal of Lightwave Technology*, 2016, 34(11): 2610–2623. doi: 10.1109/JLT.2016.2529644.
- [9] DHAINI A R, HO P H, SHEN Gangxiang, *et al.* Energy efficiency in TDMA-based next-generation passive optical access networks[J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2014, 22(3): 850–863. doi: 10.1109/TNET.2013.2259596.
- [10] GE Zhihui, LIANG Anzhong, and LI Taoshen. EEFA: energy efficiency frame aggregation scheduling algorithm for IEEE 802.11n wireless network[J]. *China Communications*, 2014, 11(3): 19–26. doi: 10.1109/CC.2014.6825255.
- [11] ALASLANI M, SHOWAIL A, and SHIHADA B. Green frame aggregation scheme for Wi-Fi networks[C]. *IEEE International Conference on High Performance Switching and Routing*, Budapest, Hungary, 2015: 1–6. doi: 10.1109/HPSR.2015.7483076.
- [12] JENO S and LEE J. Adaptive frame aggregation scheme for energy efficiency in WLAN[C]. *IEEE International Conference on Consumer Electronics*, Las Vegas, NV, USA, 2011: 463–464. doi: 10.1109/ICCE.2011.5722685.
- [13] GHAZISAIDI N and MAIER M. Hierarchical frame aggregation techniques for hybrid fiber-wireless access networks[J]. *IEEE Communications Magazine*, 2011, 49(9): 64–73. doi: 10.1109/MCOM.2011.6011735.
- [14] ZHOU Xiaoli and BOUKERCHE A. AFLAS: An adaptive frame length aggregation scheme in vehicular networks[J]. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 2017, 66(1): 855–867. doi: 10.1109/TVT.2016.2533160.
- [15] HABIBI D, AHMAD I, and AHMAD M. Green wireless-optical broadband access network: Energy and quality-of-service considerations[J]. *Journal of Optical Communications & Networking*, 2015, 7(7): 669–680. doi: 10.1364/JOCN.7.000669.
- [16] LIU Yejun, GUO Lei, ZHANG Lincong, *et al.* A new integrated energy-saving scheme in green fiber-wireless(FiWi) access network[J]. *Science China Information Sciences*, 2014, 57(6): 1–15. doi: 10.1007/s11432-013-4958-7.
- [17] GONG Xiaoxue, HOU Weigang, GUO Lei, *et al.* Dynamic energy-saving algorithm in green hybrid wireless-optical broadband access network[J]. *Optik-International Journal for Light and Electron Optics*, 2013, 124(14): 1874–1881. doi: 10.1016/j.ijleo.2012.05.030.
- [18] LI Chengjun, GUO Wei, HU Weisheng, *et al.* Energy-efficient dynamic bandwidth allocation for EPON networks with sleep mode ONU's[J]. *Optical Switching & Networking*, 2015, 15(C): 121–133. doi: 10.1016/j.osn.2014.07.003.
- [19] MANGOLD S, CHOI S, HIERTZ G R, *et al.* Analysis of IEEE 802.11e for QoS support in wireless LANs[J]. *IEEE Wireless Communications*, 2003, 10(6): 40–50. doi: 10.1109/MWC.2003.1265851.
- 吴大鹏: 男, 1979年生, 教授, 博士, 研究方向为泛在无线网络、社会计算、互联网服务质量控制等。
- 吴光锴: 男, 1993年生, 硕士生, 研究方向为光无线融合网络。
- 王汝言: 男, 1969年生, 教授, 博士, 研究方向为泛在网络、全光网络理论与技术、多媒体信息处理等。