

## FiWi 网络低延迟分布式动态带宽分配算法

朱悦<sup>1</sup>,何荣希<sup>1\*</sup>,陈晓静<sup>1,2</sup>

(1.大连海事大学 信息科学技术学院,辽宁 大连 116026;2.大连科技学院,辽宁 大连 116052)

**摘要:**针对光纤无线网络已有动态带宽分配算法时延较大、信道利用率较低的问题,提出一种低延迟分布式动态带宽分配算法。该算法每个轮询周期包含无线请求报告和上行数据传输两个子周期,可在无线信道和上行信道并行进行。无线请求报告子周期采用双向轮询方式,而且节点回传 Gate 帧与上传数据也并行进行。仿真结果表明:该算法可降低数据包平均时延和节点平均队列长度,提高上行信道利用率。

**关键词:**光纤无线网络;动态带宽分配;分布式;双向轮询;并行

**中图分类号:**TN929.11 **文献标志码:**A **文章编号:**1002-5561(2020)07-0040-07

**DOI:**10.13921/j.cnki.issn1002-5561.2020.07.010

**开放科学(资源服务)标识码(OSID):**



## Low latency distributed dynamic bandwidth allocation algorithm in FiWi networks

ZHU Yue<sup>1</sup>, HE Rongxi<sup>1\*</sup>, CHEN Xiaojing<sup>1,2</sup>

(1. College of Information Science and Technology, Dalian Maritime University, Dalian Liaoning 116026, China;

2. Dalian University of Science and Technology, Dalian Liaoning 116052, China)

**Abstract:** In order to solve the problems of large delay and low channel utilization of existing dynamic bandwidth allocation (DBA) algorithms in fiber-wireless (FiWi) networks, a low latency distributed DBA (LLD-DBA) algorithm is proposed. Each polling cycle of LLD-DBA consists of two sub-cycles of wireless reporting and upstream data transmission, which can be carried out in parallel on the wireless channel and the upstream channel, respectively. The bidirectional polling is adopted in the sub-cycle of wireless reporting, and each node can transmit the Gate frame to its neighbor node and upload its data in parallel. Extensive simulation results show that compared with the existing algorithms, the proposed algorithm can reduce the average packet delay, average queue length of nodes, and improve the utilization of upstream channel.

**Key words:** fiber-wireless networks; dynamic bandwidth allocation; distributed; bidirectional polling; parallel

## 0 引言

典型的光纤无线(FiWi)网络由后端的无源光网络(PON)和前端的无线网络(如 WiFi、Wimax、蜂窝网络等)构成,其中 PON 的光网络单元(ONU)可与无线网络的基站(BS)或接入点(AP)集成在一起,形成 ONU-BS 或 ONU-AP 节点为有线或无线用户提供宽带接入

收稿日期:2019-12-31。

**基金项目:**国家自然科学基金项目(61371091、61801074)资助;大连市科技创新基金项目(2019J11CY015)资助。

**作者简介:**朱悦(1995—),女,辽宁大连人,硕士生,2017 年获得大连海事大学电子信息工程工学学士学位,现就读于大连海事大学信息科学技术学院信息与通信工程专业,主要从事光纤无线网络动态带宽分配算法的研究。

\*通信作者:何荣希(Email: hrx@dlmu.edu.cn)。



服务<sup>[1-2]</sup>。FiWi 网络融合了光网络大容量、高可靠和稳健性以及无线网络灵活、方便部署和低成本等优点,可以满足移动互联网和物联网的高回传带宽和低时延需求,具有非常广阔的应用前景<sup>[1-3]</sup>。

上行信道资源分配是影响 FiWi 网络性能的关键因素之一,已引起业界极大关注。文献[4-5]提出多种动态带宽分配(DBA)算法,这些算法大多属于以光线路终端(OLT)为控制中心的集中式 DBA 算法,ONU 和 OLT 之间需交互 Report 和 Gate 控制帧,节点的 Report 帧紧随数据后上传,会占用上行信道带宽,降低了上行信道利用率。而且,OLT 与 ONU 之间往往距离较远,往返时延(RTT)较大,导致二者之间的控制帧交互所需时间较长,也会增加数据包平均时延。

近年来,工业互联网、增强/虚拟现实和移动边缘

计算等新兴业务的出现,使 FiWi 网络面临如何进一步节约回传带宽和降低时延等诸多挑战<sup>[1-3,6]</sup>。而集中式 DBA(CDBA)算法往往时延较大,影响了用户的业务体验。为此,文献[7]提出一种分布式 DBA(DDBA)算法。与 CDBA 算法不同,该算法利用 ONU-AP 节点间的无线信道交换控制帧,由各个 ONU-AP 节点计算授权带宽,上行信道仅传输数据。与 CDBA 算法相比,DDBA 算法可显著增加上行信道利用率,降低数据包平均时延。但是,该算法控制帧交互采用单向轮询方式,因此,控制帧交互所需时间较长,节点不得不较早发送 Report 帧。由于 FiWi 网络数据突发性较强,往往会出现节点报告带宽请求信息与其实际上传数据时的队列长度差异较大,导致数据包排队时延增加,同时也会降低上行信道利用率。

针对 DDBA 算法的不足,本文提出一种低延迟分布式动态带宽分配(LLD-DBA)算法,可以提高 Report 帧的实时性、减少节点队列排队长度、降低数据包平均时延和提高上行信道利用率。

## 1 问题分析

与典型的 CDBA 算法采用以 OLT 为控制中心的轮询机制不同,DDBA 算法和本文提出的 LLD-DBA 算法每个轮询周期将控制帧交互与数据传输,分别在无线信道和上行信道并行完成无线请求报告及上行数据传输这 2 个子周期时序。典型的 CDBA 算法、DDBA 算法和 LLD-DBA 算法的时序图对比情况如图 1 所示。

基于离线方式的 CDBA 算法时序图如图 1(a)所示,各节点的 Report 帧紧随数据包后上传 OLT,二者都要占用上行信道资源。由于 ONU-AP 与 OLT 距离较远,导致 RTT 较大,会使上行信道中当前轮询周期的数据传输结束与下一轮询周期数据传输开始之间出现较长空闲时间(如图中  $T_2$ ),降低了上行信道利用率,增加了数据包平均时延。另外,也会导致每个 ONU-AP 发送 Report 帧与其实际上传数据之间的时间间隔较长(图中  $T_1$ ),使其报告的带宽需求信息不能精确反映实际上传时刻队列情况,导致其授权带宽可能远小于实际上传时队列长度,会增加数据包排队时延,甚至出现丢包。

DDBA 算法的时序图如图 1(b)所示,无线请求报告子周期及上行数据传输子周期并行进行,ONU-AP 节点之间利用无线信道交换 Report 帧,可以避免较大 RTT 的影响,降低节点发送 Report 帧与实际上传数据之间的时间间隔(图中的  $T_3 < T_1$ ),使节点报告和授权带

宽与其实际上传时队列情况更相符。同时,减少了 OLT 进行 DBA 计算及传送 Gate 帧引起上行信道的空闲时间(图中  $T_4 < T_2$ ),有利于提高上行信道利用率。

但是,DDBA 算法无线请求报告子周期采用单向轮询方式,在当前上行数据传输子周期结束前,节点 1 开始向其后续节点发送 Report 帧,收到 Report 帧的节点依次附加其带宽请求信息并转发至下一节点。节点  $N$  收到邻节点的 Report 帧并添加自身带宽请求信息后,向邻节点回传该帧。各节点依次回传所收到 Report 帧,直至节点 1 收到后,全部节点同时运行相同 DBA 算法,然后各节点按照节点编号升序依次上传数据。由于其无线请求报告子周期采用单向轮询方式,各个节点以串行方式进行,所需时间较长,会导致每个节点发出 Report 帧与实际上传数据二者之间时间间隔较大以及节点授权带宽与其实际队列情况不匹配,使在报告带宽请求后到达节点的数据包无法及时上传。这一方面会增加数据包的排队延时(甚至出现丢包),另一方面也会导致上行信道少传输数据包,降低了信道利用率。

LLD-DBA 算法时序图如图 1(c)所示,与 DDBA 算法不同,该算法无线请求报告子周期采用双向轮询机制,分别从最远离中心节点 1、 $N$  的两端节点开始依次附加请求信息向中心节点  $M$  报告带宽请求信息(图中  $N=3, M=2$ )。中心节点计算带宽授权后,向两侧邻接点回传 Gate 帧。各邻接点收到 Gate 帧后,继续向各自邻接点转发 Gate 帧,并在其授权时刻上传数据,从而减少了无线请求报告子周期长度(图中  $T_{\text{rep-L}} < T_{\text{rep-D}}$ ),可以推迟节点发送 Report 帧的时间。而且该算法使先收到 Gate 帧的节点先上传数据,也有助于进一步减少节点发送 Report 帧与实际上传数据之间的时间间隔(图中  $T_5 < T_3$ )。故而可使带宽授权信息更符合节点队列情况,避免了时间间隔过长导致节点队列长度激增,可以减少后续到达数据包的排队时间,也有助于提高上行信道利用率。

由于 ONU-AP 节点具有较强的处理能力,其处理控制帧所需时间较短,因此,无线请求报告子周期长度主要取决于节点之间的传输时延和传播时延以及进行带宽授权计算所需时间。LLD-DBA 算法和 DDBA 算法无线请求报告子周期长度分别为:

$$T_{\text{rep-L}} = T_{\text{DBA}} + \max \left\{ \sum_{i=1}^{\frac{N}{2}} (T_{i,i+1}^{\text{t}} + T_{i,i+1}^{\text{p}}), \sum_{i=N}^{\frac{N}{2}} (T_{i,i-1}^{\text{t}} + T_{i,i-1}^{\text{p}}) \right\} \quad (1)$$

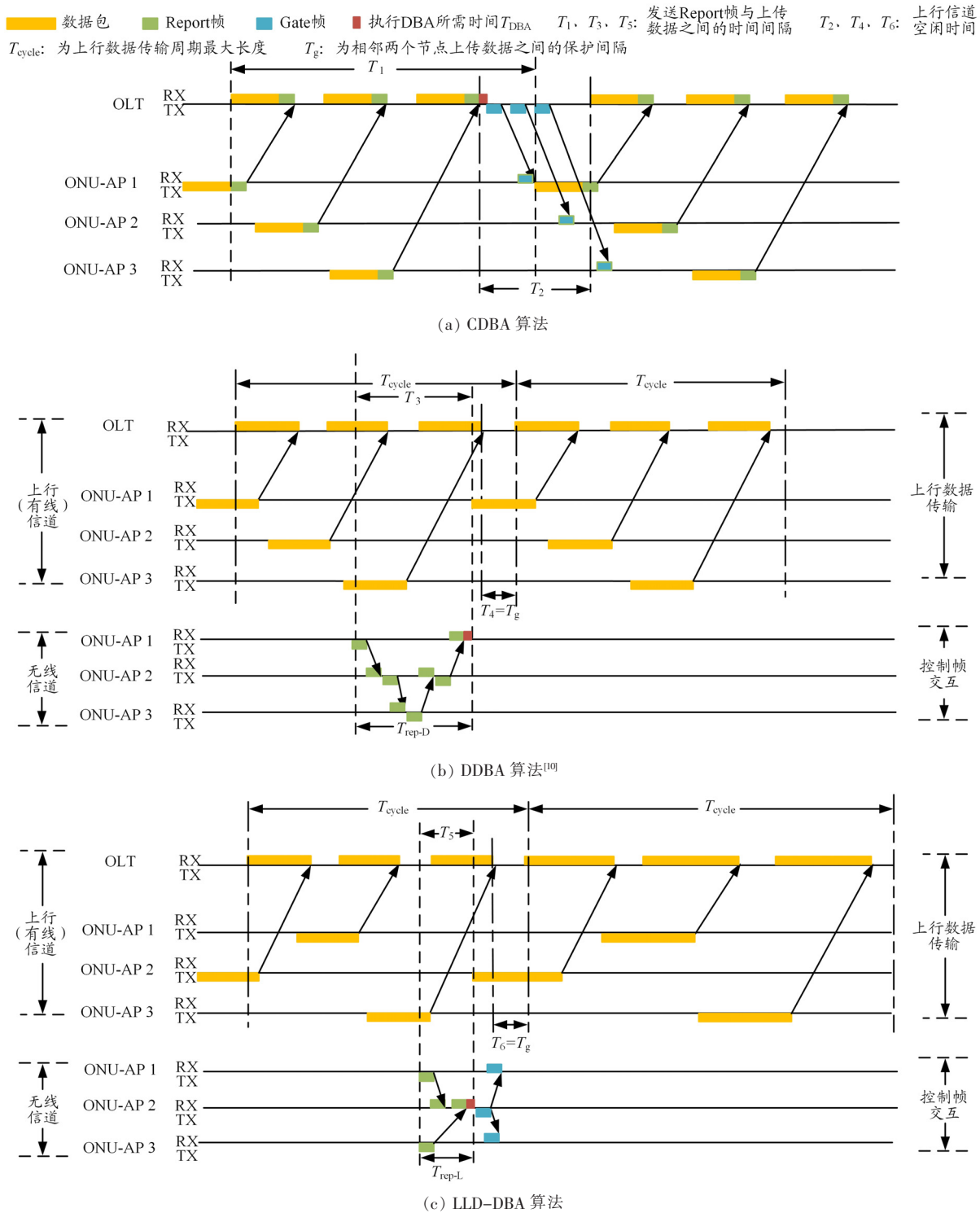


图1 3种算法时序对比图

$$T_{rep-D} = T_{DBA} + 2 \sum_{i=1}^N (T_{i,i+1}^l + T_{i,i+1}^p) \quad (2)$$

其中,  $T_{i,i+1}^l$  和  $T_{i,i+1}^p$  分别为相邻节点间交换 Report 帧的传输时延和传播时延,  $T_{DBA}$  为节点计算授权带宽时间,  $N$  为 ONU-AP 节点总数。比较式(1)和式(2)可以看出, 与 DDBA 算法相比, LLD-DBA 算法可以明显降低

无线请求报告子周期长度, 有利于推迟节点发送 Report 帧的时间, 可提高带宽授权的时效性、降低节点数据包排队时延。另外, 对比图 1(b)与图 1(c)还可发现, 即使网络负载相同时, 由于 LLD-DBA 算法中节点可以更晚报告其带宽请求, 有利于获取更符合队列情况的授权带宽, 往往在下一上行数据传输子周期可传输

更多数据,有利于提高上行信道利用率和减少数据包平均时延。

## 2 算法描述

LLD-DBA 算法采取离线调度方式,轮询周期包括并行执行的无线请求报告子周期和上行数据传输子周期。无线请求报告子周期采用双向轮询方式, Gate 帧传输与上传数据可并行进行,并保证无线请求报告子周期的结束时间不晚于上行数据传输子周期的结束时间。进行带宽授权时,将轻负载节点的剩余带宽按比例重新分配给重负载节点,同时综合考虑节点收到 Gate 帧的先后顺序以及上行信道的分配情况,安排节点传输顺序,可以减少信道空闲时间、降低数据包在节点的排队时延。算法的具体描述如下:

①无线请求报告子周期长度确定。在当前轮询周期  $T_{\text{rep}}$  (具体计算见后文) 结束前, FiWi 无线前端从两端节点 1 和节点  $N$  开始, 向其前序(后序)节点(节点 1 向节点 2, 节点  $N$  向节点  $N-1$ ) 发送包含带宽请求信息的 Report 帧。节点收到相邻节点的 Report 帧后, 更新相关信息并附加自己的带宽请求信息后, 按相同方向继续发送 Report 帧。重复此过程, 直到中心节点  $M = (1+N)/2$  分别收到来自节点  $M-1$  和  $M+1$  的 Report 帧。

借鉴以太无源光网络(EPON)中 Report 帧格式设计 FiWi 无线前端节点  $i(i \neq M)$  发出 Report 帧格式, 其中包括源地址、目的地址、用于标识与区分不同的控制帧的长度/类型及操作码域、用于校验接收帧的完整性的帧校验序列和带宽请求信息, 可求出节点  $i$  的 Report 帧长度为:

$$F_i = \begin{cases} F_0 + i \times F_{\text{req}}, & i \in \bar{S}_M \\ F_0 + (N+1-i) \times F_{\text{req}}, & i \in S_M^+ \end{cases} \quad (3)$$

其中,  $F_0$  为帧头和帧尾的总开销, 共 24 字节;  $F_{\text{req}}$  指节点带宽请求信息所占长度, 共 2 字节;  $S_M^+$ 、 $\bar{S}_M$  分别为节点编号比  $M$  大或小的 ONU-AP 节点集合。Report 帧中带宽请求信息是节点 1, 节点 2, ..., 节点  $i$  或节点  $N$ , 节点  $N-1$ , ..., 节点  $i$  的带宽请求信息, 可以根据源地址区分节点位于中心节点的哪一侧, 进而推断出 Report 帧中各个带宽请求信息所属节点编号。与文献[7]的 Report 帧格式相比, 本文中节点  $i$  的 Report 帧无需包含其前序节点的编号信息, 可以进一步减少帧长度。

从式(3)可看出, 每个节点发出 Report 帧长度是

变化的。节点编号越接近  $M$ , 其 Report 帧长度越长。可求出所有节点发出 Report 帧的最大长度为:

$$F_i^{\max} = F_0 + \max\{(M-1), (N-M)\} \times F_{\text{req}} \quad (4)$$

考虑到 EPON 支持的最大分光比为 64, 即  $N \leq 64$ , 可得出  $M \leq 32$ , 从而可求出  $F_i^{\max} \leq 88$  字节。由于大多数节点的 Report 帧长度都远小于  $F_i^{\max}$ , 因此, 无线前端节点传输 Report 帧不会消耗过多无线信道资源。当上行信道和无线信道的传输速率分别为  $R_{\text{up}}$ 、 $R_w$  时, 可求出节点  $i$  向其邻节点  $j$  发送 Report 帧的传输时延  $T_{i,j}^t = \frac{F_i}{R_w}$  和传播时延  $T_{i,j}^p = \frac{d_{i,j}}{c}$ , 其中  $F_i$  为节点  $i$  发出 Report 帧的长度,  $d_{i,j}$  为节点  $i$  到节点  $j$  的距离,  $c$  为电磁波在真空中的传播速度, 其值为  $3 \times 10^8$  m/s。从而可求出从节点 1 和节点  $N$  开始发送 Report 帧到节点  $M$  收到节点  $M-1$  和节点  $M+1$  的 Report 帧所需时间分别为:

$$T_l = \sum_{i=1}^{M-1} (T_{i,i+1}^t + T_{i,i+1}^p) \quad (5)$$

$$T_r = \sum_{i=N}^{M+1} (T_{i,i-1}^t + T_{i,i-1}^p) \quad (6)$$

由于每个节点处理 Report 帧的时间很短, 式(5)、式(6)中已忽略不计。中心节点  $M$  收到所有节点的 Report 帧后, 进行带宽分配计算, 从而可求出无线前端节点间完成 Report 帧交换以及中心节点执行 DBA 所需总时间(即无线请求报告子周期长度)为:

$$T_{\text{rep}} = \max\{T_l, T_r\} + T_{\text{DBA}} \quad (7)$$

②节点授权带宽计算。为防止上行信道被业务量大的节点独占, 文献[8]为每个节点设定最大授权带宽  $B_{\max}$  为:

$$B_{\max} = \frac{(T_{\text{cycle}} - N \times T_g) \times R_{\text{up}}}{8 \times N} \quad (8)$$

依据各个节点的带宽请求  $B_i^{\text{req}}$ , 可以得到所有节点总的带宽请求  $B^{\text{req}} = \sum_{i=1}^N B_i^{\text{req}}$ 。中心节点  $M$  收到所有节点的带宽请求后, 依次将第  $i$  个节点的请求带宽  $B_i^{\text{req}}$  与  $B_{\max}$  比较。如果  $B_i^{\text{req}} > B_{\max}$ , 则节点  $i$  属于重负载节点; 反之, 属于轻负载节点。

由于 FiWi 网络业务突发性较强, 在一个轮询周期内会同时存在轻、重负载节点。将轻负载节点的剩余带宽重新分配给重负载节点, 可以提高信道利用率。如果节点  $i$  属于轻负载节点, 则授权其请求带宽  $B_i^{\text{req}}$ , 即节

点实际授权带宽  $B_i^g = B_i^{\text{req}}$ 。此时该节点的剩余带宽  $B_i^{\text{excess}} = B_{\text{max}} - B_i^g$ 。所有轻负载节点构成集合  $S_L$ ,从而可求出所有轻负载节点总的剩余带宽  $B^{\text{excess}} = \sum_{i \in S_L} B_i^{\text{excess}}$ 。

设所有重负载节点构成集合  $S_H$ ,对于该集合中的任意一节点  $i$ ,首先计算它无法满足的请求带宽  $B_i^s = B_i^{\text{req}} - B_{\text{max}}$ ;然后,计算集合  $S_H$  中所有节点总的不足带宽  $B^s = \sum_{i \in S_H} B_i^s$ ;最后,为重负载节点分配轻负载节点的剩余带宽  $B^{\text{excess}}$ 。为了确保节点之间的公平性,按不足带宽所占权重分配剩余带宽,并限制授权带宽不超过其带宽请求,可得重负载节点  $i$  实际授权带宽  $B_i^g$  为:

$$B_i^g = \min \left\{ B_{\text{max}} + B^{\text{excess}} \times \frac{B_i^s}{B^s}, B_i^{\text{req}} \right\} \quad (9)$$

③节点上行数据传输时间确定。由于节点越晚发出 Report 帧,其带宽请求信息以及依据该信息的带宽授权才越可能接近其实际上传数据时的队列情况。为了尽量缩短节点发送 Report 帧与开始上传数据之间的时间间隔,同时又尽可能减少上行信道的空闲时间,中心节点  $M$  在决定各个 ONU-AP 节点上传数据的顺序时,让先收到 Gate 帧的节点先传送。即在每个轮询周期内,中心节点  $M$  最先上传数据,然后两侧节点依次交叉上传。为确定两侧节点的上传顺序,当  $N$  为奇数时,将节点  $M$  两侧节点分为  $Z_1 = \{M-1, M+1\}$ 、 $Z_2 = \{M-2, M+2\}$ 、...、 $Z_{M-2} = \{2, N-1\}$ 、 $Z_{M-1} = \{1, N\}$ ,共  $M-1$  组;而  $N$  为偶数时,两侧节点分为  $Z_1 = \{M-1, M+1\}$ 、 $Z_2 = \{M-2, M+2\}$ 、...、 $Z_{M-2} = \{2, N-2\}$ 、 $Z_{M-1} = \{1, N-1\}$ 、 $Z_M = \{N\}$ ,共  $M$  组。由于包含在  $Z_{k-1}$  组中的节点较  $Z_k$  组中的节点先收到 Gate 帧,其上传数据时间也更早。对于  $Z_k (k \neq M)$  组中的 2 个节点  $M+k$  和  $M-k$ ,其上传数据包先后顺序取决于它们收到 Gate 帧的时间  $t_{M+k}^g$  和  $t_{M-k}^g$ ,可求出:

$$t_{M \pm k}^g = t^b + \sum_{j=0}^{k-1} \left( \frac{d_{M \pm j, M \pm j+1}}{c} + \frac{F_g}{R_w} \right) \quad (10)$$

其中,  $F_g$  为 Gate 帧长度,  $t^b$  为下一上行数据传输子周期开始时间,  $d_{M \pm j, M \pm j+1}$  为节点  $M \pm j$  到节点  $M \pm j+1$  的距离。

选择  $t_{M+k}^g$  和  $t_{M-k}^g$  较小的节点在节点  $M$  传输结束后开始上传数据,随后另一节点才上传数据包。若二者相

等,考虑到节点  $N$  为偶数时,会导致  $S_M^+$  节点数比  $S_M^-$  多一个,因此选择节点  $M+k$  先于  $M-k$  传输。中心节点  $M$  依次判定  $Z_1, Z_2, \dots, Z_k (k \neq M)$  等各组中节点的上传顺序。显然,所有节点中节点  $M$  第一个上传数据,节点 1 或节点  $N$  最后上传。

对于  $Z_k (k \neq M)$  中的 2 个节点  $M+k$  和  $M-k$ ,其实际上传数据时间取决于其上行信道最早可用时间(即上一节点传输结束时间),可求出二者上行信道最早可用时间分别为:

$$t_{M+k}^f = t^b + \left( \frac{B_M^g}{R_{\text{up}}} + T_g \right) + \sum_{j=1}^{k-1} \left( \frac{B_{M+j}^g + B_{M-j}^g}{R_{\text{up}}} + T_g \right) + \delta_k \cdot \left( \frac{B_{M-k}^g}{R_{\text{up}}} + T_g \right) \quad (11)$$

$$t_{M-k}^f = t^b + \left( \frac{B_M^g}{R_{\text{up}}} + T_g \right) + \sum_{j=1}^{k-1} \left( \frac{B_{M+j}^g + B_{M-j}^g}{R_{\text{up}}} + T_g \right) + (1 - \delta_k) \cdot \left( \frac{B_{M+k}^g}{R_{\text{up}}} + T_g \right) \quad (12)$$

其中,  $\delta_k = \begin{cases} 0, & \text{当 } t_{M+k}^g \leq t_{M-k}^g \\ 1, & \text{其它} \end{cases}$ ,  $B_M^g$  表示中心节点  $M$  的授权

带宽。从而可求出节点  $M+k$  和  $M-k$  上传数据的实际开始时间为:

$$t_{M \pm k}^b = \max \{ t_{M \pm k}^g, t_{M \pm k}^f \} \quad (13)$$

节点  $M+k$  和  $M-k$  上传数据结束时间分别为:

$$t_{M \pm k}^e = t_{M \pm k}^b + \frac{B_{M \pm k}^g}{R_{\text{up}}} + T_g \quad (14)$$

以此类推,中心节点计算出所有节点的实际开始上传数据时间,并依据各个节点的授权带宽,生成 Gate 帧。中心节点  $M$  通过上行信道在其授权时间开始向 OLT 上传数据,同时通过无线信道向两侧节点  $M-1$  和  $M+1$  转发 Gate 帧。2 个节点收到 Gate 帧后,依据其授权时间和带宽上传数据,并分别向其邻节点  $M-2$  和  $M+2$  转发 Gate 帧。重复上述过程,直到节点 1 和节点  $N$  收到 Gate 帧并在授权时间按照授权带宽上传数据,可求出下一上行数据传输子周期的结束时间为  $t^e = \max \{ t_1^e, t_N^e \}$ 。

为了尽可能减少下一上行数据传输子周期开始与当前上行数据传输子周期结束之间上行信道的空闲时间,无线请求报告子周期的结束时间应早于当前上行数据传输子周期结束时间。另一方面,为了缩短节点发送 Report 帧与开始上传数据之间的间隔,应尽可能推迟无线请求报告子周期的开始时间。基于以上考

虑,下一无线请求报告子周期的开始时间  $t'$  应满足  $t' = t - T_{\text{rep}}$ 。

在  $t'$  时,节点 1 和节点  $N$  启动新的(下一轮询周期)无线请求报告子周期,各个节点向中心节点  $M$  报告 Report 帧。文献[7]指出,无线请求报告子周期长度  $T_{\text{rep}}$  小于上行数据传输子周期长度  $T_{\text{cycle}}$  时,DDBA 算法可以有效工作。但是,当负载极低时,可能出现  $T_{\text{rep}} < T_{\text{cycle}}$ ,此时节点需等待无线请求报告子周期结束后,才可以开始下一上行数据传输子周期,这会导致上行信道出现空闲。文献[7]分析指出,由于无线请求报告子周期时间极短,上述信道空闲导致的带宽浪费微不足道。从上文描述可知,与文献[7]相比,本文所提算法能够进一步降低无线请求报告子周期长度,因而进一步避免了上述不利情况的发生。

### 3 仿真及数据分析

本文利用 OPNET 17.5 软件搭建 FiWi 网络平台,对提出的 LLD-DBA 算法进行仿真评测,并与 CDBA 算法与 DDDBA 算法进行对比。其中,CDBA 算法是文献[7]在经典的自适应循环周期交织轮询(IPACT)算法[8]基础上引入剩余带宽重分配策略改进而成的。仿真场景包括 1 个 OLT、1 个光分路器和 16 个 ONU-AP 节点,每个 ONU-AP 节点可通过有线或无线方式连接数量不等的固定或移动用户。OLT 与 ONU-AP 之间距离 20 km,相邻 ONU-AP 之间距离 300 m。ONU-AP 到 OLT 的上行信道带宽是 1 Gb/s,用户到 ONU-AP 的带宽为 100 Mb/s,ONU-AP 与 ONU-AP 之间的无线信道带宽为 326 Mb/s<sup>[7]</sup>。用户上行数据的产生服从参数  $H$  为 0.8 的 Pareto 分布,数据包长度在 64~1518 字节均匀分布<sup>[9]</sup>。仿真评测指标为数据包平均时延、上行信道利用率和节点平均队列长度。仿真参数  $T_{\text{cycle}}=2$  ms、 $T_g=$

$5 \mu\text{s}$ 、 $F_i^{\text{max}}=40$  Bytes、 $F_g=72$  Bytes。

不同相对网络负载(网络中每秒产生数据的总比特数与  $R_{\text{up}}$  的比值<sup>[9]</sup>)下,3 种算法数据包平均时延的变化对比情况如图 2 所示,3 种算法的数据包平均时延随网络负载增加而增大。但是,无论网络负载如何变化,LLD-DBA 算法数据包平均时延最低,而且 CDBA 算法的数据包平均时延性能不及 DDDBA 算法和 LLD-DBA 算法。这是因为网络负载增加会导致每个节点需上传数据包增多,使数据包在节点处的排队时间增加,因而 3 种算法的数据包平均时延增加。与 CDBA 算法相比,DDDBA 和 LLD-DBA 算法利用 ONU-AP 节点之间的无线信道交换控制帧,上行数据传输子周期和无线请求报告子周期可并行进行。一方面上行信道仅传输数据包,可以减少控制帧占用信道的开销,有利于数据包更快上传,降低了数据包平均时延。另一方面,CDBA 算法中 ONU-AP 的 Report 帧紧随数据后上传至 OLT,ONU-AP 收到来自 OLT 的 Gate 帧后才在下一轮询周期相应授权时间上传数据包。由于 RTT 较长,导致节点发出 Report 帧与实际上传数据的时间间隔较长。而网络业务具有突发性,OLT 依据 Report 帧授权的带宽往往不能反映节点实际上传时数据包排队情况(在网络负载较重时差异更为明显),易导致节点队列中的数据包不能及时上传,因此,其数据包平均时延性能不及分布式算法。尽管都采用分布式 DBA 机制,由于 DDDBA 算法无线请求报告子周期采用单向轮询方式,而 LLD-DBA 算法采用双向轮询方式,在中心节点进行带宽分配时,其无线请求报告子周期所需时间短于 DDDBA 算法,可以大大减少节点发出 Report 帧与上传数据包之间的时间差,使带宽授权所依据信息更接近节点实际上传时队列的数据包排队

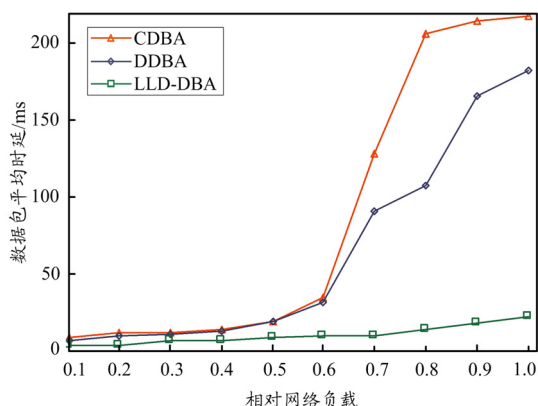


图2 不同算法数据包平均时延比较

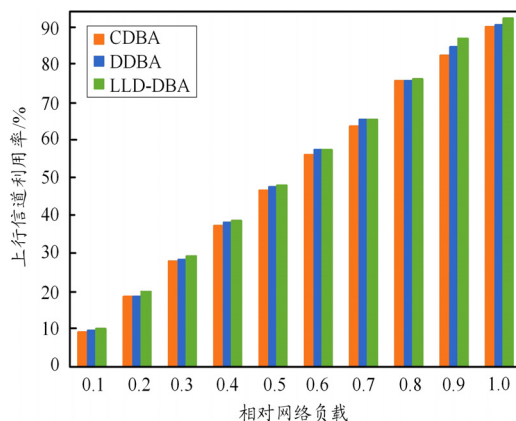


图3 不同算法上行信道利用率比较

情况,从而可避免节点发送 Report 帧后由于突发数据包到达使节点队列增加而无法及时上传导致的排队时延增加,进一步降低数据包平均时延。这种优势在高负载时尤为明显。因此,LLD-DBA 算法的数据包平均时延性能最佳,低于其它 2 种算法。

3 种算法的上行信道利用率随网络负载变化的情况如图 3 所示。3 种算法的上行信道利用率随网络负载增加呈递增趋势,但是,LLD-DBA 算法的信道利用率始终高于其它 2 种算法,而 DDBA 略高于 CDBA 算法。原因在于:网络负载增加,导致节点处有待上传数据包增多,上行信道中传输的数据包就越多,因而 3 种算法的上行信道利用率增加。与 CDBA 算法不同,DDBA 算法和 LLD-DBA 算法上行信道仅传输数据包,避免了传输控制帧的开销,因此,其上行信道利用率优于 CDBA 算法。与 DDBA 算法无线请求报告子周期采用单向轮询方式相比,LLD-DBA 算法采用双向轮询方式,而且从中心节点开始上传数据包,可以缩短节点发送 Report 帧和实际上传数据的时间间隔,有利于更合理分配上行信道资源,可传送更多数据包,因此,其上行信道带宽利用率优于 DDBA 算法。

不同网络负载下 3 种算法的节点平均队列长度性能比较情况如图 4 所示。随着网络负载增加,3 种算法的节点平均队列长度不断上升,但是 LLD-DBA 算法的平均队列长度涨势较缓,而且低于其它 2 种算法(高负载时更为明显)。原因在于:随着网络负载增加,到达各个节点的数据包增多,导致各个节点的平均队列长度有所增加,因此,3 种算法的节点平均队列长度上升;由于 DDBA 算法和 LLD-DBA 算法的上行信道利用率优于 CDBA 算法,有利于上传更多数据包,其节点平均队列长度低于 CDBA 算法;与无线请求报告子周期采用单向轮询机制的 DDBA 算法相比,LLD-

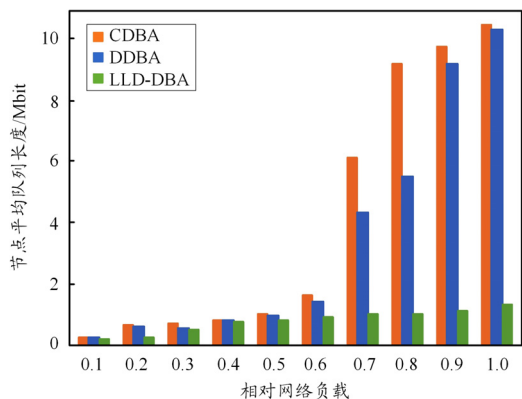


图 4 不同算法节点平均队列长度比较

DBA 算法采用双向轮询机制,可以进一步提高上行信道利用率,有利于减少节点处数据包的排队时间,因此,其节点平均队列长度低于 DDBA 算法。

#### 4 结束语

本文针对 FiWi 网络提出一种 LLD-DBA 算法,该算法中每个轮询周期分为并行处理的无线请求报告及上行数据传输 2 个子周期。在无线请求报告子周期,ONU-AP 节点间利用无线信道,采用双向轮询方式完成控制帧交互,并由中心 ONU-AP 节点计算带宽授权,同时各节点上传数据和回传 Gate 帧可并行进行。上述机制可提高上行信道利用率、缩短节点报告带宽请求与上传数据之间的时间间隔,有助于避免节点发出 Report 帧后突发流量导致节点队列长度急剧变化而降低网络性能。仿真结果表明:与已有算法相比,LLD-DBA 算法可改善数据包平均时延、上行信道利用率和节点平均队列长度等性能。

#### 参考文献:

- [1] CHEN J, LI J. Passive Optical Network Based Mobile Backhaul Enabling Ultra-Low Latency for Communications Among Base Stations[J]. IEEE/OSA Journal of Optical Communications & Networking, 2017, 9(10): 855-863.
- [2] MAIER M, EBRAHIMZADEH A. Towards immersive tactile Internet experiences: Low-latency FiWi enhanced mobile networks with edge intelligence [J]. IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking, 2019, 11(4): B10-B25.
- [3] WANG X, JI Y, ZHANG J, et al. Low-Latency Oriented Network Planning for MEC-enabled WDM-PON based Fiber-Wireless Access Networks[J]. IEEE Access, 2019, (7): 183383-183395.
- [4] 何蓉,谢辉,方旭明. FiWi 网络比例公平和 QoS 感知的分级动态带宽分配机制[J]. 电子与信息学报, 2017, 39(6): 1409-1416.
- [5] SARIGIANNIDIS A, NIKOPOLITIDIS P. Quality-of-service-aware fair bandwidth allocation scheme for fibre wireless networks[J]. IET Networks, 2016, 5(3): 56-63.
- [6] CHANG W, HU Y, SHOU G, et al. An offloading scheme leveraging on neighboring node resources for edge computing over fiber-wireless (FiWi) access networks[J]. China Communications, 2019, 16(11): 107-119.
- [7] HOSSAIN A, HOSSAIN A D, KOUAR M, et al. Revisiting FiWi: On the Merits of a Distributed Upstream Resource Allocation Scheme [J]. IEEE/OSA Journal of Optical Communications & Networking, 2017, 9(9): 773-781.
- [8] KRAMER G, MUKHERJEE B, PESAVENTO G. IPACT: a dynamic protocol for an Ethernet PON (EPON) [J]. IEEE Communications Magazine, 2002, 40(2): 74-80.
- [9] 于存谦,唐明珠,何荣希. TWDM-PON 中时延约束节能动态波长带宽分配算法[J]. 通信学报, 2018, 39(9): 110-121.