

新的支持 ONU 睡眠模式的时隙管理方案

张引发¹, 贾磊², 杨剑¹, 刘涛¹

(1. 西安通信学院 信息传输系, 陕西 西安 710106; 2. 61920 部队, 四川 成都 610505)

摘要: 针对光网络单元 (ONU) 的节能问题, 提出了一种新的基于轮询周期的时隙管理方案。本方案以轮询周期为带宽分配单元, 在每个轮询周期的开始为各 ONU 分配收/发时隙, 并将时隙分配信息通过修改过的 GATE 帧广播至所有 ONU 中, 各 ONU 接收 GATE 帧并提取各自的收/发时隙分配信息, 在本轮询周期分配的时隙内接收/发送数据, 在无收发任务的时间内进入低耗能的睡眠状态。理论分析和数值仿真计算表明, 采用本方案的 ONU, 其能耗仅为普通 ONU 能耗的 11%, 而引入的下行分组延时不超过 2ms, 下行平均队列长度在 2Mbit 以内。

关键词: 以太网无源光网; 睡眠模式; 能耗; 时隙管理; 分组延时

中图分类号: TN913.7

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2012)10-0175-08

New slot management scheme supporting ONU sleep mode

ZHANG Yin-fa¹, JIA Lei², YANG Jian¹, LIU Tao¹

(1. Transmission of Information Department, Xi'an Communications Institute, Xi'an 710106, China; 2. Unit 61920, Chengdu 610505, China)

Abstract: Aimed at the problem of optical network units (ONU) energy saving, a new based on the polling cycle time slot management scheme was proposed. In this scheme, polling cycle was a bandwidth allocation unit, and the transceiver time slots for each ONU were assigned at the beginning of each polling cycle, then the slot allocation information was broadcasted to each ONU through a modified GATE frame. Each ONU received the GATE frame, and extracted its own slot allocation information, and thus received or transmitted data within the allocated time slots in the polling cycle. When there was no need for receiving or transmitting data, the ONU would go into sleep mode with low energy consumption. Theoretical analysis and numerical simulation calculations show that the ONU with new time slot management scheme is only 11% of the energy consumption of the ordinary ONU, While the introduction of the downlink packet delay don't exceed 2ms, and downlink average queue length is less than 2Mbit.

Key words: Ethernet passive optical network; sleep mode; power consumption; slot management; group delay

1 引言

随着绿色环保节能减排正在成为全球的热点, 信息通信产业越来越关注全方位的绿色环保和节能减排。最近几年, 信息与通信技术领域的全球二氧化碳排放量占有排放量的 2%~2.25%, 并且到 2020 年有望达到目前水平的 2 倍^[1]。而在宽带接入网中, 包括高速数字用户线路 (DSL) 和无源光网 (PON)

等设备, 其能耗占整个通信网能耗的 75%以上^[2]。为此, 接入网的节能降耗问题越来越受到人们的关注。有专家指出离用户近的节点采用无源设备可以使整个系统的总耗能降低^[1]。在接入网的不同网络结构中, PON 是能量利用率最高的网络^[3]。然而, 在被广泛部署和应用的以太网无源光网 (EPON) 中, 由于其终端设备光网络单元 (ONU) 数量巨大且用户业务需求随机, 当用户不需要服务时设备仍处于工

收稿日期: 2012-04-02; 修回日期: 2012-09-22

基金项目: 陕西省自然科学基金资助项目 (2011JM8033)

Foundation Item: The Natural Science Foundation of Shaanxi Province (2011JM8033)

作状态，造成大量的能量浪费。因此，EPON 系统的能量利用率有着进一步提高的空间。随着新的 P802.3az 节能以太网标准（EEE）的制定，人们逐渐认识到减少光纤接入网中无效能耗的重要性，有学者提出对没有业务时的 ONU 进行控制，使其进入低能耗的睡眠状态，从而减少能耗^[4,5]。目前，这方面的研究国外也刚刚开始着手，而国内研究较少。

要实现 ONU 睡眠，必须要解决 2 个关键技术：一是快速的时钟恢复和同步技术；二是高效地支持上下行带宽分配的时隙管理技术。对于前者，许多学者做了相应的研究^[6-8]。已能够将 1G-EPON 的时钟恢复时间控制在 64ns 以内，完全能够满足睡眠的要求^[6]。对于后者，原有 EPON 中的时隙管理机制只针对上行方向，即各 ONU 缓存随机到达的上行数据分组，然后通过光纤线路终端设备（OLT）为该数据分配带宽和上行时隙，并控制各 ONU 在不同时隙内发送数据；而在下行方向，OLT 收到来自骨干网的下行数据分组后直接以广播方式转发至所有 ONU 中，各 ONU 需要持续接收并过滤出属于自己的数据分组。为了支持 ONU 睡眠，原有机制显然不能满足要求。OLT 需要为所有 ONU 分配上下带宽和收发时隙，以使 ONU 在无收发任务时进入低能耗的睡眠状态。针对此问题有学者进行了相关研究^[9,10]。Ying Yan 等提出为各 ONU 仅分配上行带宽，各 ONU 在发送上行数据的同时接收下行数据，由于 ONU 的下行带宽并非取决于下行业务需求，该方案引入了 10ms 左右的下行延时^[9]。Lee 等提出了为上下行分别设置多个速率等级的静态带宽分配方式，根据业务流量大小在不同链路速率间切换，当某 ONU 的业务流量较小时对其采用固定时隙带宽分配，但该方案仅能在轻负载情况实现较好地节能^[10]。

针对这种情况，本文提出了一种新的基于轮询周期的时隙管理方案。该方案的特点是，以轮询周期为带宽分配单元，OLT 在每个轮询周期起始为所有 ONU 分配收发时隙，并将分配信息通过改进后的 GATE 帧广播，每个轮询周期仅需要发送一个 GATE 帧。在业务中、重负载下，该方案能在实现较大节能的同时引入较小的下行分组延时。

2 新的时隙管理方案

基于轮询周期的时隙管理方案，其基本思路为：OLT 以固定或可变轮询周期 T_{cycle} 为带宽分配单元，在每个 T_{cycle} 周期内为所有 ONU 分配发送、接收时隙，每个 ONU 在 OLT 分配的上行时隙内通过 REPORT 帧请求下个轮询周期的上行带宽，如图 1 所示。在 OLT 和 ONU 端分别设置缓存器，缓存来自骨干网和用户端的随机数据分组。在 t_{cycle_start} 时刻，OLT 已经收到各个 ONU 的上行带宽请求，并查询 OLT 缓存器中欲发往各 ONU 的下行分组队列长度，然后按一定的带宽分配算法为各个 ONU 分配上下行带宽，并计算各 ONU 的发送接收时隙。OLT 将所有分配信息通过一个改进后的 GATE 帧广播至所有 ONU 中，其中包括各 ONU 的发送和接收的开始时间和长度、下个周期 GATE 帧的接收时间和 GATE 帧长度等信息。ONU 收到 GATE 帧后，提取出属于自己的信息，并按所分配的时隙及时地开启/关闭相应的工作模块，以完成数据分组的发送和接收，在无收发任务的周期内只保留缓存器和必需的电路工作，并进入低能耗的睡眠状态。本方案的上下行时隙控制及同步采用已有的上行时隙控制机制，用时间标签法完成对各 ONU 的发送时隙的控制^[11]。

如果在轮询周期初始时刻，某 ONU 无上/下行带宽需求，则 OLT 在本周期内只给该 ONU 分配

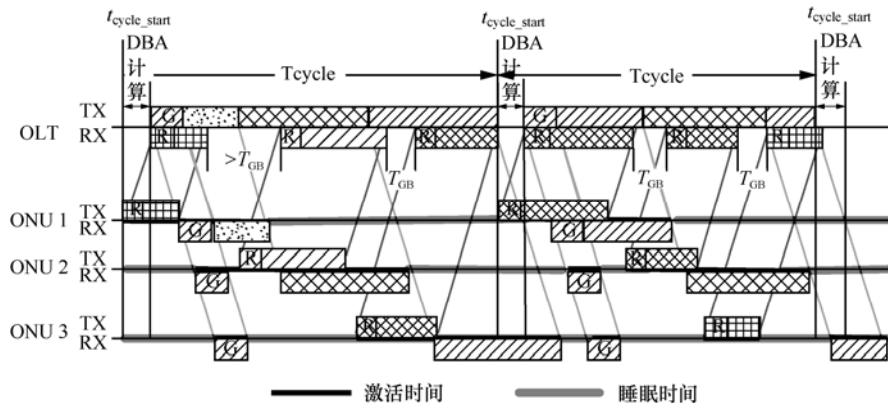


图 1 基于可变轮询周期的时隙管理方案示意

REPORT 帧长度的上行带宽。该 ONU 收到广播 GATE 帧后，若缓存器中无上行分组队列，则进入打盹睡眠模式。ONU 进入打盹状态后，若既没有上行数据分组到达也没有分配接收时隙（即 OLT 无数据分组到达该 ONU），则该 ONU 只定时接收每个 Tcycle 周期内广播 GATE 帧，而不接收或发送其他任何数据分组，OLT 在每个 Tcycle 周期内为该 ONU 分配 REPORT 帧长度的上行带宽。当来自骨干网且发往打盹状态 ONU 的数据分组到达 OLT 时，OLT 能够在紧接着的下个 Tcycle 周期初为到达的数据分配下行带宽，并通过 GATE 帧将分配信息通知该 ONU，ONU 收到 GATE 帧后转入正常状态，并按所分配时隙及时地接收下行分组。当来自用户上行分组到达打盹状态下的 ONU 时，则该 ONU 在每个 Tcycle 周期用于 REPORT 帧报告的上行时隙内为该到达分组请求上行带宽，同时 ONU 转入正常状态。

在 EPON 系统中，一个 OLT 同时与多个 ONU 通信，某时刻，有的 ONU 处于正常状态，有的 ONU 处于打盹状态，而有的 ONU 未注册或已掉线处于离线状态。ONU 进入睡眠状态后只接收 GATE 帧，若无上行数据则不向 OLT 发送信息，与掉线状态相似。为了使 OLT 时刻知道所有 ONU 当前所处状态，本方案在 OLT 端设置 ONU 工作状态标识，包括正常状态、睡眠状态和离线状态，如表 1 所示。为了防止 ONU 在睡眠状态中掉线而 OLT 不知道，处于打盹状态的 ONU 每 50ms 向 OLT 发送一个 REPORT 帧，以使 OLT 知道其处于在线状态。

表 1 各 ONU 当前状态

ONU	状态
ONU1	正常状态
ONU2	离线状态
ONU3	正常状态
ONU4	睡眠状态
ONU5	睡眠状态
⋮	⋮
ONU _n	正常状态

由于不同 ONU 与 OLT 间逻辑距离不同，各 ONU 与 OLT 间存在环路延时（RTT）且大小不同，而各 ONU 需要在收到 GATE 帧后才能上行发送，所以在每个 Tcycle 周期内，从 t_{cycle_start} 时刻到 OLT 收到 ONU 的数据分组这段时间内，上行链路处于空闲状态。为了有效利用上行带宽，OLT 按 RTT 从小到大依次安

排相应的 ONU 先后发送上行数据。此外，将离 OLT 逻辑距离最近的 ONU 设为特殊 ONU，该 ONU 在收到本周期 GATE 帧前发送上行数据，每周期的开始时刻都由前一周期 GATE 帧分配，可由式(4)计算而得。发送长度为上行带宽请求的长度，即对该 ONU 的带宽分配可以采用直接应答方式（gated），也可以采用有限制应答方式(limited)，使其不能够垄断带宽^[11]。为防止 ONU 上行分组间的叠加干扰，设定 ONU 间的上行保护时隙为 T_{GB} 。由于离 OLT 逻辑距离最近 ONU 的特殊性，每个轮询周期中，在最先与次先发送上行分组的 2 个 ONU 间的上行保护时隙设置为大于或等于 T_{GB} ，如图 1 所示。

802.3 ah 已经标准化了多点控制帧（MPCP）的结构和格式^[12]。为了便于时隙管理并有效地节省下行带宽，在 802.3 ah 规定的控制帧基本结构和框架下，对原 GATE 结构进行了部分修改，提出一种新的 GATE 帧结构，如表 2 所示。

表 2 修改后的 GATE 帧结构

目标地址（6byte）
源地址（6byte）
类型=8 808（2byte）
操作码（2byte）
时戳（4byte）
标志字节（4byte）
Tcycle 周期（2byte）
GATE 帧长度（2byte）
ONU1 上行开始时间（4byte）
ONU1 上行长度（2byte）
ONU1 下行开始时间（4byte）
ONU1 下行长度（2byte）
ONU1 GATE 帧开始时间（4byte）
ONU2 上行开始时间（4byte）
ONU2 上行长度（2byte）
ONU2 下行开始时间（4byte）
ONU2 下行长度（2byte）
ONU2 GATE 帧开始时间（4byte）
⋮
ONU _n 上行开始时间（4byte）
ONU _n 上行长度（2byte）
ONU _n 下行开始时间（4byte）
ONU _n 下行长度（2byte）
ONU _n GATE 帧开始时间（4byte）
FCS（4byte）

新的 GATE 帧结构修改了原 GATE 帧的分配信息装载部分。在原来 GATE 帧中, 分配信息只包括某一个 ONU 的上行开始时间和长度, 在一个轮询周期内 32 个 ONU 需要 32 个 GATE 帧。而新 GATE 帧的分配信息包括所有 ONU 的上/下行开始时间和长度、GATE 帧接收长度和各 ONU 在下一个轮询周期接收 GATE 帧的时间。在新 GATE 帧结构中, 新定义了一个标志字节, 其大小为 4byte, 即 32bit, 分别对应 32 个 ONU 用户。当某 ONU 有分配信息时, 置相应位为 ‘1’, 并在接下来的相应位置加载该 ONU 的信息, 否则为 ‘0’。已规定的 MPCP 控制帧的操作码使用了 0002~0006, 采用固定长度 64byte, 且发现 GATE 帧和授权 GATE 帧采用同一结构帧^[12]。新 GATE 帧采用的操作码为 0007, 由于需要装载的信息较多, 新 GATE 帧长度根据 ONU 的数量而可变, 当 ONU 数量为 32 时, 该帧长度为 544byte。在本方案中, 原有的 GATE 帧继续用于发现过程, 而所提出的新 GATE 帧用于时隙授权。与原有时隙授权方案相比, 本方案在一个轮询周期内 (设为 2ms) 能够节省 6Mbit/s 左右下行带宽。

3 带宽分配算法

3.1 下行带宽分配

图 2 是 OLT 在各轮询周期内的下行队列长度示意。当轮询周期 Tcycle 长度变化时, 由于从骨干网到 OLT 的链路速率和从 OLT 到 ONU 的链路速率相等, 只要本周期时间长度不小于上周期, 那么缓存器中上周期所到达的数据一定能在本周期内发送完毕; 相反情况, 如图中周期 Tcycle₃, 在周期结束后缓存器中依然留有未被发送的数据, 如果再下一周期 Tcycle₄ 时间长度较小或到达数据的链路负载较高, 则在 Tcycle₄ 周期内仍不能完全发送完缓存器中的数据, 这种情况要一直持续至遇到足够大周期且到达数据链路负载较小时才能结束, 从而导致下行数据分组平均延时的增加。

当轮询周期长度固定时, 采用 Gated 分配方式, 即需要多少带宽就分配多少带宽, 可以将下行数据分组的平均分组延时和缓存器的平均队列长度控制在一定范围内。

3.2 上行带宽分配

对上行带宽分配, 本方案可以采用轮询周期预定和轮询周期自适应 2 种分配方式。轮询周期预定是在带宽分配之前已经设定 Tcycle, 由此得到可分配上行总带宽, 再按一定的算法对 ONU 进行带宽分配, 此方式能够采用周期性轮询动态带宽分配算法^[13] (cyclic DBA)。轮询周期自适应是先根据各 ONU 的上行带宽请求按一定带宽分配算法完成分配, 并由此确定 Tcycle, 并将分配结果与 Tcycle 信息传至各 ONU, 此方式能够采用可变周期的间插轮询 (IPACT) 算法^[11]。这 2 种经典带宽分配算法都能够应用于本文的时隙管理方案中。

为了验证基于轮询周期的时隙管理方案的性能, 本文取固定轮询周期 Tcycle 为 2ms, 下行采用 Gated 分配方式。对于上行, 当所有 ONU 的请求总带宽不大于可分配总带宽时, 采用 Gated 分配方式; 否则, 从可分配总带宽中按各 ONU 请求带宽占请求总带宽的比例进行分配。

4 理论分析

4.1 GATE 帧中的分配信息确定

在本方案中, 上下行带宽分配完成后, OLT 需要计算各 ONU 的上/下行开始时间、长度和下一个轮询周期 GATE 帧的接收时间、长度等装载信息, 计算方法如下。

第 i 个 ONU 的环路延时为 RTT_i , 对 EPON 系统中所有 ONU 按环路延时大小排序, i 为 ONU 的编号, 可得

$$RTT_i < RTT_{i+1} \quad (i=1,2,3,\dots,n) \quad (1)$$

设 $t_{\text{cycle_start}}$ 为当前轮询周期的开始时刻, W_i^{down}

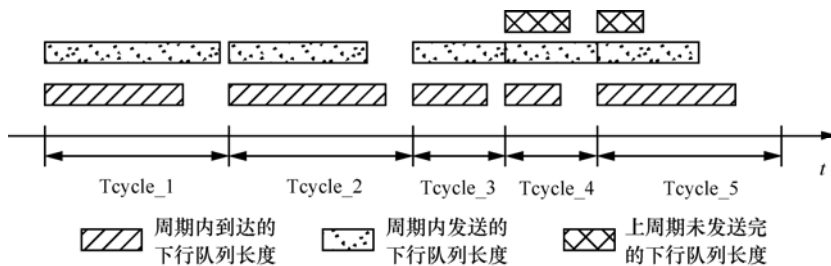


图 2 各轮询周期内 OLT 下行队列长度示意

为第 i 个 ONU 所分配的下行带宽, R_N 为 EPON 的链路速率, T_G 为 GATE 帧发送所需时间, T_{GBD} 为各 ONU 下行时隙之间的保护时隙, 由于该保护时隙值比较小, 故图 1 中未标出, T_{DBA} 为带宽计算时间。

则第 i 个 ONU 下行的时隙开始时间为

$$t_i^{\text{down_start}} = t_{\text{cycle_start}} + T_{\text{DBA计算}} + T_G + \sum_{j=1}^{i-1} W_j^{\text{down}} / R_N + (i-1)T_{\text{GBD}} \quad (i=1,2,3,\dots,n) \quad (2)$$

第 i 个 ONU 所分配下行时隙的长度为

$$L_i^{\text{down}} = \frac{W_i^{\text{down}}}{R_N} + T_R \quad (i=1,2,3,\dots,n) \quad (3)$$

第 1 个 ONU, 即与 OLT 逻辑距离最近的 ONU, 其上行时隙的开始时间为

$$t_1^{\text{up_start}} = t_{\text{cycle_start}} + T_{\text{cycle}} + T_{\text{GB}} - RTT_1 \quad (4)$$

此结果为下个轮询周期 ONU1 的开始时刻。

设 $W_{\text{report}_1}^{\text{up}}$ 为第 1 个 ONU 上行带宽需求, 则分配给第 1 个 ONU 的上行时隙长度为

$$L_1^{\text{up}} = W_{\text{report}_1}^{\text{up}} / R_N \quad (5)$$

设 T_{process} 为 ONU 收到 GATE 帧到开始发送上行分组间的处理时间, W_i^{up} 为第 i 个 ONU 所分配的上行带宽, T_R 为 REPORT 帧发送所需时间。则第 $i(i > 1)$ 个 ONU 上行时隙开始时间为

$$t_i^{\text{up_start}} = t_{\text{cycle_start}} + (i-2)T_{\text{GB}} + \sum_{j=1}^{i-1} W_j^{\text{up}} / R_N - RTT_i + \max\{T_{\text{DBA}} + T_G + RTT_2 + T_{\text{process}} W_{\text{report}_1}^{\text{up}} / R_N + 2T_{\text{GB}}\} \quad (i=2,3,4,\dots,n) \quad (6)$$

第 $i(i > 1)$ 个 ONU 上行时隙长度为

$$L_i^{\text{up}} = \frac{W_i^{\text{up}}}{R_N} \quad (i=1,2,3,\dots,n) \quad (7)$$

所有 ONU 接收授权帧 (GATE) 的时隙长度为 T_G , 则第 $i(i > 0)$ 个 ONU 接收授权帧的开始时间为

$$t_i^{\text{G_start}} = t_{\text{cycle_end}} + T_{\text{DBA计算}} \quad (i=1,2,3,\dots,n) \quad (8)$$

4.2 新方案的性能分析

为对其上下行带宽进行统一管理分配, 首先需要在 OLT 端设置缓存器, 以缓存随机到达的下行数据分组, 这不可避免地会引入下行分组延时和队列长度, 并影响上行分组延时和队列长度。因此, 节能效果和所引入的下行分组延时是评价节能方案优劣的两个重要参数。Yan^[9]和 Steven^[10]也通过这两方面进行性能分析。下面从节能效果、上/下行平均分组延时, 下行分组平均队列长度等 4 个方面对基于轮询周期的时隙管理方案进行性能分析。

ONU 的醒睡示意如图 3 所示。其中, T_{wake} 为 ONU 被唤醒后的时钟恢复时间与 OLT 同步时间之和。设 ONU 的个数为 N , 则第 i 个 ONU 在轮询周期 T_{cycle} 内的睡眠时间为

$$T_i^{\text{sleep}} = T_{\text{cycle}} - L_i^{\text{up}} - L_i^{\text{down}} - T_g - 3T_{\text{wake}} \quad (9)$$

设 ONU 睡眠时功率为 P_s , 苏醒工作时功率为 P_w , 则采用本方案的 N 个 ONU 在一个轮询周期 T_{cycle} 内的能耗为

$$E_{\text{sleep}} = \sum_{i=1}^N P_w (T_{\text{cycle}} - T_i^{\text{sleep}}) + P_s T_i^{\text{sleep}} \quad (10)$$

在本方案中, 由于各 ONU 在不同的轮询周期内分配不同上下带宽, 具有不同的能耗, 因此, 设 N 个 ONU 在第 j 个轮询周期内的能耗为 E_j^{sleep} , 那么在连续 M 个轮询周期的一段时间内, N 个 ONU 的总能耗为

$$E_{\text{all}}^{\text{sleep}} = \sum_{j=1}^M E_j^{\text{sleep}} \quad (11)$$

为了研究节能效果, 用能耗相对率来表示。能耗相对率, 定义为在一段时间内 (设 M 个轮询周期), N 个 ONU 在基于轮询周期时隙管理方案的睡眠模式下的总能耗与普通不节能模式下总能耗之比的百分率, 用 α 表示为

$$\alpha = E_{\text{all}}^{\text{sleep}} / MN(P_w T_{\text{cycle}}) \times 100\% \quad (12)$$

在上行方向, 设 T_{report} 为从上行分组到达 ONU

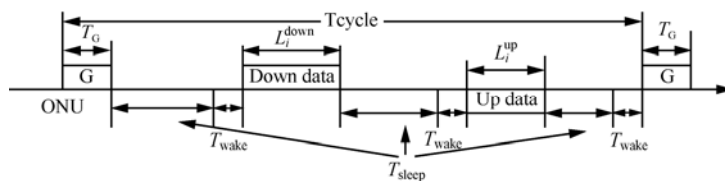


图 3 ONU 的醒睡示意

至 ONU 向 OLT 发送 REPORT 帧这段时间的平均延时, 其期望为 $T_{\text{cycle}}/2$; T_{grant} 为上行分组从 ONU 请求带宽成功的 REPORT 帧至该分组按所分配时隙发送这段时间的延时, 其大小为 T_{cycle} 。则上行数据分组从到达 ONU 至被发送的平均延时为

$$T_{\text{delay}}^{\text{up}} = T_{\text{report}} + T_{\text{grant}} + nT_{\text{cycle}} = 3T_{\text{cycle}}/2 + nT_{\text{cycle}} \quad (n = 0, 1, 2, \dots, n) \quad (13)$$

其中, 用 n 表示负载的轻重。链路轻负载时, ONU 通过发送一次 REPORT 帧便能为刚到达的上行分组请求到带宽; 链路为重负载时, 由于所分配带宽小于请求带宽, 后到的数据分组需要再等待一个或多个 T_{cycle} 周期后才能分配到上行带宽。ONU 在打盹状态下, 到达上行分组的平均延时与轻负载情况相同。

在下行方向, 设数据分组从到达 OLT 到该分组在轮询周期起始时刻被分配下行带宽之间的延时为 $T_{\text{request}}^{\text{down}}$, 其期望值为 $T_{\text{cycle}}/2$; 设该分组从被分配到下行带宽到被发送之间的延时为 $t_{\text{wait}}^{\text{down}}$, 由于轮询周期采用固定 T_{cycle} , 平均等待延时不大于平均请求延时, 则下行数据分组从到达 OLT 至被发送的平均延时为

$$T_{\text{cycle}}/2 < t_{\text{delay}}^{\text{down}} = t_{\text{request}}^{\text{down}} + t_{\text{wait}}^{\text{down}} \leq T_{\text{cycle}} \quad (14)$$

设从骨干网到 OLT 端链路速率与 EPON 系统下行方向链路速率相等, 为 R_N , 某时刻链路负载为 α_d , 则缓存器中所缓存数据为

$$I \leq R_N \alpha_d T_{\text{cycle}} \quad (15)$$

则所需的最大缓存容量为

$$I_{\text{max}} = R_N T_{\text{cycle}} \quad (16)$$

本方案在 OLT 端增加下行数据分组缓存器, 其大小可由式 (16) 而得。对下行数据增加了不超过一个 T_{cycle} 周期的平均延时, 并能够将下行平均延时控制在式 (13) 所示的范围内。

5 仿真结果

对本方案建立了基于 OPNET 的 EPON 仿真模型。根据 802.3 ah 协议规定的 EPON 系统各项参数以及实际 ONU 设备中各电路模块的能耗, 对仿真模型中的各项参数进行设置, 仿真模型参数设置如表 3 所示。通过仿真, 研究 ONU 在所提出的时隙管理方案下的能耗相对率、上/下行分组延时、下行队列长度等与负载的关系。

表 3 EPON 仿真模型参数设置

EPON 仿真中的各参数	值
整个上/下行链路速率	1 000Mbit/s
目标 ONU 的上行链路速率	100Mbit/s
ONU 的个数 N	16
上/下行时隙间保护间隔 GB	1 μ s
GATE 帧长度/GATE 帧接收时间 T_g	286 byte/2.3 μ s
ONU 苏醒时功率 P_w	15W
ONU 睡眠时功率 P_s	1W
ONU 处理延时 T_p	100ns
报告 REPORT 帧	64 byte
时钟恢复及同步时间 T_{wake}	64ns

睡眠 ONU 的能耗相对率与上/下行链路负载变化关系如图 4 所示。由图可知, 能耗相对率随上/下行链路负载增大而增大, 变化率随负载增大而减小。这是由于负载较小时, ONU 的功耗主要来自于每个轮询周期接收的 GATE 帧以及收发数据时的额外帧开销; 随着负载的不断增大, 分配到该 ONU 的上下行带宽不断增大, 能耗相对率也不断增大; 当负载接近 1 时, 由于上下行可分配总带宽一定, 分配到各 ONU 的上下行带宽将不再增加, 能耗相对率也趋于某定值。由图 4 知, 能耗相对率的变化范围在 9.5%~12%之间。当链路为中等负载时, 睡眠 ONU 的能耗相对率为 11%左右, 也就是说, 该方案能够比普通 ONU 节能 89%左右。

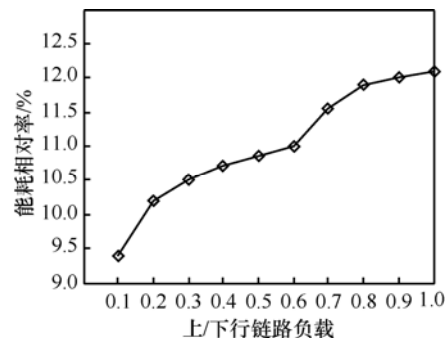


图 4 能耗相对率与负载关系

上行分组平均延时情况如图 5 所示, 当上行链路负载小于 0.6 时, 上行平均分组延时保持在 3ms 左右, 而当负载大于 0.6 时, 上行分组延时随上行链路负载增大而急剧增大。这是由于低负载时, 到达的上行数据分组都能在紧接着的下一个 T_{cycle} 周期内获得足够的上行带宽, 而高负载时, 由于前一个或几个 T_{cycle} 周期内都未能给到达的数据分组分配足够的带宽, 数据分组的不断累积导致延时的急剧增大。

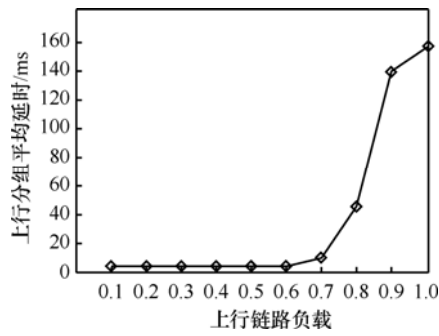


图 5 上行平均分组延时与负载关系

下行分组平均延时和平均队列长度与负载关系分别如图 6 和图 7 所示。由图 6 可知，下行平均分组延时随下行链路负载增大而增大。这是由于在每个轮询周期内到达 OLT 的下行分组都要先缓存，直到下个轮询周期被分配相应带宽后才能传至各个 ONU。负载较小时，轮询周期 OLT 内下行分组队列长度短，下行分组的平均延时较小；而负载大时，其队列长度长，其平均延时也就变大。下行平均分组延时的变化范围在 1.2~1.9ms 之间，与理论分析相符。由图 7 可知，下行平均队列长度随下行链路负载增大呈线性趋势增大，在不同下行链路负载下，仿真得到的下行平均队列长度始终小于该负载下的最大理论值。

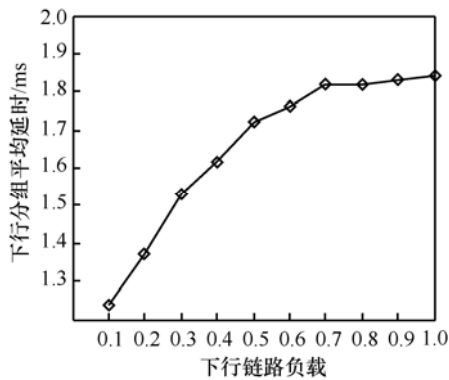


图 6 下行平均分组延时与负载关系

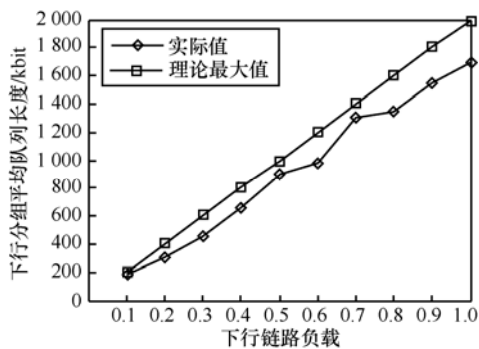


图 7 下行平均队列长度与负载关系

与前人方案相比，Ying Yan 等所提出的时隙管理方案能够将 ONU 工作时能耗降为普通 ONU 能耗的 10%，但同时引入 10 ms 左右的下行分组延时^[9]。Steven S, Lee W 等提出的设置速率等级的静态带宽分配方案，在业务流量较小时能够实现节能效果，但增加上下行帧的平均延时到几百毫秒^[10]。本方案最大的特点是在业务中、重负载下，能够实现较大的节能，同时，引入的下行分组延时很小，在追求节能效果与保障 ONU 服务质量方面具有很好的折衷。

6 结束语

本文研究了支持 ONU 睡眠的上下行时隙管理问题，提出了一种基于轮询周期的时隙管理方案。理论分析和仿真结果表明：采用本时隙管理方案的 ONU，其工作能耗仅为普通 ONU 能耗的 11%，而引入的下行分组延时不到 2ms，并能够将下行平均队列长度控制在 2Mbit 以内。但本方案的实现需要在原 EPON 系统的 OLT 端增加下行缓存器，在 ONU 端采用快速时钟恢复电路，并对 OLT 和 ONU 端控制模块的硬件电路和管理控制程序进行改造，即增加了一定的设备代价和处理复杂度。

参考文献：

- [1] SKUBIC B, LINDSTROM A, DAHLFORT S. Power efficiency of next-generation optical access architectures[A]. National Fiber Optic Engineers Conference[C]. San Diego: Optical Fiber Communication (OFC), San Diego, California, USA, 2010. 1-3.
- [2] LANGE C, KOSIANKOWSKI D, GERLACH C. Energy consumption of telecommunication networks: a network operator's view[A]. ECOC '09[C]. Vienna: Optical Communication, Vienna, Austria, 2009.1-2.
- [3] LOVRIC A, ALEKSIC S. Influence of uplink limitation and broadcast traffic on power efficiency in long-reach optical networks[A]. Communications and Photonics Conference and Exhibition (ACP)[C]. Shanghai, China, 2010.735-736.
- [4] IEEE 802.3az task force[EB/OL]. <http://www.ieee802.org/3/az/index.html>, 2010.
- [5] MANDIN J. EPON powersaving via sleep mode[EB/OL]. http://www.ieee802.org/3/av/public/2008-09/3ar_0809_mandin_4.pdf, 2008.
- [6] WONG S W, YEN S H, AFSHAR P, et al. Demonstration of energy

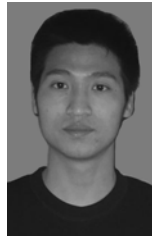
conserving TDM-PON with sleep mode ONU using fast clock recovery circuit[A]. Conference on Optical Fiber Communication, National Fiber Optic Engineers Conference[C]. San Diego, CA, USA,2010. 1-3.

- [7] SUZUKI N, NAKURA K, NAKAGAWA J, *et al.* Over-sampling based burst-mode CDR technology for high-speed TDM-PON systems[A]. Conference on Optical Fiber Communication National Fiber Optic Engineers Conference[C]. San Diego, CA, 2010. 1-3.
- [8] WONG S, ALCARENGHI L, YEN S, *et al.* Sleep mode for energy saving PONs: advantages and drawbacks[A]. Conference on Optical Fiber Communication, National Fiber Optic Engineers Conference[C]. San Diego, CA, 2009. 1-3.
- [9] YAN Y, WONG S W, VALCARENGHI L, *et al.* Energy management mechanism for ethernet passive optical networks (EPONs)[A]. Communications (ICC) 2010 IEEE International Conference[C]. Cape Town, South Africa, 2010. 1-5.
- [10] STEVEN S, LEE W, CHEN A. Design and analysis of a novel energy efficient ethernet passive optical network[A]. 2010 Ninth International Conference (ICN)[C]. Menuires, France, 2010. 6-9.
- [11] KRAMER G. Interleaved polling with adaptive cycle tune (IPACT): a dynamic bandwidth distribution scheme in an optical access network[J]. Photonic Network Communication, 2002, 4(1): 89-107.
- [12] KRAMER G. Ethernet Passive Optical Networks[M]. McGraw-Hill, 2005.
- [13] CHOIS L. Cyclic polling-based dynamic bandwidth allocation for differentiated classes of service in ethernet passive optical networks[J]. Photonic Network Communications, 2003,7(1):87-96.

作者简介:



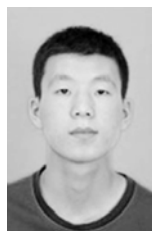
张引发(1964-),男,浙江湖州人,硕士,西安通信学院教授,主要研究方向为光网络安全、光性能监测和绿色光网络。



贾磊(1985-),男,河北石家庄人,硕士,61920部队助理工程师,主要研究方向为光网络通信。



杨剑(1976-),男,河南林县人,硕士,西安通信学院讲师,主要研究方向为光网络通信。



刘涛(1986-),男,河北沙河人,西安通信学院硕士生,主要研究方向为光传送网关键技术。