

EPON에서 효율적 대역폭 할당을 위한 최대전송윈도우 크기의 동적변화기법

Dynamic Right Sizing of Maximum-windows for Efficient Bandwidth Allocation on EPON

이 상 호* 이 태 진** 정 민 영*** 이 유 호**** 추 현 승*****
Sangho Lee Tae-Jin Lee Min Young Chung Youho Lee Hyunseung Choo

요 약

EPON(Ethernet Passive Optical Network)은 적은 비용으로 고품질 서비스를 제공하기 위한 차세대 기술로써, EPON을 구성하는 모든 ONU(Optical Network Unit)들은 한정된 업링크 채널을 나누어 사용한다. 대용량 LAN에 사용자들의 대역폭 요구를 충족시키기 위해서, OLT(Optical Line Terminal)는 효과적인 방법으로 업링크 채널의 시간슬롯을 각 ONU에게 분할·할당한다. 본 논문에서는 효율적인 업링크 채널의 시간슬롯 분배(대역폭 할당)를 위해 기존 연구 IPACT(Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time)와 SLICT(Sliding Cycle Time)방식에 대해 살펴보고, 새로운 대역폭 할당 방식인 DRSM(Dynamic Right Sizing of Maximum-windows)을 제안한다. 이 방식은 과거 모든 ONU에게 할당된 대역폭 정보를 기반으로 다음 구간에서 ONU에 할당 가능한 최대 대역폭을 계산하고, 계산된 최대 전송 가능 대역폭과 ONU의 대역폭 요구량으로 각 ONU의 전송 윈도우의 크기를 결정한다. 제안한 방식은 모든 ONU의 대역폭 요구를 허용 범위 내에서 최대한 충족시키고, ONU들간 균등한 대역폭 할당을 추구한다.

Abstract

Ethernet passive optical network (EPON) is the next-generation technology for supporting services of high-quality at low-cost. In the EPON, all optical network units (ONUs) have to share a limited uplink channel for upstream data. In order to satisfy bandwidth demands of users on high-capacity local access networks (LANs), the optical line terminal (OLT) efficiently divides and allocates time slots of uplink channel to all ONUs. We discuss previous schemes for dynamic bandwidth allocation (DBA), such as interleaved polling with adaptive cycle time (IPACT) and sliding cycle time (SLICT). In this paper, dynamic right sizing of maximum-windows (DRSM), as a novel bandwidth allocation service, is proposed for more effective and efficient time slot allocation of the uplink channel. DRSM which is based on past information of bandwidth allocated by OLT calculates maximum available bandwidth and dynamically alters the maximum window size for the next ONU. This scheme does not only exert every effort to meet bandwidth demands of ONUs within the possible scope, it also seeks fairness of bandwidth allocation among ONUs.

☞ Keyword : Dynamic bandwidth allocation (DBA), Maximum window size, Interleaved polling

1. 서 론

* 준 회 원 : 성균관대학교 컴퓨터공학과 석사과정
ianlee@ece.skku.ac.kr

** 종신회원 : 성균관대학교 정보통신공학부 부교수
tjlee@ece.skku.ac.kr

*** 종신회원 : 성균관대학교 정보통신공학부 부교수
mychung@ece.skku.ac.kr

**** 정 회 원 : 대구한대학교 인터넷정보학과 교수
youho@dhu.ac.kr

***** 종신회원 : 성균관대학교 정보통신공학부 부교수
choo@ece.skku.ac.kr

[2007/03/02 투고 - 2007/03/19 심사 - 2007/05/18 심사완료]

EPON(Ethernet Passive Optical Network: 이더넷 수동 광 네트워크)은 인터넷 사용자의 폭발적인 증가와 광대역을 요구하는 애플리케이션들의 급증으로 인하여 대용량 LAN과 백본망 사이에 일어날 수 있는 병목현상을 해결하기 위한 솔루션이다[2]. 적은 비용의 이더넷 장비와 수동적 광 구성요소로 고품질의 서비스를 제공할 수 있는 EPON은 “last-mile[2]”의 병목현상을 완화시키기 위한 하나의 해결책으로 많은 연구가 진행되고

있다[1-8]. 일반적으로 일대다점 광 네트워크를 이루는 트리 토폴로지 형태의 EPON은 한 개의 OLT(Optical Line Terminal), 1 : N 수동 광 분배기와 결합기[3], 그리고 N개의 ONU(Optical Network Unit)들로 구성된다. 따라서 다수의 ONU는 업스트림 전송시 하나의 광회선을 서로 공유하여 사용한다[3-6].

EPON에서는 데이터 전송의 효율성을 높이기 위하여 두 개의 다른 파장을 사용한다[3,4]. 하나의 파장은 OLT에서 ONU방향인 다운스트림을 위해, 다른 하나는 그 반대방향인 업스트림을 위해 사용된다. EPON에서는 다수 ONU들의 업링크 다중접근을 지원하기 위해 여러 가지 접근 방식을 고려한다. 대표적인 접근 방식인 CSMA/CD (Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection), WDM (Wave length Division Multiplexing)과 TDMA (Time-Division Multiple Access) 중 TDMA는 EPON에 적용하기 가장 적합한 접근 방식으로 인식된다[4-7]. 광수동소자의 사용이 용이하고 비용절감적인 TDMA는 광회선의 사용시간을 다수의 ONU들에게 나누어 주어 데이터 업스트림을 허가하는 방식이다. OLT는 다수의 ONU들에게 광회선 사용시간슬롯(대역폭)을 효율적이고 공평하게 분배해야 한다.

한 EPON 시스템을 구성하고 있는 모든 ONU들의 대역폭 요구를 충족시키기 위해 다양한 DBA(Dynamic Bandwidth Allocation)가 연구되었다. 그 중 IPACT(Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time)[4]와 SLICT(Sliding Cycle Time)[6]는 가장 대표적인 동적 대역폭 할당 방법이라 할 수 있다. IPACT의 저자들은 일부 ONU들의 광회선 독점방지를 위하여 다양한 방식의 DBA(Limited, Constant Credit, Linear Credit, Elastic 서비스)를 제안하였다. SLICT에서는 IPACT의 DBA방식들을 SLA(Service Level Agreement)에 따라 각 ONU들의 대역폭을 보장하는 방법으로 성능을 개선하였다. 그러나 이 방식들은 ONU간 공평한 대역폭을 할당하는 데에 문제가 있어 이에 대한 개선이 필

요하다.

본 논문에서는 IPACT와 SLICT의 불공평 대역폭 할당에서 오는 문제점을 해결하기 위하여 DRSM(Dynamic Right Sizing of Maximum-windows) 방식을 제안한다. 이 방식은 최대전송윈도우(Maximum Transmission Window)의 크기에 변화를 주어 모든 ONU들에게 대역폭을 공평하게 할당할 수 있게 한다[4]. 이 방식으로 평균 ONU 큐 크기와 평균 패킷 지연을 줄이고, 모든 ONU들에게 좀 더 나은 대역폭 할당 서비스를 제공한다. 종합적인 시뮬레이션 결과에 의하면 DRSM은 평균 패킷 지연에서 IPACT와 SLICT의 방식보다 각각 최대 약 74%와 약 57%정도의 성능향상과 평균 큐 크기 면에서 각각 최대 약 79%와 약 55%정도의 성능향상을 보인다.

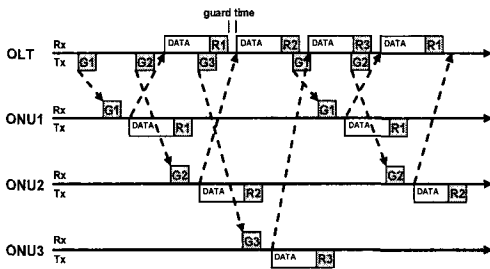
본 논문은 2장에서 EPON에서의 대역폭 할당을 위한 프로토콜과 인터리브드 폴링(Interleaved Polling)[3,4]에 대해 기술하고, 기존 연구로 IPACT와 SLICT의 DBA방식에 대해 설명한다. 3장에서는 기존 DBA방식에 대한 문제점을 정의하고, 해결방안을 제안한다. 4장에서는 제안하는 방식과 기존 방식과의 성능을 시뮬레이션을 통하여 비교·분석하고, 5장에서 결론짓는다.

2. 관련연구

EPON구조에서 OLT는 연결되어 있는 다수 ONU들과 통신하기 위해 MPCP(Multi-Point Control Protocol)를 사용한다[1,3]. MPCP는 트래픽 전송의 허가와 보고를 위한 폴링 프로토콜로서, IEEE 802.3ah(Ethernet in the First Mile(EFM) Task Force)에 의해 표준화되었다[1]. MPCP를 기반한 효율적인 대역폭 할당을 위하여 폴링정책을 고려한다. 업스트림 시, 다수의 ONU들은 폴링정책에 따라 업링크 채널 사용권을 획득할 수 있다. 여러 가지의 폴링 정책 중 인터리브드 폴링 방식은 휴지상태 없는 높은 광채널의 이용률을 제공한다[3,4].

기본적으로 인터리브드 폴링방식은 MPCP 시그널링에 따른 전송 지연(Propagation Delay)을 줄이기 위하여 업/다운스트림을 겹쳐 사용한다. 그림 1은 인터리브드 폴링 방식을 설명한다. OLT가 첫번째 ONU를 위한 GATE 메시지(G1)를 보낸 뒤, 해당 ONU의 데이터 전송과 REPORT 메시지(R1)가 도착하기 전에 두번째 ONU로 또 다른 GATE 메시지(G2)를 보낸다. 이것은 순간적으로 OLT가 첫번째 ONU의 광회선 사용시간을 정확히 알고 있기 때문에 가능하다. 여기서 첫 번째 ONU의 업스트림과 두번째 ONU의 다운스트림은 하나의 광회선에서 진행되며, 이를 위하여 하나의 광회선은 두 개의 다른 채널(예: 상향-1550nm, 하향-1310nm)로 데이터전송 서비스를 제공한다.

인터리브드 폴링 정책으로 각 ONU들은 자신의 버퍼(큐)의 크기를 고려하여 OLT에게 대역폭을 요청한다. 이 때 OLT는 각 ONU들이 전송한 REPORT 메시지를 바탕으로 대역폭 할당량을 결정한다.



(그림 1) 인터리브드 폴링 방식의 동작.

IPACT에서는 최대전송원도우 크기를 결정하는 것으로 일부 ONU들의 회선 독점 문제를 해결하였다. IPACT의 저자는 이 최대전송원도우 크기를 바탕으로 다양한 서비스들(Limited, Constant Credit, Linear Credit, Elastic 서비스)을 제안하였다. 표 1에서 IPACT의 다양한 DBA서비스들을 수식으로 표현한다[3,4]. Limited 서비스는 각 ONU의 최대 전송원도우를 넘지 않는 범위 내에서 요구한 대역폭을 할당하는 방식이다. 이 서비스는 IPACT의

DBA 중 채널의 이용률이 높고 종합적 성능이 가장 좋은 방식이다. Constant Credit과 Linear Credit 서비스들은 Limited 서비스를 기반으로 하는데, 이들 서비스는 각 ONU가 대역폭을 요청한 후, 대역폭 할당을 받고 실제 데이터를 업스트림할 때까지의 대기시간(Waiting time)동안[4,5,8] 사용자 네트워크로부터 들어오는 새로운 트래픽을 고려한다.

(표 1) IPACT의 동적 대역폭 할당 서비스

DBA 서비스	대역폭 할당식
Limited 서비스	$G_i = \min \{R_i, W_{MAX}\}$
Constant Credit 서비스	$G_i = \min \{R_i + const \cdot W_{MAX}\}$
Linear Credit 서비스	$G_i = \min \{R_i \times const \cdot W_{MAX}\}$
Elastic 서비스	$G_i = \min \left\{ R_i, NW_{MAX} - \sum_{j=i}^N G_j \right\}$

※ N : ONU 개수
 G_i : i 번째 ONU의 대역폭 할당량
 R_i : i 번째 ONU의 대역폭 요구량
 W_{MAX} : 최대 전송 대역폭(원도우)량
 $const$: 대역폭 추가 할당을 위한 고정 비율

Constant Credit 서비스는 대역폭 요구량에 관계 없이 일정한 양을 추가 할당하고, Linear Credit 서비스 방식은 대역폭 요구량에 일정한 비율을 추가 할당한다. 하지만 이 추가 대역폭이 사용되지 않을 시 대역폭의 낭비가 발생하여 심각한 문제를 초래할 수 있다. Elastic 서비스는 이전에 서비스된 대역폭량을 기반으로 현재 ONU에게 대역폭을 할당하는 방식이다. 이 방식은 대역폭 할당의 한계가 최대전송원도우에 한정되는 것이 아닌, 모든 ONU들을 위한 전체 대역폭에 제한된다는 것이 특징이며 경우에 따라 한 ONU가 전체 대역폭을 모두할당 받을 수 있다.

IPACT 이후, SLICT라는 DBA방식이 제안되었는데, 이 방식은 IPACT의 Limited와 Elastic 서비스를 포괄하는 서비스로서, 두 서비스의 장점을 결합한다. SLICT는 전체 사용가능한 대역폭을 두 부분으로 나누어 대역폭 할당량을 결정한다. 첫번째 부분은 SLA에 의해 정해진 각 ONU들을 위한 보장 대역폭(Guaranteed Credit Bandwidth)이고, 다

른 부분은 전체 사용가능한 대역폭에서 보장 대역폭량을 제외한 나머지로 모든 ONU들이 나눠 사용할 수 있는 공유 대역폭(Sharing Bandwidth)이다[6]. 한 ONU가 보장된 대역폭보다 더 많은 대역폭을 요구할 경우, 공유 대역폭을 사용함으로써, ONU들에 대한 대역폭 요구를 최대한 충족시킬 수 있다. 표 2의 수식[6]은 SLICT의 대역폭 할당 방식을 나타낸다.

(표 2) SLICT의 동적 대역폭 할당 서비스.

SLICT(Sliding Cycle Time) DBA 방식	
$T_{Ri} = T_S - \sum_{j=(i-N+1) \bmod N}^{i-1} O_j$	$T_G = \sum_{i=0}^{N-1} C_i$
$T_S = T_{MAX} - T_G - NT_g$	$O_i = \max\{G_i - C_i, 0\}$
$G_i = \begin{cases} R_i & i & f \\ \min\{C_i + \alpha_i T_{Ri}, R_i\} & R_i \leq C_i & \text{여기서, } 0 \leq \alpha_i \leq 1 \\ \text{otherwise} & & \end{cases}$	

- ※ G_i : i 번째 ONU의 대역폭 할당량
- R_i : i 번째 ONU의 대역폭 요구량
- O_i : i 번째 ONU의 초과 요구 대역폭량
- C_i : i 번째 ONU의 보장 대역폭량
- α_i : i 번째 ONU의 공유 대역폭 사용비율
- N : ONU 개수
- T_{MAX} : 최대 폴링 사이클 시간
- T_{Ri} : i 번째 ONU의 대역폭 가용량
- T_S : 모든 ONU의 공유 대역폭량
- T_G : 모든 ONU의 총 보장 대역폭량

SLICT에서의 보장 대역폭은 $T_G = \sum_{i=0}^{N-1} C_i$ 과 같이 정의되는데, C_i 는 SLA에 의해 결정된 ONU i 를 위한 Credit을 의미한다. T_S 은 전체 대역폭에서 보장 대역폭을 제외한 것으로 공유 대역폭을 의미한다. 두 종류의 대역폭 영역으로 각 ONU들의 대역폭 할당량이 결정되는데, ONU i 를 위한 가용 대역폭은 $T_{Ri} = T_S - \sum_{j=(i-N+1) \bmod N}^{i-1} O_j$ 로 정한다. 이것은 과거 초과 대역폭 할당량을 기반으로 하며 $O_i = \max\{G_i - C_i, 0\}$ 을 이용하여 구한다. ONU i 를 위한 실제 할당량은 대역폭 요구량에 따라 달라진다. 그래서 $G_i = \min\{C_i + \alpha_i T_{Ri}, R_i\}$ 을 이용하여 최종 할당할 대역폭을 결정한다. 여기서 α_i 는 가용 대역폭을 사용할 수 있는 비율을 뜻하는 것으로 [0,1]의 범위를 갖는다.

SLICT 방식에서는 각 ONU들마다 서로 다른 3

개의 파라미터(C, T_S, α)를 가지고 있고, 그 파라미터 값에 따라 대역폭 서비스 방식도 달라진다. 예를 들면, $T_S=0$ 일 경우 SLICT는 IPACT의 Limited 서비스와 같은 방식으로 동작하고, $C_i=0$ 과 $\alpha_i=1$ 일 경우는 Elastic 서비스 방식처럼 동작한다[6]. 즉, SLICT는 이 서로 다른 3개의 파라미터 값에 따라, Limited 서비스, Elastic 서비스, 그리고 두 서비스가 병합된 대역폭 할당 방식이 된다.

3. 제안 대역폭 할당 방식

3.1 제안 동기

IPACT의 Limited 서비스와 그것을 기반한 DBA 서비스 방식들 가령 Constant Credit, Linear Credit 서비스는 고정된 최대전송원도우에 의한 대역폭 할당을 수행한다. 이것은 모든 ONU들에게 공평하지 않은 대역폭 할당을 초래한다. 예를 들면, 트래픽 로드가 큰 경우, $R_i, R_j > W_{MAX}$, 그리고 $R_i \neq R_j$. 여기서 $R_i = W_{MAX} + \alpha$, $R_j = W_{MAX} + \beta$ 그리고 $\alpha > \beta$. Limited 서비스 방식에 의하면 각 ONU에게 최대전송원도우 크기만큼만 대역폭을 할당한다($G_i = G_j = W_{MAX}$). ONU i 는 ONU j 보다 전송해야할 트래픽이 더 많이 있음에도, 같은 양의 대역폭을 할당받는다. 즉, ONU의 대역폭 요구량에 대한 할당 충족성은 ONU j 가 더 높다 ($G_i/R_i < G_j/R_j$). 결국, Limited 서비스에 의한 대역폭 할당은 상대적으로 불공평하다 할 수 있다.

또한 Elastic 서비스 방식에서도 불공평 대역폭 할당이 존재한다. 사용자 네트워크의 트래픽 로드가 하위에서 상위로 높아질 때, 매 사이클마다 전체 ONU 중 하나가 대역폭을 할당 받지 못하는 상황이 발생한다. 즉, 매 사이클마다 불공평하게 대역폭이 서비스되며, 이런 이유로 Limited 서비스와 Elastic 서비스는 대역폭을 공평하게 할당하

지 못한다.

한 ONU가 한 사이클에서 대역폭을 서비스 받지 못하거나 다른 ONU와 차별되는 서비스를 받는다면 그 ONU는 사용자 네트워크의 대역폭 요구를 계속적으로 충족시키지 못하게 된다. 결국 사용자가 겪는 전송 지연은 계속해서 증가한다. 이 불공평한 대역폭 할당은 고정된 최대전송원도우에 기인한다고 할 수 있다. 본 논문에서는 Limited 서비스와 그것을 기반으로 하는 서비스의 고정된 최대전송원도우의 크기를 동적으로 변화시켜 EPON 시스템의 전체적인 성능을 향상시키는 방법을 제안한다.

3.2 DRSM 알고리즘

IPACT의 Elastic 서비스[3,4]와 SLICT에서 $C_i = 0$ 과 $\alpha_i = 1$ 일 경우[6]의 서비스는 과거의 대역폭 할당정보를 이용하여 현재의 대역폭 할당량을 결정한다. 하지만 본 논문에서 제안하는 DRSM은 과거의 대역폭 할당 정보로 현재 할당 가능한 대역폭의 최대 한계를 계산하여 할당 대역폭을 결정한다. DRSM의 최대전송원도우 크기는 Limited 서비스의 것과 비교하여 동적으로 변하는데, OLT는 이전 ONU에게 할당하지 않은 대역폭으로 현재 ONU에게 대역폭 할당량의 한계를 높여준다. 먼저 DRSM 알고리즘 동작을 위한 기본 최대전송원도우 크기는 식 (1)에서 표현한다.

$$W_{MAX}^{Basic} = \frac{T_{MAX}}{N} - T_g \quad (1)$$

W_{MAX}^{Basic} 는 Limited 서비스에서의 최대전송원도우 크기(W_{MAX})와 같다. T_{MAX} 는 최대 폴링 사이클 시간이며, T_g 는 이더넷 프레임간의 가드 시간이고 N 은 ONU의 개수를 의미한다. W_{MAX}^{Basic} 을 기반으로 ONU i 를 위한 동적 최대전송원도우 크기는 식 (2)와 같이 정의된다.

$$W_{MAX,i} = \frac{S_i}{N} + W_{MAX}^{Basic} \quad (2)$$

미사용 대역폭(S_i)는 과거에 사용되지 않은 미

사용 대역폭으로 ONU i 를 위한 동적 최대전송원도우를 계산하기 위해 사용되며, 이 S_i 는 기본 최대전송원도우를 기준으로 과거 대역폭 할당량의 초과(또는 미만)정도의 축적량으로 얻을 수 있다. 식 (3)에서 S_i 를 표현한다.

$$S_i = S_{(i-N+1) \bmod N} + W_{MAX}^{Basic} - G_{(i-N+1) \bmod N} \quad (3)$$

S_i 는 대역폭을 할당 시 마다 신축성 있게 변화하는데, 과거 ONU들이 W_{MAX}^{Basic} 를 기준으로 완전히 사용하지 않은 대역폭은 축적되어 다음 ONU에게 부여된다. $W_{MAX}^{Basic} - G_{(i-N+1) \bmod N} = 0$ 일 경우만 S_i 의 변화는 없고 동적 최대전송원도우 또한 변하지 않는다. 이렇게 계산된 $W_{MAX,i}$ 를 이용하여, Limited 서비스 방식처럼 실제 대역폭 할당량을 결정한다. 식 (4)은 해당 ONU의 대역폭 요구량에 따른 제한적 대역폭 할당을 나타낸다.

$$G_i = \min\{R_i, W_{MAX,i}\} \quad (4)$$

식 (3)은 제안 방식의 핵심으로 미사용한 대역폭을 다음 차례의 ONU들이 활용할 수 있도록 관리한다. 이로써 W_{MAX}^{Basic} 이상의 대역폭을 요구하는 ONU들에게 여분의 대역폭을 할당한다. 최종적으로 $W_{MAX,i}$ 를 계산하기 위해서 OLT는 과거 대역폭 할당량과 미사용 대역폭량을 기록할 수 있는 하나의 테이블을 가지고 관리해야하며, 대역폭 할당 시마다 이 테이블을 참조하고 갱신한다.

DRSM은 탄력적으로 변화하는 동적 최대전송원도우 크기로 Limited 서비스나 SLICT보다 각 ONU의 대역폭 할당 요구를 최대한 충족시킨다. 모든 ONU들의 대역폭 요구를 다음 사이클로 넘기지 않고 현 사이클에서 충족시키기 때문에 최소한 Limited 서비스의 성능을 보장하고 사용자 네트워크에서 오는 트래픽들의 전송지연을 줄인다. 그런데 이전 ONU들이 계속적으로 소량의 대역폭을 요구했을 때, 사용되지 않는 대역폭이 생기고 동적 최대전송원도우의 크기는 계속해서 늘어난다. 그래서 한 ONU를 위한 동적 최대전송원도우의 크기가 기본 전체 대역폭량보다 커져버리

는 상황이 발생한다. 결과적으로 한 ONU가 회선을 독점하는 일이 발생한다.

$$W_{MAX,i} = \alpha_i \times \min \left\{ \frac{S_i}{N} + W_{MAX}^{Basic}, \sigma \times NW_{MAX}^{Basic} \right\} \quad (5)$$

단, $\sum_{i=0}^{N-1} \alpha_i = 1$

이러한 현상을 막기 위해서 DRSM 대역폭 할당 방식에서 식 (2)의 수정이 필요하다. 식 (5)은 식 (2)의 문제를 해결하기 위한 것으로 최대 가용 대역폭(NW_{MAX}^{Basic})에 [0,1]범위의 σ 비율을 주어 대역폭 할당의 한계를 둔다. $\sigma = 1.0$ 일 경우, 한 ONU를 위한 최대 가용 대역폭량은 NW_{MAX}^{Basic} 이 되고, 이것은 Elastic 서비스의 대역폭 할당정책처럼 경우에 따라 한 ONU가 탄력적으로 전체 대역폭을 사용할 수 있게 한다. 그리고 SLA에 따른 각 ONU에 대해 할당 대역폭량을 차별하기 위하여 최대전송원도우의 크기에 α_i 비율을 준다.

4. 성능평가

4.1 시뮬레이션 모델

한 개의 OLT와 N개의 ONU로 구성되는 EPON 시스템과 인터리브드 폴링 동작방식을 구현하기 위하여 이벤트 드리븐 방식의 시뮬레이터를 모델링하고 C++로 개발한다. 트래픽의 생성은 Pareto 분포의 특성을 따르는 다중 트래픽 트레인을 생성시키고 패킷생성시간에 따라 그 트레인들을 병합시키므로써 Self-similar 특성을 가지는 트래픽 생성을 모델링한다. 표 3에서 시뮬레이션을 위한 EPON 시스템 파라미터를 요약한다.

본 논문에서 제안하는 DRSM과 기존 대역폭 할당 방식의 성능실험 및 비교·분석에 앞서, 각 대역폭 할당 방식의 파라미터 결정이 필요하다. 우선, IPACT의 Limited 서비스를 위한 W_{MAX} 는 식 (1)에서처럼 T_{MAX} , T_g , ONU들의 수로 간단히 구할 수 있다. SLICT의 C_i 와 α_i 는 각각 60 μs 와 0.9로 정하고[6], DRSM에서 최대 대역폭할당

의 한계를 위한 파라미터는 $\sigma = 1.0$ 로 하여 경우에 따라 Elastic 서비스와 같이 유동적으로 한 ONU가 NW_{MAX}^{Basic} 를 모두 할당 받을 수 있도록 하며, α_i 의 비율은 모든 ONU에게 동등하게 부여한다.

(표 3) 시뮬레이션을 위한 파라미터 테이블.

시뮬레이션 파라미터	
N (ONU 수)	16
R_D (사용자와 ONU간 속도)	100 Mb/s
R_U (OLT와 ONU간 속도)	1000 Mb/s
D_p (OLT와 ONU간 전송지연)	100 μs
T_g (가드 시간)	5 μs
T_{MAX} (최대 사이클 시간)	2 ms
Q (ONU 버퍼(큐) 크기)	10 Mbytes
트래픽 특성	Self-similar traffic (Pareto dist.)

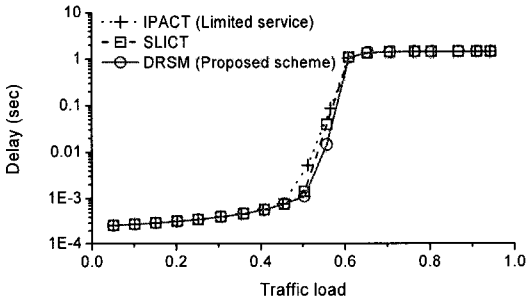
4.2 결과 및 분석

본 장에서는 본 논문에서 제안하는 대역폭 할당 기법인 DRSM과 기존 방식(Limited 서비스, SLICT)들을 Self-similar 트래픽 환경에서 실험하고 비교·분석 및 평가한다. 고려하는 모든 대역폭 할당 기법은 0.05 ~ 0.95의 트래픽 로드에서 각각 실험한다.

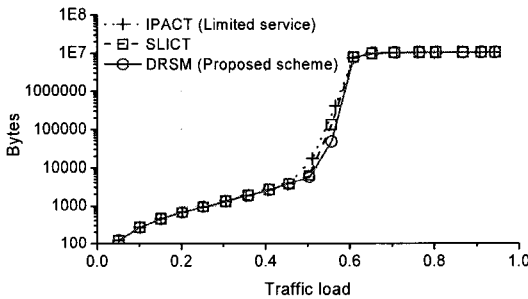
그림 2(a)에서 볼 수 있듯이, IPACT의 서비스들(Limited와 Elastic 서비스)과 SLICT의 방식은 0.5 트래픽 로드에서 평균 패킷 지연이 급격하게 증가한다. 이것은 사용자 네트워크의 대역폭 요구를 충족시켜주지 못하여 0.5 트래픽 로드 시점부터 각 ONU 버퍼(10 MBytes)에 트래픽이 업스트림되지 않고 계속적으로 쌓이게 되어 일어난다. 이 현상의 원인은 고정적 크기의 최대전송원도우에 있다. 하지만 DRSM은 최대전송원도우의 크기를 동적으로 변화시킴으로써 대역폭 요구를 최대한 충족시킨다. 또한 중위 트래픽 로드에서의 폭주 시점을 늦출 수 있어 평균 패킷 지연 면에서 기존 방식보다 좋은 성능을 보인다. 특히 0.5 ~ 0.55의 트래픽 로드 구간에서는 Limited 서비스보다 최대 약 74%, SLICT보다는 최대 약 57%의 성

능향상을 보인다. 그림 2(b)는 평균 큐 크기를 나타내는 그래프로 평균 패킷 지연과 같은 경향을 보이는데, 평균 큐 크기 역시 고정된 최대전송윈도우에 의한 제한적 대역폭 할당 서비스로 인해 기존 방법의 큐 크기가 급격히 증가하는 것을 볼 수 있다. ONU 큐의 길이가 길수록 패킷손실이 많이 일어나기 때문에 사용자에게 좋은 서비스를 제공하지 못한다. DRSM은 평균 큐 크기면에서 Limited 서비스와 SLICT에 비해 각각 최대 약 79%, 55%정도의 성능향상을 보인다.

의 대역폭 요구로 인하여 미사용 대역폭이 생기고, 이것은 다른 ONU들의 최대전송윈도우의 크기를 변화시킨다. 이 변화량은 대역폭 요구가 많은 다른 ONU를 위한 한계 대역폭 할당 범위가 되고, 더 많은 대역폭 요구를 하는 ONU에게 대역폭을 추가 할당한다. 이것은 ONU들 사이에 공평성을 유지하기 위한 최대한의 노력으로써 평균 패킷 지연을 개선시킬 뿐만 아니라, 실제 패킷들이 경험하게 되는 전송지연을 줄여 일정한 속도의 서비스를 제공한다.



(a)



(b)

(그림 2) 평균 패킷 지연과 평균 큐 크기.

5. 결론

본 논문에서는 기존 대역폭 할당 방법의 단점을 보완하고 성능을 개선하기 위하여 동적으로 최대전송윈도우 크기의 변화를 주는 DRSM을 제안하였다. 기본적인 최대전송윈도우보다 적은 양

ACKNOWLEDGMENT

본 연구는 정보통신부 및 정보통신연구진흥원의 대학 IT연구센터 지원사업과 2005년 정부(교육인적자원부)의 재원으로 한국학술진흥재단의 지원을 받아 수행된 연구임, IITA-2006-(C1090-0603-0046), KRF-2005-042-D00248.

교신저자: 추현승.

참고 문헌

- [1] IEEE 802.3ah, Ethernet in the First Mile Task Force, <http://www.ieee802.org/3/efm>
- [2] G. Kramer and G. Pesavento, "Ethernet Passive Optical Network (EPON): Building a Next-Generation Optical Access Network," IEEE Communications Magazine, vol. 40, no. 2, pp. 66-73, February 2002.
- [3] J. Zheng and H.T. Mouftah, "Media Access Control for Ethernet Passive Optical Networks: An Overview," IEEE Communications Magazine, vol. 43, no. 2, pp. 145-150, February 2005.
- [4] G. Kramer, B. Mukherjee, and G. Pesavento, "Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time (IPACT): A Dynamic Bandwidth Distribution Scheme in an Optical Access Network," Ph-

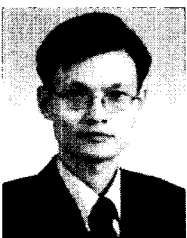
- tonic Network Communications, vol. 4, pp. 89-107, January 2002.
- [5] L. Yuanqiu and N. Ansari, "Bandwidth Allocation for Multiservice Access on EPONs," IEEE Communications Magazine, vol. 43, no. 2, pp. S16-S21, February 2005.
- [6] H. Kim, H. Park, D.K. Kang, C. Kim, and G.I. Yoo, "Sliding Cycle Time-based MAC Protocol for Service Level Agreeable Ethernet Passive Optical Networks," in Proc. of IEEE ICC '05, vol. 3, pp. 1848-1852, May 2005.
- [7] M.P. McGarry, M. Maier, and M. Reisslein, "Ethernet PONs: A Survey of Dynamic Bandwidth Allocation (DBA) Algorithms," IEEE Communications Magazine, vol. 42, no. 8, pp. S8-15, August 2004.
- [8] H. Byun, J. Nho, and J. Lim, "Dynamic Bandwidth Allocation Algorithm in Ethernet Passive Optical Networks," Electronics Letter, vol. 39, no. 13, pp. 1001-1002, June 2003.
- [9] W.E. Leland, M.S. Taqqu, W. Willinger, and D.V. Wilson, "On the Self-Similar Nature of Ethernet Traffic (Extended Version)," IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 2, no. 1, pp. 1-15, February 1994.
- [10] K. Park and W. Willinger, Self-similar Network Traffic: An Overview, In K. Park and W. Willinger, editors, Self-Similar Network Traffic and Performance Evaluation. Wiley Interscience, 2000.

● 저 자 소개 ●



이 상 호(Sangho Lee)

2006년 동국대학교 전자계산학과 졸업(학사)
 2006년 3월 ~ 현재 성균관대학교 전자전기컴퓨터공학과 석사과정
 관심분야 : 컴퓨터 네트워크, 광 네트워크
 E-mail : ianlee@ece.skku.ac.kr



이 태 진(Tae-Jin Lee)

1989년 연세대학교 전자공학과 졸업(학사)
 1991년 University of Michigan, Ann Arbor, EECS 졸업(석사)
 1995년 University of Texas at Austin, ECE 졸업(박사)
 1999년 8월 ~ 2001년 2월 삼성전자 중앙 연구소 책임 연구원
 2001년 3월 ~ 현재 성균관대학교 정보통신공학부 부교수
 관심분야 : 통신 네트워크 성능분석 및 설계, 무선 PAN/LAN/MAN, Ad-hoc/센서 네트워크,
 광 네트워크
 E-mail : tjlee@ece.skku.ac.kr



정 민 영(Min Young Chung)

1990년 KAIST 전자공학과 졸업(학사)

1994년 KAIST 전자공학과 졸업(석사)

1999년 KAIST 전자공학과 졸업(박사)

2000년 1월 ~ 2002년 2월 ETRI 선임연구원

2002년 3월 ~ 현재 성균관대학교 정보통신공학부 부교수

관심분야 : 유/무선 홈 네트워크, 무선 PAN/LAN, 이동통신 네트워크, IP 라우터 시스템, 광 네트워크

E-mail : mychung@ece.skku.ac.kr



이 유 호(Youho Lee)

1986년 성균관대학교 수학과 졸업(학사)

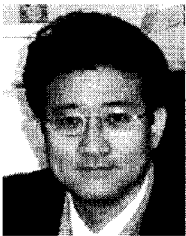
1989년 성균관대학교 일반대학원 수학과 졸업(석사)

1996년 성균관대학교 일반대학원 수학과 졸업(박사)

2002년 ~ 현재 대구한의대학교 인터넷정보학과 교수

관심분야 : 정보보호, 네트워크보안, 라우팅프로토콜

E-mail : youho@dhu.ac.kr



추 현 승(Hyunseung Choo)

1988년 성균관대학교 수학과 졸업(학사)

1990년 University of Texas 컴퓨터공학과 졸업(석사)

1996년 University of Texas 컴퓨터공학과 졸업(박사)

1997년 특허청 심사4국 컴퓨터심사담당관실(사무관)

1998년 ~ 현재 성균관대학교 정보통신공학부 부교수

2001년 ~ 현재 한국인터넷정보학회/한국시뮬레이션학회 이사

2004년 3월 ~ 2006년 8월 대통령직속 교육혁신위원회 전문위원

2004년 8월 ~ 현재 한국인터넷정보학회 논문지편집위원장

2005년 1월 ~ 현재 한국 건강보험심사평가원 전문위원

2005년 10월 ~ 현재 정보통신부ITRC 지능형HCI융합연구센터장,
정보통신공학부 컨버전스 연구소장

관심분야 : 유/무선/광 네트워크, 모바일컴퓨팅, 임베디드S/W, 그리드컴퓨팅

E-mail : choo@ece.skku.ac.kr