

트래픽이 급증하는 EPON 환경에서 고정비트율 서비스를 효율적으로 지원하는 DBA 알고리즘

Efficient DBA Algorithm for Supporting CBR Service on EPON with Traffic Burstiness

이진희* 이태진** 정민영*** 이유호**** 추현승*****
Jinhee Lee Tae-Jin Lee Min Young Chung Youho Lee Hyunseung Choo

요약

EPON(Ethernet Passive Optical Network: 이더넷 수동 광 네트워크)은 대용량 LAN과 백본망 사이의 트래픽 병목현상을 완화시킬 수 있는 하나의 방법으로 저렴한 비용으로 광대역의 서비스를 제공할 수 있어 많은 연구가 진행되고 있다. 대용량 LAN과 백본망 사이의 병목현상은 트래픽이 갑자기 증가하는 트래픽 특성으로 인해 더욱 심각해진다. 본 논문은 트래픽의 특성을 고려하여 ONU(Optical Network Unit: 광 네트워크 가입자 단말)에게 적절한 대역폭을 할당함으로써 네트워크의 성능을 개선한다. 또한 본 논문은 지원하는 ONU의 수에 상관없이 고정된 시간 이내에 해당 ONU가 다시 서비스 받을 수 있도록 제안 방식을 설계함으로써 지연에 민감한 트래픽을 효율적으로 지원할 수 있다. 컴퓨터 시뮬레이션 결과에 따르면, 본 논문에서 제안하는 방식은 최대 사이클 시간을 기준 사이클 시간의 두 배로 제한하면서 기존 방식보다 중위 트래픽에서 패킷 지연 및 ONU 큐 크기를 각각 최대 77%와 82%만큼 감소시킨다.

Abstract

Ethernet passive optical network (EPON) is the next-generation technology mitigating the bottleneck between high-capacity local area networks (LANs) and a backbone network. The bottleneck is aggravated depending on burstiness and long range dependence (LRD) of traffic characteristics as well as amount of outgoing traffic from the high-capacity LANs. The proposed scheme decreases average packet delay for data upstreaming by considering such traffic characteristics to dynamically allocate bandwidth to multiple optical network units (ONUs). In addition, it can appropriately support delay-sensitive traffic such as constant bit ratio (CBR) traffic by making maximum cycle time fix regardless of the number of ONUs. The comprehensive simulation results indicate that the proposed scheme achieves up to 77% and 82% lower than previous schemes in terms of average packet delay and average queue size while it limits the maximum cycle time to twice of the basic cycle time.

Keyword : Ethernet Passive Optical Network (EPON), Dynamic bandwidth allocation (DBA), Maximum window size

1. 서론

* 준 회원 : 성균관대학교 컴퓨터공학과 석사과정
sarara7272@skku.edu

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

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

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

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

[2008/04/14 투고 - 2008/04/15 심사 - 2008/06/01 심사완료]

인터넷 사용자와 광대역을 요구하는 응용 서비스의 급격한 증가는 대용량의 LAN과 백본망 사이에 트래픽 병목현상을 야기하고 있다. 현재 액세스 망에서 사용되는 xDSL이나 케이블 모뎀 방식은 미래에 더욱 증가할 사용자의 광대역 서비스 요구를 충족시키기 어려울 것으로 예상된다. EPON (Ethernet Passive Optical Networks)은 이러한 사용자의 요구를 충족시켜주고 원활한 트래픽 흐름을 유지할 수 있는 하나의 해결 방법이다 [1,2].

EPON은 다수 ONU들의 업링크 다중접근을 지원하기 위한 방법으로 TDMA 방식을 사용한다. TDMA는 광 회선의 사용 시간을 다수의 ONU들에게 나누어 줌으로써 ONU들의 데이터 업스트림을 허가하는 방식이기 때문에 하나의 OLT는 다수의 ONU들에게 회선 사용 시간을 효율적으로 분배할 수 있어야 한다.

EPON 시스템을 구성하는 모든 ONU들의 대역폭 요구를 최대한 충족시켜주기 위해 다양한 접근의 DBA(Dynamic Bandwidth Allocation: 동적 대역폭 할당)가 고려되었다[4-9]. 그 중 전형적인 DBA 방법으로 IPACT(Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time)[5]가 있다. IPACT는 일부 ONU들이 회선을 독점하는 것을 방지하기 위해 다양한 방식의 DBA(Limited, Constant Credit, Linear Credit, Elastic 서비스)를 제안한다. 그러나 IPACT는 유동적인 대역폭 요구에 적절히 대응하지 못하기 때문에 상대적으로 비효율적인 채널 할당 방식을 제공한다.

IPACT 방식 이후, IPACT 방식의 대역폭 할당 방식을 개선하여 ONU에게 보다 효율적으로 대역폭을 할당하기 위한 여러 가지 방법이 연구되었다. 이 중 하나인 DRSM(Dynamic Right Sizing Maximum-windows)[6,7]은 ONU의 최소 보장 대역폭을 기준으로 이전 ONU가 사용하지 않은 대역폭을 계산하고, 이 정보를 바탕으로 ONU마다의 최대 전송 윈도우 크기를 동적으로 계산함으로써 보다 효율적인 대역폭 할당을 가능하게 한다. 이 방식은 이전 ONU가 사용하지 않은 대역폭 정보를 이용하여 ONU의 대역폭 요구와 할당에 대한 만족도를 높여주기 때문에 평균 패킷지연시간과 평균 큐 길이 측면에서 좋은 성능을 보인다. 그러나 이 방식은 각각의 ONU에게 기준 사이클 시간 동안 데이터를 전송할 수 있도록 허용할 뿐만 아니라 ONU의 개수가 늘어남에 따라 최대 사이클 시간 또한 증가하기 때문에 고정 비트율을 요구하는 서비스를 시기적절하게 서비스하기 어렵다.

본 논문에서는 EPON의 트래픽 특성을 고려함

으로써 IPACT의 성능을 개선한 새로운 방식의 DBA를 제안한다. 제안 방식은 EPON의 트래픽이 bursty하고 LRD(Long Range Dependence)한 특성을 이용하여 대역폭 요청량이 갑자기 증가하는 ONU에게 더욱 많은 대역폭을 할당하고, 또 이러한 ONU에게는 지속적으로 많은 대역폭을 할당하는 방식이다. 또한 제안 방식은 두 번의 기준 사이클 시간 이내에 다시 해당 ONU를 서비스할 수 있도록 함으로써 지연 시간에 민감한 트래픽을 보다 시기적절하게 서비스할 수 있다. 종합적인 시뮬레이션 결과에 의하면, 제안 방식은 다양한 트래픽을 시기적절하게 서비스할 수 있을 뿐만 아니라 평균 패킷지연과 평균 큐 크기 측면에서 IPACT보다 각각 최대 77%와 82%, DRSM보다 각각 최대 39%와 42%의 성능향상을 보인다.

본 논문의 2장에서는 관련 연구인 IPACT 방식과 DRSM 방식을 설명한다. 3장에서는 기존 DBA 방식의 문제점을 정의하고, 이에 대한 해결방안을 제안한다. 4장에서는 제안 방식의 성능을 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 평가·분석하고, 마지막으로 5장에서 결론을 맺는다.

2. 관련연구

EPON에서 대역폭 할당을 위해 기본적으로 사용하는 인터리브드 폴링 방식은 MPCP 시그널링[1,3,9]에 따른 전송 지연을 줄이기 위해 업스트림과 다운스트림을 중첩하여 사용한다. 구체적으로, OLT는 ONU에게 GATE 메시지를 보낸 다음, 해당 ONU의 데이터와 REPORT 메시지가 도착하기 전에 다음 사이클을 위한 또 다른 GATE 메시지를 보낸다. 이것은 OLT가 ONU들의 광회선 사용 시간을 정확히 알고 있기 때문에 가능하다.

2.1 IPACT(Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time)

IPACT 방식은 인터리브드 폴링 알고리즘에 따

라 동작하며, 대역폭 할당 방법에 따라 Limited 서비스, Constant Credit 서비스, Linear Credit 서비스, Elastic 서비스로 구분된다.

Limited 서비스는 최대 전송 윈도우(Maximum Window Size)를 넘지 않는 범위에서 ONU에게 대역폭을 할당하는 방식이다. 이 서비스는 IPACT의 DBA 중 종합적 성능이 가장 우수한 방식이다. Constant Credit 서비스와 Linear Credit 서비스는 Limited 서비스 방식을 기반으로 한다. Constant credit 서비스는 대역폭 요구량에 관계없이 일정량의 대역폭을 추가적으로 할당하는 방식이며, Linear credit 서비스는 대역폭 요구량의 일정 비율만큼을 추가적으로 할당하는 방식이다. Elastic 서비스는 이전 한 사이클 동안 할당된 대역폭을 기반으로 현재 ONU의 대역폭을 할당하는 방식이다. 이 방식은 대역폭 할당의 한계치를 최대 전송 윈도우가 아니라 한 사이클 동안 할당할 수 있는 대역폭으로 제한한다.

(표 1) IPACT의 대역폭 할당 서비스

DBA 서비스	대역폭 할당식
Limited 서비스	$G_i = \min\{R_i, W_{MAX}\}$
Constant Credit 서비스	$G_i = \min\{R_i + const, W_{MAX}\}$
Linear Credit 서비스	$G_i = \min\{R_i \times const, W_{MAX}\}$
Elastic 서비스	$G_i = \min\left\{R_i, NW_{MAX} - \sum_{j=i-N}^{i-1} G_j\right\}$

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

2.2 DRSM(Dynamic Right Sizing Maximum-windows) Algorithm

IPACT 방식의 비효율성을 개선하기 위하여 DRSM(Dynamic Right Sizing of Maximum-windows) 방식[6,7]이 연구되었다. DRSM 방식은 IPACT 방식의 비효율성 원인을 고정된 최대 전송 윈도우 크기로 인해 모든 ONU가 대역폭을 공평하게 사용하지 못하기 때문으로 정의하고 동적인 최대 전송 윈도우를 제안한다.

이 방식은 ONU의 대역폭 할당량 한계를 높이기 위해 이전 ONU에게 할당하지 않은 대역폭 정보, 즉 미사용 대역폭을 이용하여 동적 최대 전송 윈도우를 계산한다. DRSM 방식은 이전 ONU의 미사용 대역폭을 기반으로 이 값의 1/N만큼을 현재 ONU에게 추가적으로 할당함으로써 최대 전송 윈도우 크기를 계산한다. 그러나 이 방식은 이전 ONU의 미사용 대역폭을 누적하여 관리하기 때문에 최대 전송 윈도우 크기는 무한히 커질 수 있다. 따라서 DRSM은 최대 전송 윈도우의 크기를 제한하기 위해 $\sigma(0 < \sigma \leq 1)$ 를 이용하며, 최대 전송 윈도우 크기를 기준 사이클 동안 보낼 수 있는 대역폭 양으로 제한한다. DRSM 방식의 최대 전송 윈도우는 식 (1)으로 표현되며, α_i 는 SLA(Service Level Agreement)에 따라 ONU에게 할당할 대역폭 양을 차별하기 위한 것이다.

$$W_{MAX,i} = \alpha_i \times \min\left\{\frac{S_i}{N} + W_{MAX}^{Basic}, \sigma \times NW_{MAX}^{Basic}\right\} \quad (1)$$

단, $\sum_{i=0}^{N-1} \alpha_i = 1$

(표 2) DRSM의 동적 대역폭 할당 서비스

DRSM DBA 방식
$W_{MAX}^{Basic} = \frac{T_{MAX}^{Basic}}{N} - T_g$
$W_{MAX,i} = \alpha_i \times \min\left\{\frac{S_i}{N} + W_{MAX}^{Basic}, \sigma \times NW_{MAX}^{Basic}\right\}, \sum_{i=0}^{N-1} \alpha_i = 1$
$S_i = S_{(i-N-1) \bmod N} + W_{MAX}^{Basic} - G_{(i-N+1) \bmod N}$
$G_i = \min\{R_i, W_{MAX,i}\}$

* G_i : i 번째 ONU의 대역폭 할당량
 R_i : i 번째 ONU의 대역폭 요구량
 α_i : i 번째 ONU의 대역폭 사용 비율
 S_i : i 번째 ONU 이전 ONU의 미사용 대역폭 양
 σ : 최대전송윈도우의 크기를 조절하기 위한 변수($0 < \sigma \leq 1$)
 N : ONU 개수
 T_g : 이더넷 프레임 간의 가드 시간
 T_{MAX}^{Basic} : 기준 폴링 사이클 시간
 $W_{MAX,i}$: i 번째 ONU의 최대전송윈도우 크기
 W_{MAX}^{Basic} : 각 ONU의 최소보장대역폭

DRSM 방식은 과거의 대역폭 할당 정보로 현재 할당 가능한 대역폭의 최대 한계를 계산한다.

이 때, DRSM 방식은 과거에 사용되지 않은 대역폭 정보를 누적하기 때문에 이것은 무한히 커질 수 있다. 또한 사이클 시간이 ONU의 개수와 σ 비율에 따라 변하기 때문에 ONU의 개수가 많아질 수록 그리고 σ 비율이 커질수록 ONU의 서비스 간격은 더욱 커지게 된다. 이러한 사실은 DRSM 방식이 고정 비트율을 요구하는 서비스와 QoS 서비스를 지원하기에 적합하지 않게 만든다.

3. 제안 대역폭 할당 방식

3.1 트래픽 특성을 고려한 제안 방식

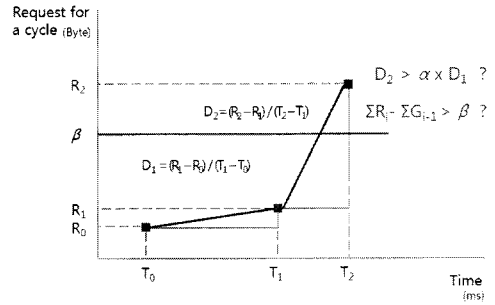
EPON은 bursty하고 LRD(Long Range Dependence)한 트래픽 특성을 지닌다. 다시 말해, 어떤 ONU의 대역폭 요구량이 갑자기 증가하는 경우가 종종 발생하게 되고, 그 이후 일정 기간 동안 지속적으로 많은 대역폭을 요구하는 상황이 발생한다. 제안 방식은 이러한 트래픽의 특성을 고려하여 대역폭 요구량이 갑자기 증가할 경우, 더 많은 대역폭을 할당해주고, 이러한 ONU에 대해서는 그것의 요구량이 일정 수준 이하로 내려갈 때까지 지속적으로 많은 대역폭을 할당해줌으로써 패킷 지연 등의 성능을 개선시킨다.

3.1.1 트래픽에 따른 ONU 집단의 분류

제안 방식은 지난 사이클의 대역폭 요구량과 현재 사이클의 대역폭 요구량에 대한 증가율을 이용하여 트래픽이 갑자기 증가했음을 판별한다. 이때 대역폭 요구량은 지난 사이클에서 서비스되지 않고 남은 대역폭 요구량을 포함하지 않은, 지난 한 사이클 동안 가입자에게서 받은 트래픽만을 의미한다. 대역폭 요구량이 최소 보장 대역폭보다 많을 때, 이전 사이클의 증가율에 비해 현재 사이클에 대역폭 요구량 증가율이 일정 수준(α) 이상 증가한다면, 제안방식은 트래픽이 갑자기 증가했다고 판단한다.

또한 OLT는 트래픽이 갑자기 증가한 경우가

아니라 할지라도 일정 수준(β) 이상의 대역폭을 요구하는 ONU에게 그렇지 않은 ONU에 비해 더 많은 대역폭을 할당한다. 만약 ONU가 두 가지 상황에 모두 포함된다면 해당 ONU는 다른 ONU들보다 더 많은 대역폭을 할당받는다.



(그림 1) 트래픽 급증의 판별 방법

3.1.2 미사용 대역폭 할당 정책

트래픽 특성에 따라 분류된 ONU의 대역폭 할당량을 차별화하기 위해서 제안 방식은 우선 해당 ONU로부터 지난 N개의 ONU가 사용하지 않은 대역폭 양을 계산한다. 미사용 대역폭 양(S_i)은 식 (2)과 식 (3)에 따라 계산된다.

$$W_{MAX}^{Basic} = \frac{T_{MAX}^{Basic}}{N} - T_g \quad (2)$$

$$S_i = N W_{MAX}^{Basic} - \sum_{j=i-N+1}^{i-1} G_j \quad (3)$$

제안 방식은 대역폭 요구량 증가율이 일정 수준(α) 이상 증가한 ONU를 A 집단으로, 일정 수준(β) 이상의 대역폭을 요구하는 ONU를 B 집단으로 나눈 다음, A 집단과 B 집단에 모두 포함되는 ONU, A 집단과 B 집단 중 한 가지 집단에 포함되는 ONU, 그리고 두 집단 모두에 속하지 않는 ONU에게 미사용 대역폭을 각각 4:3:2의 비율로 추가 사용하도록 정의함으로써 최대 전송 윈도우 크기를 계산한다. 또한 이러한 방식으로 분류된 ONU는 그것의 대역폭 요구량이 일정 수준(γ) 이하가 될 때까지 미사용 대역폭을 비율대로 추가 사용한다. 식 (4)은 각 집단별 ONU가 사

용할 추가 대역폭 양을 나타낸 것이다.

제안 방식에서 최대 전송 윈도우 크기는 식 (5) 과 같이 최소 보장 대역폭과 추가 할당 대역폭의 합으로 계산되며, 최종적으로 해당 ONU에게 할당 할 대역폭은 식 (6)과 같다. ONU가 할당받을 대역 폭은 최대 전송 윈도우 크기에 의해 제한된다.

(표 3) 미사용 대역폭의 할당 방식

미사용 대역폭 할당 방식	
A = { 대역폭 요청 증가량이 임계치 α 를 넘는 ONU }	$n(A) = x$
B = { 대역폭 요청량이 임계치 β 를 넘는 ONU }	$n(B) = y$
N : ONU의 개수	$n(A \cap B) = z$
	$n(U) = N$

$$K_i = \begin{cases} \frac{4 \times S}{4z + (2 \times (x+y-2z)) + (2 \times (N - (x+y-z)))} & \text{if } i \in \{A \cap B\} \\ \frac{3 \times S}{4z + (3 \times (x+y-2z)) + (2 \times (N - (x+y-z)))} & \text{if } \left\{ \begin{matrix} i \in \{A\} \text{ and } i \notin \{B\} \\ i \in \{B\} \text{ and } i \notin \{A\} \end{matrix} \right. \\ \frac{2 \times S}{4z + (3 \times (x+y-2z)) + (2 \times (N - (x+y-z)))} & \text{otherwise} \end{cases} \quad (4)$$

$$W_{MAX,i} = W_{MAX}^{Basic} + K_i \quad (5)$$

$$G_i = \min\{R_i, W_{MAX,i}\} \quad (6)$$

3.2 고정 비트율 서비스를 고려한 제안 방식

DRSM 방식의 경우, 하나의 ONU가 사용할 수 있는 대역폭은 과거의 ONU가 사용하지 않은 대역폭의 누적량이나 ONU의 개수와 σ 비율에 의존한다. 따라서 하나의 사이클 시간 역시 과거 미사용 대역폭의 누적량 혹은 ONU의 개수와 σ 비율에 따라 달라진다. ONU의 개수와 σ 비율에 의해 사이클 시간이 결정되는 경우, ONU의 개수가 많아질수록 사이클 시간이 더욱 길어지고 ONU의 서비스 간격은 더욱 커지게 된다. 더욱이, 가장 좋은 성능을 보이는 $\sigma = 1.0$ 의 경우[6,7]에 하나의 ONU가 기준 사이클 시간동안 데이터를 전송할 수 있으므로 하나의 사이클은 NT_{MAX}^{Basic} 까지 길어질 수 있다.

제안 방식에서 사이클 시간은 이전 N개의 ONU가 사용하지 않은 대역폭 정보에 의해 결정

된다. 만약 이전 N개의 ONU가 데이터 전송을 위해 사용한 대역폭이 없다면, 미사용 대역폭 양은 기준 사이클(T_{MAX}^{Basic}) 만큼 커지게 되고, 이후의 사이클은 기준 사이클 시간의 두 배까지 길어질 수 있다.

DRSM 방식이 ONU의 개수와 σ 비율에 따라 사이클 시간이 변할 수 있음에 반해 제안 방식은 최대 사이클 시간을 고정시킴으로써 고정 비트율을 요구하는 서비스와 QoS 서비스 등의 지연에 민감한 서비스를 더욱 시기적절하게 지원할 수 있다.

(표 4) 각 대역폭 할당 방식의 최대 사이클 시간

DBA 서비스	최대 사이클 시간
IPACT(Limited 서비스)	$T_{MAX} = T_{MAX}^{Basic}$
DRSM 서비스 방식	$T_{MAX} = \sigma \times N T_{MAX}^{Basic}$
제안 서비스 방식	$T_{MAX} = 2 \times T_{MAX}^{Basic}$

* T_{MAX} : 최대 사이클 시간

T_{MAX}^{Basic} : 기준 폴링 사이클 시간

σ : 최대전송윈도우의 크기를 조절하기 위한 변수($0 < \sigma \leq 1$)

N : ONU 개수

4. 성능 평가 및 분석

4.1 시뮬레이션 모델

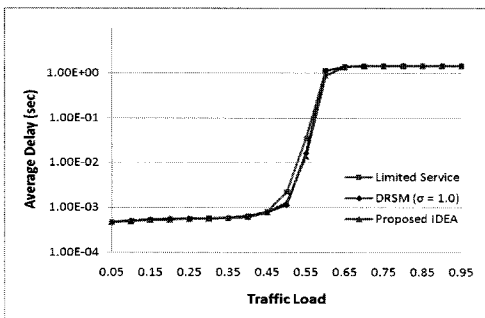
(표 5) 시뮬레이션을 위한 파라미터

시뮬레이션 변수	
ONU 개수(N)	16
사용자와 ONU간 전송속도	100 Mb/s
OLT와 ONU간 전송속도	1000 Mb/s
OLT와 ONU간 거리	20 km
OLT와 ONU간 전송지연	100 μ s
가드 시간	5 μ s
기준 사이클 시간	2 ms
ONU 버퍼(큐) 크기	10 Mbytes
미사용 대역폭 사용 정책 적용을 위한 대역폭 요구량 증가율의 임계치(α)	4
미사용 대역폭 사용 정책 적용을 위한 대역폭 요구량의 임계치(β)	T_{MAX}^{Basic} 의 30%
미사용 대역폭 사용 정책 해제를 위한 대역폭 요구량의 임계치(γ)	W_{MAX}^{Basic}
트래픽 생성형태	self-similar traffic

본 장에서는 본 논문이 제안하는 대역폭 할당 방식과 기존 연구의 성능을 비교하기 위해 시뮬레이션을 모델링하고, 여러 가지 성능평가요소를 이용하여 성능을 비교한다. 사용자 네트워크에서의 트래픽 생성은 self-similar 특성[10,11]을 따른다. 표 5는 시뮬레이션을 위한 변수를 요약한 것이며, DRSM에서 사용되는 최대 대역폭할당의 한계를 위한 파라미터 $\sigma = 1.0$ [6,7]로 하며, α_i 의 비율은 모든 ONU에게 동등하게 부여한다.

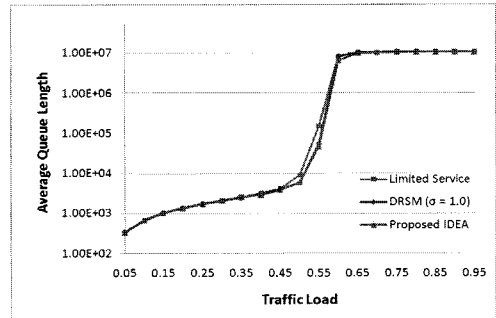
4.2 시뮬레이션 결과 및 분석

그림 2에서 볼 수 있듯이, IPACT의 Limited 서비스는 0.5 트래픽 부하에서 평균 패킷 지연이 급격하게 증가한다. 이것은 Limited 서비스가 최대 전송 윈도우를 일정한 크기로 고정시킴으로써 사용자 네트워크의 대역폭 요구를 충분히 충족시켜주지 못하기 때문이다. 그러나 DRSM과 제안 방식은 최대 전송 윈도우의 크기를 각 ONU마다 동적으로 변화시킴으로써 대역폭 요구를 보다 많이 충족시킬 수 있다. 더욱이 제안 방식은 대역폭 요구가 많은 ONU에게 더 큰 최대 전송 윈도우를 제공함으로써 DRSM 방식보다 적은 미사용 대역폭 정보를 이용하면서도 DRSM과 유사한 평균 패킷지연을 나타낸다. 제안 방식은 특히 0.5 ~ 0.6의 트래픽 부하 구간에서 Limited 서비스보다 최대 약 77%, DRSM 방식보다 최대 약 39%의 성능향상을 보인다.



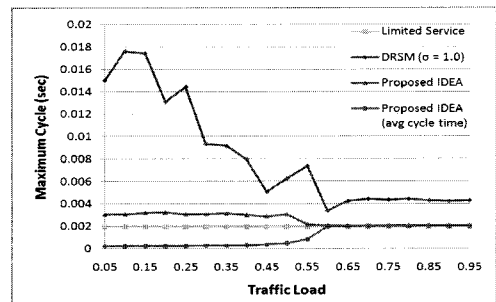
(그림 2) 평균 패킷 지연

그림 3은 평균 큐 크기를 나타낸 그래프로 평균 패킷 지연과 유사한 경향을 보인다. 제안 방식은 평균 큐 크기 면에서 Limited 서비스와 DRSM 방식에 비해 각각 최대 약 82%, 42%의 성능향상을 보인다.



(그림 3) 평균 큐 크기

그림 4는 각 대역폭 할당 방식의 최대 사이클 시간을 나타낸 그래프이다. 제안 방식과 IPACT의 Limited 서비스 방식의 최대 사이클 시간이 각각 T_{MAX}^{Basic} (0.2ms)와 $2 \times T_{MAX}^{Basic}$ (0.4ms)를 초과하지 않는 반면, DRSM 방식의 최대 사이클 시간은 ONU의 개수가 늘어남에 따라 증가한다. 이러한 사실은 제안 방식이 DRSM 방식에 비해 고정 비트율을 요구하는 서비스를 더욱 시기적절하게 서비스할 수 있음을 보여준다.



(그림 4) 최대 사이클 시간

5. 결론

본 논문의 제안 방식은 트래픽의 특성에 따라

최대 전송 윈도우를 동적으로 변화시킴으로써 ONU의 대역폭 요구를 최대한 충족시키고 실제 패킷들이 경험하는 전송 지연을 줄여 더욱 빠른 속도의 서비스를 제공한다. 또한 제안 방식은 최대 사이클 시간을 고정시킴으로써 고정 비트율을 요구하는 서비스와 QoS 서비스 등의 지연에 민감한 서비스를 더욱 효율적으로 지원할 수 있다.

ACKNOWLEDGMENT

본 연구는 지식경제부 및 정보통신연구진흥원의 대학 IT연구센터 지원사업(ITA-2008-(C1090-0801-0046)과 한국정보사회진흥원의 광대역통합망(KOREN) 사업 연구결과로 수행되었음. 교신저자: 추현승

참고 문헌

- [1] J. Zheng and H.T. Mouftah, "Media Access Control for Ethernet Passive Optical Networks: An Overview," *IEEE Commun. Mag.*, vol.43, no.2, pp.145-150, Feb. 2005.
- [2] P. Ossieur, X.Z. Qiu, J. Bauwelinck, D. Verhulst, Y. Martens, J. Vandewege, and B. Stubbe, "An Overview of Passive Optical Networks," In Proc. of SCS International Symposium, vol.1, pp.113-116, July 2003.
- [3] IEEE 802.3ah, Ethernet in the First Mile Task Force, <http://www.ieee802.org/3/efm>
- [4] 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.
- [5] G. Kramer, B. Mukherjee, and G. Pesavento, "Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time (IPACT): A Dynamic Bandwidth Distribution Scheme in an Optical Access Network," *Photonic Network Commun.*, vol.4, no.1, pp.89-107, Jan. 2002.
- [6] S. Lee, T. Lee, M. Jung and H. Choo, "Adaptive Window-tuning Algorithm for Efficient Bandwidth Allocation on EPON," *Networking*
- [7] 이상호, 이태진, 정민영, 이유호, 추현승, "EPON에서 효율적 대역폭 할당을 위한 최대전송윈도우 크기의 동적변화기법," *한국인터넷정보학회 논문지*, vol. 8, no. 4, pp. 41-49, August 2007.
- [8] L. Yuanqiu and N. Ansari, "Bandwidth Allocation for Multiservice Access on EPONs," *IEEE Commun. Mag.*, vol.43, no.2, pp.S16-S21, Feb. 2005.
- [9] 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.
- [10] 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.
- [11] 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 진 희 (Jinhee Lee)

2006년 대구가톨릭대학교 정보통신공학과 졸업(학사)
2007년 성균관대학교 전자전기컴퓨터공학과 석사과정
관심분야 : 컴퓨터 네트워크, 광 네트워크, 네트워크 보안.
E-mail : sarara7272@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)
2001년 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 수학과 졸업(석사)
1996년 성균관대학교 수학과 졸업(박사)
2002년 ~ 현재 대구한의대학교 인터넷정보학과 교수
관심분야 : 정보보호, 네트워크보안, 라우팅 프로토콜
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
2005년 10월 ~ 현재 정보통신부 ITRC 지능형HCI융합연구센터장, 정보통신공학부 컨버전스 연구소장
2008년 2월 ~ 현재 한국정보처리학회 이사
관심분야 : 유/무선/광 네트워킹, 모바일컴퓨팅, 임베디드S/W, 그리드컴퓨팅
E-mail : choo@ece.skku.ac.kr