

논문 2006-43TC-5-11

이더넷 기반 광가입자망에서 공정성 보장을 위한 하향 트래픽 제어 기법 설계

(Design of Traffic Control Scheme for Supporting the Fairness of
Downstream in Ethernet-PON)

한 경 은*, 박 혁 규*, 유 경 민*, 강 병 창**, 김 영 천***

(Kyeong-Eun Han, Hyuk-Gu Park, Kyoung-Min Yoo, Byung-Chang Kang, and Young-Chon Kim)

요 약

이더넷 PON은 현재 광가입자망의 기술 수준, 경제성을 고려할 때 가입자망의 고속화 실현을 위한 가장 현실성 있는 구현 방안으로 주목받고 있다. 이더넷 PON은 하향 및 상향 전송을 위하여 점대다점(point-to-multipoint), 다점대점(multipoint-to-point) 구조를 갖는다. 따라서 하향 전송을 위하여 이더넷 프레임은 수동분배기를 거쳐 모든 ONU에게 방송되는 반면, 상향 구조는 다수의 ONU가 단일의 상향 채널을 공유하는 형태이므로 각 ONU에게 공정하고 효율적인 채널 할당을 위한 MAC 프로토콜이 요구된다. 따라서 종래의 연구는 ONU간 충돌을 해결하고 망 자원을 효율적으로 사용하기 위한 다양한 MAC 프로토콜과 대역 할당 알고리즘에 초점을 맞추었다. 그러나 서비스를 제공하는 망 사업자 입장에서 볼 때, 망 사업자는 각 ONU에게 사전에 협약한 대역폭을 보장하는 동시에 IP 트래픽에 유연한 효율적인 망 자원 관리 책임이 요구된다. 이러한 관점에서 하향 트래픽 제어는 매우 중요하다. 본 논문에서는 이더넷 PON 환경에서 하향 트래픽의 협약 대역을 보장함으로써 각 ONU에게 공정성을 제공하고 망 자원의 효율적 사용을 위한 하향 트래픽 제어 기법을 제안한다. 제안한 기법은 하나의 토큰 버킷과 과거 트래픽 정보를 이용한 서비스제공 확률을 기반으로 구현의 단순성, 공정성, 융통성을 제공한다. 제안한 기법의 성능 평가를 위해 AWESIM을 이용하여 IEEE 802.3ah 기반의 이더넷 PON 시스템을 설계하고 시뮬레이션을 수행하였으며, 다양한 시나리오를 기반으로 공정성, 지연, 폐기를 관점에서 성능을 평가하고 분석하였다.

Abstract

Ethernet-PON is an emerging access network technology that provides a low-cost method of deploying optical access lines between OLT and ONUs. It has a point-to-multipoint and multipoint-to-point architecture in downstream and upstream direction, respectively. Therefore, downstream packets are broadcast from an OLT toward all ONUs without collision. On the other hand, since all ONUs share a common channel, the collision may be occurred for the upstream transmission. Therefore, earlier efforts on Ethernet-PON have been concentrated on an upstream MAC protocol to avoid collision. But it is needed to control downstream traffic in practical access network, where the network provider limits available bandwidth according to the number of users. In this paper, we propose a traffic control scheme for supporting the fairness of the downstream bandwidth. The objective of this algorithm is to guarantee the fairness of ONUs while maintaining good performance. In order to do this, we define the service probability that considers the past traffic information for downstream, the number of tokens and the relative size of negotiated bandwidth. We develop the simulation model for Ethernet-PON to evaluate the rate-limiting algorithm by using AWESIM. Some results are evaluated and analyzed in terms of defined fairness factor, delay and dropping rate under various scenario.

Keywords : Ethernet-PON, optical access networks, rate limit, flow control, fairness

* 정회원, *** 평생회원, 전북대학교 컴퓨터공학과
(Chonbuk National University),

** 평생회원, 삼성전자연구소
(Samsung Electronics Co.)

※ 본 연구는 삼성전자와 광인터넷연구센터(OIRC)의
지원으로 수행되었습니다.

접수일자: 2006년4월8일, 수정완료일: 2006년5월15일

I. 서 론

최근 인터넷 사용자의 증가로 인해 인터넷 트래픽이 크게 증가하고 음성·데이터·동영상과 같은 다양한 멀티미디어 서비스의 영향으로 사용자측의 통신 대역 요

구량이 큰 폭으로 증가하였다. 이로 인하여 서비스 제공자 측면에서도 보다 수요성 있는 서비스 창출을 위해 방대한 대역폭이 요구되고 있다. 따라서 가입자망의 고속화를 위한 기술로 현재 광가입자망 기술 수준, 가입자의 형태, 지리적 조건, 서비스 품질, 경제성 등을 고려할 때 수동형 광가입자망(Passive Optical Network : PON)이 현실성 있는 구현 방안으로 주목받고 있다. PON은 하나의 OLT(Optical Line Terminator)에 여러 개의 ONU(Optical Network Unit)를 수동분배기를 사용하여 연결함으로써 트리 구조의 분산 토폴로지를 형성하는 가입자망 구조이다. 따라서 전-광(electro-optic) 신호의 변환 없이 여러 가입자간 신호를 결합·다중화하여 고속 기간망에 전달할 수 있어 FTTC(Fiber To The Curb)나 FTTH(Fiber To The Home)에 적합한 구현 방식으로 제시되고 있다. 특히 이더넷 PON은 인터넷 트래픽의 95%를 차지하는 이더넷 프레임 활용하는 방법으로, ATM(Asynchronous Transfer Mode)과 IP 프로토콜간 변환에 따른 오버헤드를 제거함으로써 더 넓은 대역폭을 제공하고, 유지 보수 및 트랜시버 소자 가격이 저렴하여 경제적인 서비스를 제공할 수 있는 광가입자망 기술로 각광받고 있다^{1,2)}.

이더넷 PON에서 OLT는 트리 구조의 루트에 위치하여 교환기의 회선에 직접 연결됨으로써 기간망 액세스 노드 기능을 담당한다. 즉, 가입자들로부터의 데이터 흐름을 집중화시키고 기간망에서 가입자망에 들어오는 데이터를 분배하며 다중화된 데이터 흐름을 제어한다. 따라서 OLT는 상향 채널을 이용하고자 하는 각 ONU에게 공평하고 효율적인 채널 분배를 하기 위해 매체접근 제어(Medium Access Control: MAC) 기능이 요구된다. IEEE 802.3ah EFM(Ethernet in the First Mile)에서는 이더넷 PON을 위한 표준화된 매체 접근 제어 프로토콜로서 MPCP(Multi-Point-Control-Protocol)를 채택하였다.

반면 하향 트래픽은 하나의 OLT가 모든 ONU에게 방송(broadcast)을 하여 정보를 전송하는 점-대-다점(point-to-multipoint)의 구조적인 특징으로 인하여 충돌이 발생하지 않는다. 따라서 하향 트래픽에 대하여 OLT가 망에 유입되고 전송되는 과정에서 제어를 수행하는 것으로 생각하여 관심을 가지지 않았다. 그러나 사용자들에게 서비스를 제공하는 망 사업자 입장에서는 각 ONU에게 사전에 협약된 대역폭을 보장하는 동시에 IP 트래픽에 유연한 효율적인 망 자원 관리가 요구된다. 사업자들이 사용자들과 일정 대역의 하향 트래픽의

사용을 협약하지만, 실제 망에서는 IP 트래픽의 특성상 항상 일정한 양을 사용하기 어렵다. 또한 특정 서비스를 이용하는 경우 짧은 시간 동안 협약 대역을 넘는 소수의 ONU가 전체 하향 트래픽의 대부분을 사용함으로써 다른 ONU들에게 할당된 대역에 영향을 미칠 수 있다. 따라서 하향 트래픽 제어기법은 협약된 대역에 대한 감시 및 제어, ONU간의 공평성 보장, 효율적인 망 자원의 이용 등을 위해 필수적으로 요구된다.

본 논문에서는 이더넷 PON에서 각 ONU가 협약한 대역을 보장하면서도 효율성을 높일 수 있는 하향 트래픽 제어 기법을 설계한다. 제안한 하향 트래픽 제어 기법은 하나의 토큰 버킷 구조를 갖는 트래픽 제어기와 이를 효율적으로 운용하는 알고리즘으로 구성된다. 이를 위하여 먼저 이더넷 PON 시스템에서 하향 트래픽에 대하여 협약된 대역에 대한 감시 및 제어, ONU간의 공평성 보장, 효율적인 망 자원의 이용을 위한 하향 트래픽 제어 기법의 요구 사항을 도출하고, 도출된 요구 사항에 따라 하향 트래픽 제어를 위한 구조와 운영방법을 설계하였다. 설계된 기법은 구현의 단순성을 제공하면서 협약된 대역폭을 감시하고 공평성과 융통성 있게 망 자원을 이용한다. 이를 위하여 과거 트래픽 정보, 토큰 버킷에 남아있는 토큰의 양, 상대적인 협약대역폭의 크기에 의해 서비스 제공 확률을 정하도록 설계하였으며, 정해진 서비스 제공확률에 따라 OLT로 유입되는 트래픽을 제어하도록 하였다. 또한 제안한 기법을 하드웨어에 적용할 때 발생할 수 있는 문제를 해결하기 위하여 Lookup 테이블 기법을 사용하였다. 제안한 알고리즘의 성능 평가를 위하여 AWESIM을 사용하였으며, 다양한 시나리오를 기반으로 성능 평가 및 분석을 수행하였다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. II장에서는 이더넷 PON의 구조 및 하향 트래픽 제어를 위한 요구사항을 기술한다. III장에서는 제안한 하향 트래픽 제어 기법을 위한 구조 및 알고리즘을 기술한다. IV장에서는 설계된 시뮬레이션을 통해 제안된 기법의 공평성, 지연, 처리율, 손실을 관점에서 성능 평가 및 분석을 수행하며, 마지막으로 V장에서 결론을 맺는다.

II. 이더넷 PON 시스템

1. 이더넷 PON 시스템 구조

그림 1은 이더넷 PON에서의 상·하향 전송을 나타낸다. 이더넷 PON 시스템은 하나의 OLT와 다수의

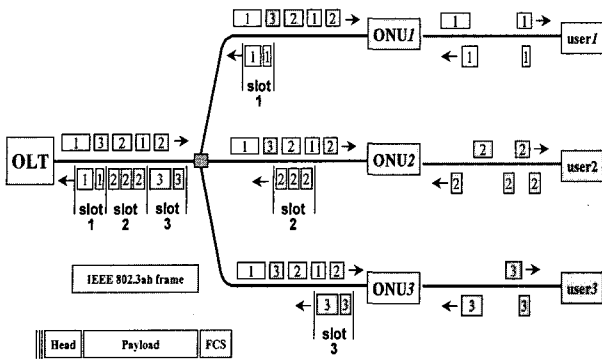


그림 1. 이더넷 PON에서 상/하향 전송
Fig. 1. Up/downstream transmission in EPON.

ONU, 그리고 RN(Remote Node)으로 구성된다. OLT는 트리 구조의 루트에 위치하여 다수개의 ONU와 연결되어 가입자망에 위치한 모든 가입자들에게 정보를 제공하기 위한 중심적인 역할을 수행한다. ONU는 가입자망의 종단에 위치하며, 단일의 가입자 또는 다수의 가입자에게 서비스를 제공한다. OLT와 ONU는 1:N 분배기와 N:1 결합기로 구성된 RN으로 연결되어 있다. 이더넷 PON의 상·하향 링크는 가변 길이 이더넷 프레임 전송을 위하여 각각 1Gbps 전송률을 갖는다. OLT에서 ONU까지의 거리는 최대 20Km 이내로 제한하였으며, OLT와 ONU의 전송 지연은 50 ~ 100us, 타임 슬롯 사이의 가드 타임(Guard Time)은 1us로 표준화되었다^[3, 4]. 상향 전송에서는 다수의 ONU들이 공유된 망 자원을 통해 상향 프레임을 전송한다. 따라서 OLT는 데이터 전송 시 각 ONU들의 충돌을 피하고 공유된 자원을 공정하고 효율적으로 사용하기 위하여, 요청/허가 메카니즘을 갖는 MPCP를 기반으로 각 ONU에게 타임 슬롯을 할당한다. 하향 전송에서 이더넷 프레임은 수동 분배기를 통해 모든 ONU에게 방송(broadcast)된다. 따라서 하향 전송에서 충돌은 발생하지 않으며, 각 ONU들은 방송된 하향 프레임 중 자신의 MAC 주소와 일치한 프레임만을 수신한다. 그러나 서비스 제공자의 입장에서 각 ONU에게 사전에 협약된 대역폭을 보장하는 동시에 IP 트래픽에 유연한 효율적인 망 자원 관리가 요구된다. 이러한 관점에서 하향 트래픽 제어는 매우 중요하다.

2. 하향 트래픽 제어를 위한 요구사항

이더넷 PON에서 하향 트래픽 제어를 위한 기법을 설계하기 위하여 고려되어야 할 요구사항은 다음과 같다.

- 공정성: ONU로 전송하는 하향 트래픽은 사전에 협약된 트래픽 특성을 준수해야 한다. 따라서 OLT는

협약된 대역을 초과하는 트래픽을 제어함으로써 같은 OLT에 속해 있는 ONU의 협약 대역폭을 보장하고 ONU 사이의 공정성을 제공해야 한다.

- 융통성: 인터넷 트래픽의 90%이상을 차지하는 IP 트래픽은 자기유사성(self-similarity)의 특성을 갖는다. 따라서 이러한 버스트(burst)한 트래픽에 대하여 유연하게 대처함으로써 망 자원이 효율적으로 이용되어야 한다. 즉, 현재 망 상황을 고려하여 초과된 협약 대역에 대한 할당 허가 여부를 결정해야 한다.

- 단순성: 가입자망에서 가격적인 요소는 매우 중요하다. 또한 하나의 OLT가 다수개의 ONU의 트래픽에 대하여 고속 처리가 가능해야 한다. 따라서 낮은 비용을 제공하고 고속 처리를 가능하게 하기 위해서는 하향 트래픽 제어부는 단순한 구조를 가져야 한다.

III. 하향 트래픽 제어 기법

1. 하향 트래픽 제어를 위한 OLT 구조

이더넷 PON 구조에서 공정성, 융통성, 단순성을 제공할 수 있는 하향 트래픽 제어 기법 설계를 위하여 과거 트래픽 정보, 토큰버킷, 최소의 토큰 버킷 수를 사용한다. 그림 2는 하향 트래픽 제어를 위한 OLT 구조를 나타낸다.

OLT 구조는 크게 패킷 분류기, 각 ONU의 패킷제어기, 패킷통합기, 토큰처리부의 네 부분으로 구성된다.

- 패킷제어기: OLT와 연결된 ONU의 개수만큼 존재하며 패킷 전송 및 폐기여부를 결정한다.
- 도착율 측정기: 일정한 시간동안 패킷제어기로 전송된 패킷들의 데이터율을 측정한다.
- 패킷 통합기: 각 ONU의 패킷제어기의 버퍼에 있는 패킷들을 토큰처리부의 버퍼에 저장한다.
- 토큰처리부: 하나의 공통토큰 버킷 형태로 존재하

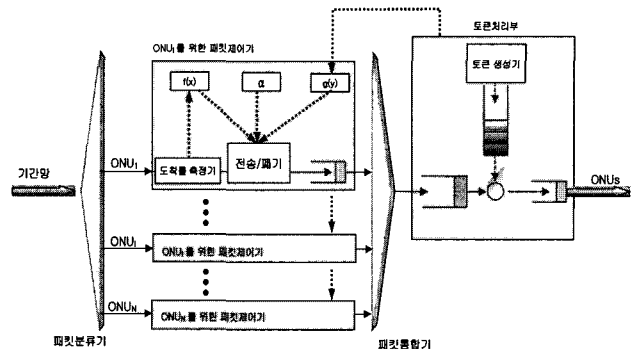


그림 2. 하향 트래픽 제어를 위한 OLT 구조
Fig. 2. OLT architecture of the proposed scheme.

며 하향 링크로 전송되는 모든 패킷들의 전송을 위해 사용된다.

시간망에서 전송된 패킷들은 패킷 분류기를 통해 목적지에 따라 각 ONU별로 분류되어 각 패킷제어기로 전달된다. 패킷제어기로 전달된 패킷은 측정된 데이터율($f(x)$)과 협정대역(α) 그리고 토큰버킷의 양($g(x)$) 기반의 패킷 제어 알고리즘에 따라 패킷통합기로 전송되거나 폐기되며, 패킷통합기로 전송된 패킷들은 토큰버킷의 제어에 의해 각 ONU로 하향 전송된다.

토큰 버킷에 남아있는 토큰 양에 관한 정보는 패킷제어기로 전달된다. 패킷제어기는 버퍼에 있는 패킷의 길이와 토큰 버킷이 포함한 토큰의 수를 비교한다. 만일 토큰의 수가 패킷의 길이보다 크거나 같다면 패킷 길이에 해당되는 개수의 토큰을 토큰 버킷에서 제거하고 해당 패킷을 전송한다. 그렇지 않은 경우 패킷 전송에 필요한 토큰이 생성될 때까지 버퍼에서 대기한다.

2. OLT에서의 동작

그림 3은 OLT에서 패킷제어기의 운용 절차를 나타낸 순서도이다.

OLT에서 각 ONU 별로 독립된 패킷처리부의 수행은 순환 순서 방식(round robin)에 따라 순차적으로 동작한다. 동작 순서가 부여된 ONU i 의 패킷제어기는 시간망으로부터 패킷분류기를 통해 각 ONU별로 나뉜 패킷

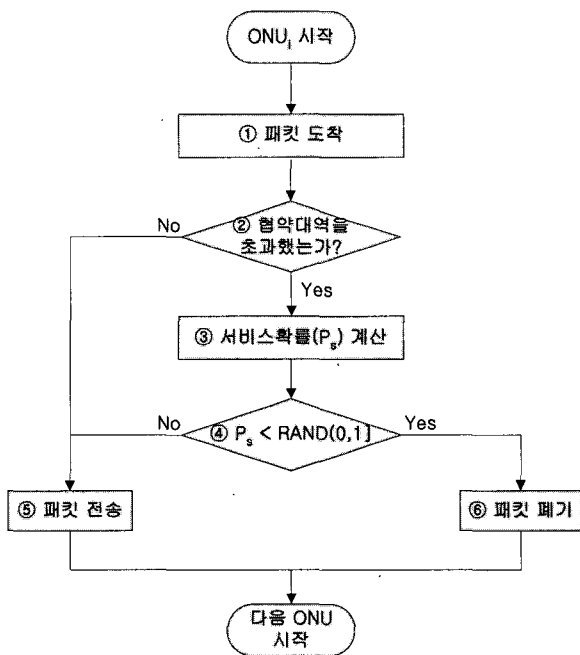


그림 3. 패킷제어기 운영 순서도
Fig. 3. Flowchart of operation for the packet controller.

에 대하여 데이터율을 측정한다(①). 측정된 데이터율과 ONU가 협약한 대역의 크기를 비교하여(②), 초과하지 않으면 하향 트래픽 제어의 필요성이 없는 경우이므로 패킷을 다음으로 전송한다(⑤). 협약대역을 초과하였다면 데이터율, 협정대역, 토큰버킷의 양을 기반으로 서비스 제공 확률(P_s)을 계산하고(③), 서비스 확률에 따라 패킷 전송/폐기가 이루어지도록 서비스 확률을 임의의 수(random number)와 비교하여 작으면 패킷을 전송하고 크다면 패킷을 제거한다(④).

이때, 패킷의 수용 여부는 서비스 제공 확률(P_s)에 따라 결정되기 때문에 망 성능에 영향을 미치는 중요한 요소이다. 따라서 제안한 기법에서 서비스 제공 확률의 결정 방식이 매우 중요하다.

3. 서비스 제공 확률 결정식

서비스 제공 확률(P_s)을 결정하기 위하여 과거 트래픽 정보(f), 버킷에 남아있는 토큰의 수(g), 협약된 대역의 크기(α)를 고려하였으며, 이는 다음의 수식으로 표현된다.

- 과거트래픽 정보(f)

$$f = \frac{\text{협약대역폭}}{\text{과거도착율}} \quad , \quad 0 < f < 1$$

- 버킷에 남아있는 토큰의 수(g)

$$g = \frac{\text{현재토큰의수}}{\text{최대버킷크기}} \quad , \quad 0 \leq g \leq 1$$

- 협약된 대역의 크기(α)

$$\alpha = \frac{\text{협약대역폭}}{\text{균등대역폭}} \quad , \quad 0 < \alpha \leq 16$$

$$\text{균등대역폭} = \frac{\text{전체대역폭}}{\text{ONU의개수}}$$

먼저 과거트래픽 정보는 과거 일정시간 트래픽 상황으로서 협약 트래픽 대역폭 초과량을 반영한다. 초과한 트래픽양이 많을수록 더 많은 제어가 이루어져야 한다. 따라서 f 가 클수록 서비스 제공 확률(P_s)이 높아지도록 한다. 버킷에 남아있는 토큰의 양은 한 OLT에 속해 있는 다른 ONU들의 트래픽 상황을 반영한다. 다른 ONU들이 협약된 대역 이하로 망을 사용하여 망에서 그 양만큼의 트래픽을 수용할 수 있다면 협약된 트래픽 양을 초과한 경우라 할지라도 융통성 있게 제어가 이루어

표 1. 서비스 제공 확률(P_s)의 경향
Table 1. tendency of service probability.

구성 요소	높음 / 낮음	P_s 의 경향
과거트래픽 정보(f)	높음	높음
버킷에 남아있는 토큰의 수(g)	높음	높음
협약된 대역의 크기(α)	낮음	높음

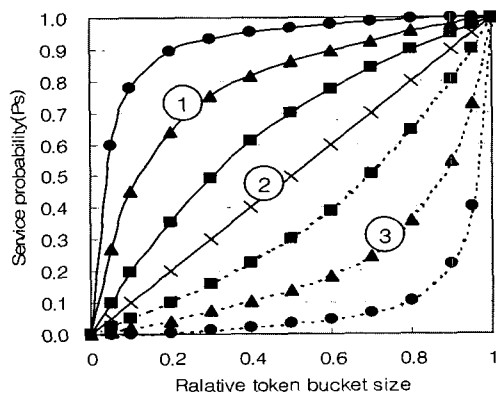


그림 4. 서비스 제공 확률의 그래프 개형
Fig. 4. Desired aspects as service probability.

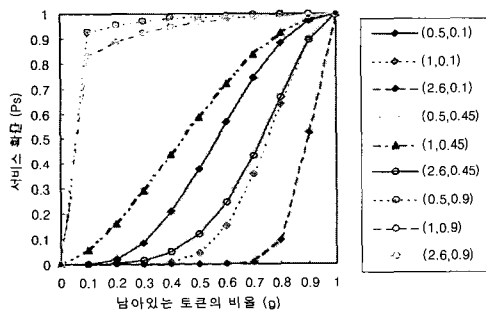


그림 5. 서비스 제공 확률(P_s) 수식 그래프
Fig. 5. Graph of service probability(P_s).

어지도록 한다. 즉, g 가 클수록 서비스 제공 확률(P_s)은 커진다. 마지막으로, 협약된 대역의 크기가 클수록 망에 미치는 영향은 크기 때문에 협약 대역의 크기에 고려한 제어가 수행되어야 한다. 따라서 수식에서는 협약된 대역의 크기(α)가 작을 때 서비스 제공 확률(P_s)을 높여주도록 설계한다. 표 1은 서비스 제공 확률의 경향을 나타낸다.

이와 같은 경향을 고려하여 서비스 제공 확률(P_s)를 구할 때, 원하는 그래프의 개형은 그림 4와 같다. 그림 4에서 x축은 g 이며 y축은 P_s 이다. g 만을 고려한 그

래프를 구한다면 곡선 ②가 된다. 이때, 과거 일정시간 동안의 트래픽 정보를 확인하고, f 의 값이 작거나 협약된 대역의 크기가 작아서 α 의 값이 작은 경우 높은 서비스 확률을 갖도록 하기 위하여 곡선 ①에 가까운 곡선을 따르게 된다. 반면에 초과된 트래픽의 양이 크거나 협약된 대역의 크기가 상대적으로 커서 f 가 증가하거나 α 가 감소한다면 서비스 확률이 낮도록 곡선 ③에 가까운 곡선을 선택하게 된다. f, g, α 에 따라 그림 5처럼 곡선을 갖도록 서비스제공확률 P_s 함수를 구하면 식 (1)과 같이 되고, 이 수식에 따른 그래프는 그림 5와 같다.

$$P_s = F(f, g, \alpha) = \begin{cases} \left(\sin\left(\frac{\pi}{2} g^{\lceil \alpha \rceil}\right) \right)^{(1-f)}, & (f \geq 0.5) \\ \left(\frac{2}{\pi} \text{asin}(g^{\lceil \alpha \rceil}) \right)^{2(1-f)}, & (f < 0.5) \end{cases} \quad (1)$$

4. Lookup 테이블

패킷이 도착할 때마다 서비스 제공 확률(P_s)을 계산할 경우 처리 시간의 부담으로 인해 실시간 처리가 어렵다. 따라서 제안한 하향 트래픽 제어 알고리즘을 실제 하드웨어 구현에 적용하기 위한 방법으로 테이블 lookup 방식을 사용한다. 테이블 lookup 방식은 계산 과정을 생략하고 사전에 계산된 값을 메모리에서 읽어오기 때문에 매번 서비스 제공 확률(P_s)을 계산할 때 발생하는 시간적 부담을 훨씬 줄일 수 있다.

이 때 메모리에 미리 계산되어 저장된 값이 많을수록 서비스 제공 확률(P_s)을 계산하여 적용하는 경우와 유사하므로 원래 의도한 결과를 얻을 수 있다. 반면, 메모리에서 값을 참조하는 시간 증가에 따라 고속망에 적용하기 어려우며 메모리의 크기 또한 문제가 된다. 따라서 서비스 제공 확률(P_s)을 적용한 모델과 가능한 가까운 성능 결과를 얻으면서 되도록 작은 크기의 테이블을 유지 관리하는 것이 중요한 문제이다. 제안한 알고리즘에서 서비스 제공 확률(P_s)은 세 가지 요소(f, g, α)에 따라 결정된다. 따라서 각 요소의 정밀도의 단계 구성에 따라 테이블의 크기가 달라진다. 정밀도를 나누는 방법에는 여러 가지가 있을 수 있으나 서비스 제공 확률(P_s)의 특성상 곡선의 수를 정하고, 버킷에 남아있는 토큰의 수를 결정하여 테이블을 설정하는 방법을 선택한다. 이 방법은 테이블 크기가 작으면서 각 요소에

표 2. Lookup 테이블 크기 결정을 위한 시나리오
Table 2. Scenario for determining the lookup table size.

시나리오	꼭선의 수	X 축의 정밀도	테이블크기
시나리오 1 (위반사항이 없음)	3	13 단계 (0, 0.05, 0.1, 0.2, ~, 0.9, 0.95, 1.0)	3 × 13
	7		7 × 13
시나리오 2 (위반사항이 있음)	3		3 × 13
	7		7 × 13

다른 경향을 반영할 수 있다는 장점을 갖는다. 표 2는 시뮬레이션을 수행한 시나리오이다. X축은 그래프의 경향을 보다 잘 따르도록 비선형적인 단계를 선택한다.

IV. 성능평가 및 분석

1. 시뮬레이션을 위한 환경 설정

본 논문에서는 AWESIM(Visual SLAM) 3.0을 이용하여 하향 트래픽 제어를 위한 시뮬레이션 모델을 구현한다. 이더넷 PON 시스템 설계를 위해 16개의 ONU를 고려한다. 또한 OLT와 ONU를 연결하는 링크의 용량은 1Gbps로 가정한다.

패킷의 길이는 표 3과 같이 IP 패킷의 트래픽 패턴에 따라 발생하도록 하였으며 이때 패킷의 평균 길이는 389.5bytes (3116bits)이다^[5]. 패킷간 시간(interarrival time)은 지수분포를 따르도록 설계하였으며, 패킷간 평균 시간은 각 시뮬레이션 시나리오에 따라 입력 부하와 패킷의 평균 길이를 고려하여 결정된다. 그림 6은 설계한 IP 패킷의 길이 분포 CDF를 나타낸다.

토큰의 크기는 가변 길이를 갖는 IP 패킷을 반영할 수 있도록 1byte로 설정하였으며 토큰 생성률은 협약대역폭의 총량이 제한 될 수 있도록 협약 대역폭의 총합을 기반으로 생성한다^[6]. 또한 1Gbps의 망 최대 수용능

표 3. IP 패킷 길이의 분포
Table 3. Distribution of IP packet length.

IP 패킷 길이(byte)	비율
44	0.5
45~551	0.25
552	0.05
553~575	0.005
576	0.03
577~1499	0.035
1500	0.12
1501~4300	0.01

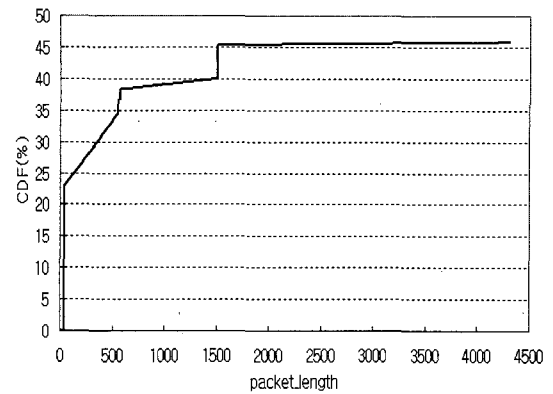


그림 6. IP 패킷의 길이분포 CDF
Fig. 6. CDF of IP packet length.

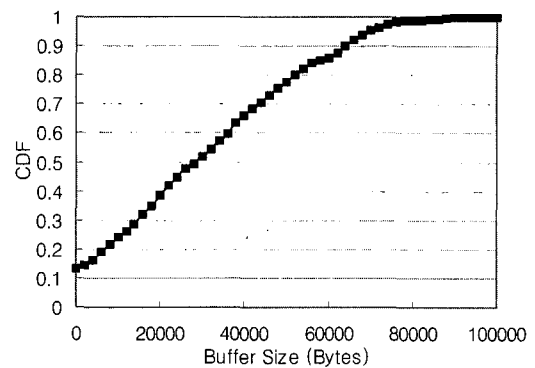


그림 7. 무한버퍼를 사용한 모델의 버퍼크기 CDF
Fig. 7. CDF of buffer size using infinite buffer.

력과 2ms 프레임 단위로 처리되는 이더넷 PON특성에 맞추어 2ms동안 최대 트래픽을 수용할 수 있도록 토큰 버킷의 크기를 2Mbytes로 설정한다.

본 논문에서는 하향 트래픽의 제어 효과를 확인하기 위하여 두 가지의 시나리오를 구성하여 시뮬레이션을 수행한다. 두 가지 시나리오 모두 협약된 대역폭의 총합을 700Mbps, 입력 부하는 0.7로 가정한다. 또한 협약 대역폭이 큰 경우와 작은 경우를 비교할 수 있도록 시나리오를 구성한다. 표 4는 각 시나리오에 따른 협약대역폭과 입력 트래픽을 나타낸다. 첫 번째 시나리오는 협약된 대역폭을 위반하지 않은 경우로서 협약된 트래픽과 입력된 트래픽의 크기가 같다. 반면 두 번째 시나리오는 협약된 대역폭을 위반한 경우이다. ONU 1의 경우 입력된 트래픽의 크기가 망 전체 용량의 10%에 해당하는 100Mbps만큼 협약대역폭보다 크다. 따라서 협약된 트래픽의 합은 700Mbps이지만 입력된 트래픽의 합은 800Mbps이다.

표 4. 시나리오 1, 2의 협약 대역폭과 입력 트래픽
Table 4. Negotiated bandwidth and input traffic according to scenario 1, 2.

Scenario 1	Negotiated BW	Input BW
ONU 1	250 Mbps	250 Mbps
ONU 2	250 Mbps	250 Mbps
ONU 3	100 Mbps	100 Mbps
ONU 4	100 Mbps	100 Mbps
Scenario 2	Negotiated BW	Input BW
ONU 1	250 Mbps	350 Mbps
ONU 2	250 Mbps	250 Mbps
ONU 3	100 Mbps	100 Mbps
ONU 4	100 Mbps	100 Mbps

2. 시뮬레이션 결과 분석

시뮬레이션 결과 분석에 앞서 공평성을 수치적으로 가능할 수 있는 성능 평가 요소로써 식 (2)를 정의한다. 협약된 대역폭보다 입력 트래픽이 더 많은 트래픽 상황에서 $f_i \approx 1$ 이면 ONU $_i$ 는 협약된 대역폭을 보장 받았음을 의미한다. 또한 $f_i < 1$ 이면 협약된 대역폭보다 적은 대역폭을 서비스 받은 상황이고, $f_i > 1$ 이면 협약된 대역폭보다 많은 서비스가 이루어졌음을 말한다.

$$f_i = \frac{\text{Service Rate of ONU}_i}{\text{Negotiated Rate of ONU}_i} \quad (2)$$

그림 8, 9는 시나리오 1, 2를 기반으로 각 ONU에서의 공평성을 나타낸다. 그림 8에서 협약된 대역을 위반하지 않은 경우, 세 가지 기법 모두 공평성을 보장한다. 제안한 기법에서 패킷을 제거하는 알고리즘의 특성상 다른 기법에 비해 조금 낮은 성능을 보이나 100%~98%의 공평성을 보장한다. 반면에 협약된 대역을 위반하는 경우 제안한 기법이 공평성 관점에서 가장 좋은 성능을 나타낸다. 그림 9에서 보는 바와 같이 하향 트래픽 제어를 하지 않을 때(no control) 각 ONU들의 공평성이 보장되지 않음을 확인할 수 있다. 하나의 버킷을 사용하여 하향 트래픽을 제어하는 경우(1 bucket) 하향 트래픽에 대한 제어는 망 전체적인 관점에서 수행된다. 따라서 하향 트래픽 제어를 수행하지 않은 경우 보다는 나은 성능을 제공하나, 토큰 버킷에 의하여 전송 가능한 총량이 700Mbps로 제한되므로 협약 규약을 지킨 ONU와 위반한 ONU간 사이에 공평성 보장은 여전히 이루어지지 않는다. 이는 ONU 1에게 협약된 대역폭보다 많은 서비스가 이루어진 만큼 협약 대역을 준수

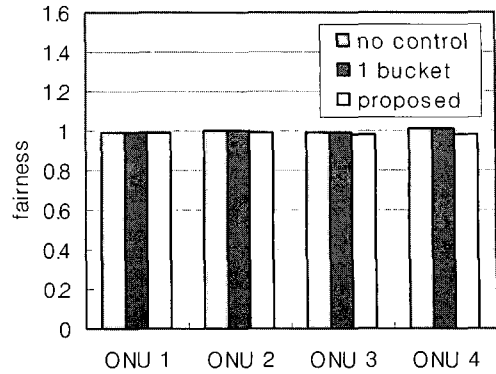


그림 8. 시나리오 1에서 공평성
Fig. 8. Fairness of ONUs in the first scenario.

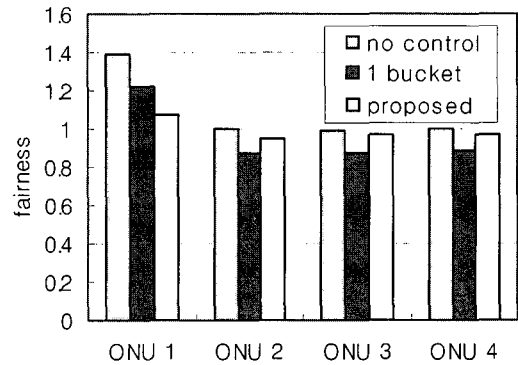


그림 9. 시나리오 2에서 공평성
Fig. 9. Fairness of ONUs in the second scenario.

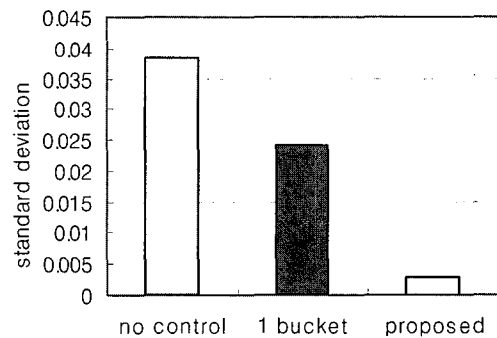


그림 10. 시나리오 2에서 각 기법에 따른 표준 편차
Fig. 10. Standard deviation of fairness in the second scenario.

한 다른 ONU들은 서비스를 받지 못했기 때문이다. 반면에 제안한 기법은 협정 대역을 위반한 ONU 1의 경우 1.1 이하이고 협정 대역을 준수한 다른 ONU들 역시 거의 1에 가까운 수치를 나타내므로 각 ONU가 협약한 대역에 준하여 실제로 전송에 필요한 대역폭을 할당받았음을 알 수 있다. 이는 서비스 제공 확률(P_s)에 따라 선별적으로 패킷을 제거하기 때문이다.

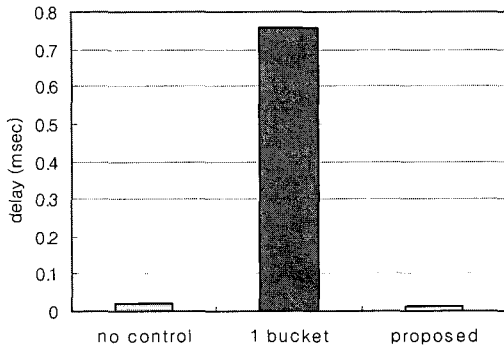


그림 11. 시나리오 2에서 각 기법에 따른 지연
Fig. 11. Delay in the second scenario.

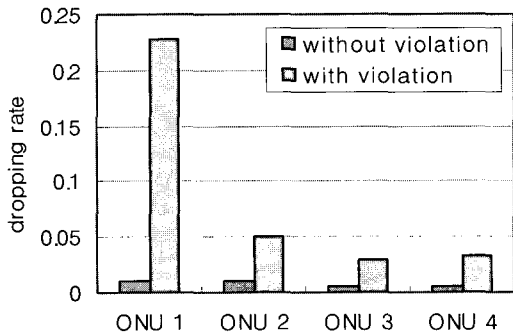


그림 12. 제안한 기법의 폐기율
Fig. 12. Dropping rate of proposed model.

그림 10은 각 기법에 대한 공평성을 표준 편차로 나타낸 것이다. 이상적인 공평성 보장이 이루어질수록 각 ONU들의 편차가 없으므로 0에 가까운 값이 나타나게 된다. 이 그래프를 통하여 세 비교 모델중 제안한 방법이 가장 좋은 성능을 나타냄을 쉽게 확인할 수 있다.

그림 11은 시나리오 2를 기반으로 각 기법들의 지연을 나타낸다. 측정된 지연은 기간망으로부터 OLT로 유입된 시간으로부터 OLT를 빠져나간 시간까지의 시간이다. 하나의 토큰 버킷을 사용하여 하향 트래픽 제어를 하는 경우(1 bucket) 지연이 가장 크고 하향 트래픽 제어를 하지 않은 경우(No control)와 제안한 기법을 사용한 경우 지연이 훨씬 작음을 알 수 있다. 이는 하나의 토큰 버킷을 사용하는 경우(1 bucket) 협정 대역보다 많이 발생한 입력 트래픽을 모두 버퍼에 저장하고 있기 때문에 지연이 크게 증가한다. 반면 제안된 기법에서는 적절한 패킷 제거를 통해 이러한 문제를 해결하였다.

그림 12는 제안한 기법을 적용하였을 때 각 ONU의 패킷 폐기율을 나타낸다. 모든 ONU가 협정 대역을 준수한 경우 각 ONU에서의 패킷 폐기율은 비슷하다. 그러나

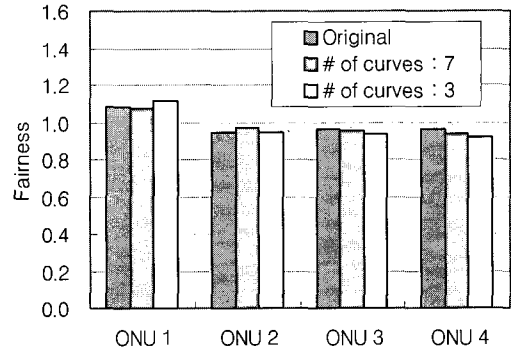


그림 13. 시나리오 2에서 P_s에 따른 공평성
Fig. 13. Fairness according to P_s in scenario 2.

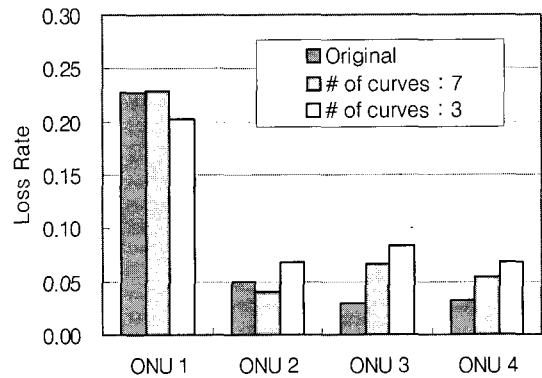


그림 14. 시나리오 2에서 P_s에 따른 Loss Rate
Fig. 14. Loss rate according to P_s in scenario 2.

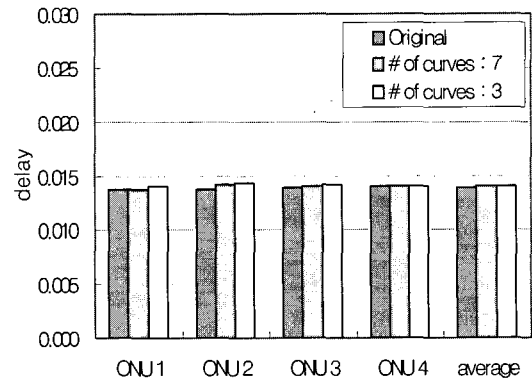


그림 15. 시나리오 2에서 P_s에 따른 Delay
Fig. 15. Delay according to P_s in scenario 2.

협정 대역을 위반한 시나리오에서는 협정 대역을 위반한 ONU1의 패킷이 상대적으로 많이 폐기됨을 알 수 있다. 이를 통해 각 ONU간 공평성을 제공할 수 있다.

그림 13-16은 협약 대역에 대한 위반이 발생한 시나리오 2에서 lookup 테이블을 이용했을 때의 결과를 나타낸다. 이 성능 그래프들은 곡선의 수가 3개일 경우

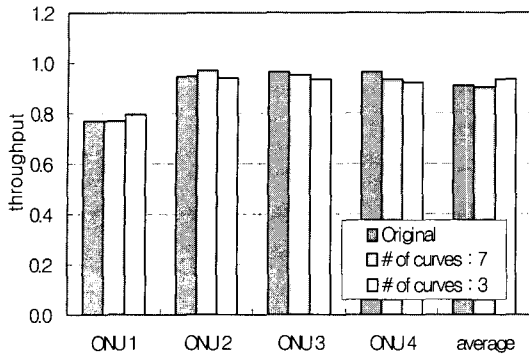


그림 16. 시나리오 2에서 P_s 에 따른 Throughput
Fig. 16. Throughput according to P_s in scenario 2.

원래의 수식을 이용한 결과보다 다소 낮은 성능을 보인다. 협약 대역폭을 위반한 ONU1에 대한 제약이 많지 않아 폐기율이 비교적 낮게 일어나며 이로 인해 공평성을 제공하는데 있어 문제가 발생한다. 또한 처리율 관점에서 ONU 1의 처리율이 조금 높은 반면 다른 ONU의 처리율은 원래의 수식과 차이가 있음을 확인할 수 있었다. 그러나 곡선의 수가 7개인 경우 원래의 수식을 사용한 경우와 비교하였을 때 공평성과 폐기율, 처리율 측면에서 거의 유사한 성능을 보였다.

IV. 결 론

본 논문에서는 이더넷 PON 환경에서 하향 트래픽의 협약 대역을 보장함으로써 각 ONU에게 공평성을 제공하고 망 자원의 효율적 사용을 위한 하향 트래픽 제어 기법을 제안하였다. 제안한 기법은 하나의 토큰 버킷과 과거 트래픽 정보를 이용한 서비스제공 확률을 기반으로 구현의 단순성, 공평성, 융통성을 제공한다. 제안한 기법의 성능 평가를 위해 AWESIM을 이용하여 IEEE 802.3ah 기반의 이더넷 PON 시스템을 설계하고 시뮬레이션을 수행하였으며, 다양한 시나리오를 기반으로 공평성, 지연, 폐기율, 처리율 관점에서 성능을 평가하고 분석하였다. 이를 통하여 하향 트래픽에 대한 제한이 없는 경우 협약된 대역폭을 위반한 소수의 ONU에 의하여 다른 ONU들이 협약한 대역폭을 보장받지 못하여 공평성이 낮아짐을 확인하였다. 한편 제안한 기법의 경우 서비스 제공확률에 의한 선별적인 패킷 제거에 의해 협약한 대역폭을 준수하도록 하여 공평성이 보장되었다. 더 나아가 테이블 lookup 방식을 위해 구성한 테이블들에 대하여 공평성, 손실률, 처리율, 지연 등을 확인해 본 결과 원래의 서비스 제공확률을 적용한 결과와

비슷한 성능을 갖는 테이블의 적절한 크기를 결정할 수 있었다.

참 고 문 헌

- [1] Glen Kramer, Gerry Pesavento, "Ethernet Passive Optical Network Building a Next-Generation Optical Access Network," *IEEE Communication magazine*, Feb. 2002.
- [2] IEEE 802.3ah Ethernet in the First Mile Task Force, *An Efficient System Solution for EPON Compliance*, May, 2002.
- [3] G. Kramer and B. Mukherjee, "IPACT: A Dynamic Protocol for an Ethernet PON(EPON)," *IEEE Communications Magazine*, pp. 74-80, Feb. 2002.
- [4] *IEEE 802.3ah Ethernet in the First Mile Task Force*.
- [5] National Laboratory for Applied Network Research, Measurement Operations and Analysis Team, <http://pma.nlanr.net/>
- [6] Jayakrishna Kidambi, Dipak Ghosal, and Biswanath Mukherjee, "Dynamic Token Bucket (DTB): A Fair Bandwidth Allocation Algorithm for High-Speed Networks," IEEE 1999.

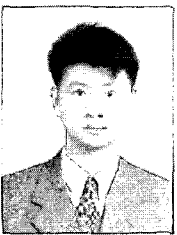
저 자 소 개



한 경 은(학생회원)
2001년 전북대학교 컴퓨터공학과
학사 졸업
2003년 전북대학교 컴퓨터공학과
석사 졸업
2004년~현재 전북대학교 컴퓨터
공학과 박사 과정

<주관심분야 : 광통신공학, WDM-PON, EPON,
매체접근제어프로토콜, 네트워크 프로토콜>

강 병 창(평생회원)
1978년 고려대학교 전자공학과 학사 졸업
1979년 고려대학교 전자공학과 석사 졸업
1992년 미국 미네소타대학교대학원 박사 졸업
1992년~2005년 삼성전자 네트워크사업부 데이터
시스템개발팀장 이사,
DATA N/W연구 팀장 상무, IP Lab 상무
2006년~현재 삼성종합기술원 전무
(Communication Lab. 담당)
<주관심분야 : 통신, 컴퓨터, 신호처리, 반도체>



박 혁 규(학생회원)
1997년 전북대학교 컴퓨터공학과
학사 졸업
1999년 전북대학교 컴퓨터공학과
석사 졸업
2004년 6월~2005년 6월
UC Davis 방문연구원

1999년 3월~현재 전북대학교 컴퓨터공학과
박사과정

<주관심분야 : MAC 프로토콜, 광가입자망,
OBS-ring, Ethernet-PON, AON, 네트워크 프로
토콜>

김 영 천(평생회원) -교신저자
전자공학학회 논문지 제29권 A편 제10호 참조
2006년 현재 전북대학교 컴퓨터공학과 교수



유 경 민(학생회원)
1996년 전북대학교 컴퓨터공학과
학사 졸업
1997년 전북대학교 컴퓨터공학과
석사 졸업
2005년~현재 전북대학교 컴퓨터
공학과 박사과정

<주관심분야 : 광통신망 구조, OBS, QoS 라우
팅>