

# EPON에서 실시간 트래픽의 지연성능 향상을 위한 동적 대역할당방안의 성능분석

정희원 박철근\*, 이유태\*\*, 정해\*\*\*, 유건일\*\*\*\*, 김종안\*\*\*\*

## Performance Analysis of a Dynamic Bandwidth Allocation Scheme for improving the delay of the real time traffic in an EPON

Chul-Geun Park\*, Yu-Tae Lee\*\*, Hae Chung\*\*\*, Geon-Il You\*\*\*, Jong-An Kim\*\*\*

### 요 약

본 논문에서는 서로 다른 요구조건을 갖는 응용 서비스들을 지원하는 가입자 접속망에서 서비스 고유의 서비스 품질을 효과적으로 지원하기 위한 대역 할당 방안을 다룬다. 음성 및 실시간 비디오 등의 지연에 민감한 실시간 트래픽과 데이터 및 BE(Best Effort)와 같은 비실시간 트래픽 등 다중 응용 서비스를 지원해야 하는 EPON(Ethernet Passive Optical Network)망에서 상향 트래픽의 동적 대역 할당방안에 대하여 논하기로 한다. 구조적으로 제한된 자원 환경에서 상향 전송 대역을 효율적으로 사용하고, 실시간 트래픽의 지연성능을 향상하는 새로운 방안을 제안하고, 시뮬레이션으로 제안된 방안의 지연성능을 분석한다.

키워드: EPON, 동적대역할당, 시뮬레이션, 우선순위버퍼, 지연성능

### ABSTRACT

In this paper, we deal with an effective dynamic bandwidth allocation(DBA) scheme in order to support the quality of services (QoS) in the customer access network which supports various applications with own service requirements. we discuss the DBA scheme for upstream traffic in the EPON which support both the delay sensitive traffic such as voice and real-time video and non-real time traffic such as data and BE. We propose the new DBA scheme which guarantee the delay performance of the real time traffic and utilize the upstream bandwidth effectively in the limited resource environment. We analyze the delay performance of the proposed scheme by simulation.

### I. 서 론

EPON의 구성 요소는 광케이블, 분기장치 및 결합장치, OLT(Optical Line Terminal)와 다중 ONU(Optical Network Unit) 등을 포함한다. PON을 따라 전달되는 광 신호는 OLT에서 ONU로의 순방향(하향)으로 여러 개의 광회선으로 분

기장치에 의해 분리되고 ONU에서 OLT로의 역방향(상향)으로 여러 개의 광 회선이 결합장치에 의해 단일 케이블로 결합된다. 그러므로 EPON은 하향으로 점 대 다중점 망이고 상향으로 다중점 대 점 망이다. OLT는 인터넷의 종단에 연결된 CO(Central Office) 내에 위치하여 ONU들의 집합으로부터 OLT로 오는 이더넷 패킷 데이

\* 선문대학교 전자정보통신공학부, \*\* 동의대학교 정보통신공학과, \*\*\*금오공과대학, \*\*\*\* (주)케이티 기술연구소  
 논문번호:#030162-0416, 접수일자: 2003년 4월 17일

※ 본 연구는 (주)케이티 통신망연구소 학술융역과제(2002년) 지원으로 수행되었음.

This work was supported by grant (Year 2002) from the Telecommunication Network Research Center of KT.

터를 전송하기 위해 폴링(polling) 방식으로 대역을 할당한다. ONU는 고객의 데이터, 비디오, 음성 망과 OLT 사이의 인터페이스를 제공한다[1].

EPON에서 OLT로부터 다중 ONU들로의 하향 데이터 전송은 IEEE 802.3 프로토콜에 따라 가변길이 패킷으로 방송(broadcast)된다. 각 패킷은 ONU로 향하는 정보로써 자신을 구분하는 헤드를 가진다. 분기장치에서 트래픽은 연결된 ONU 수만큼의 개별 신호로 분리되고 모든 ONU들에 전달된다. 데이터가 ONU에 도착하면, 자신이 목적지인 패킷은 받아들이고 다른 ONU가 목적지인 패킷은 폐기한다.

ONU에서 OLT로의 상향 트래픽에서 ONU간에는 채널용량과 기타 자원을 공유해야 한다. 시분할 다중접속(TDMA) 방식은 단일 상향 파장을 사용하고 비용 효율적인 결과를 가져오므로 액세스 망에서 선호되는 채널공유 방식이다. 그러나 TDMA는 통계적 다중화 이득을 무시하므로 효율적인 대역 활용에 한계가 있다[2]. TDMA를 채택할 경우 트래픽의 버스트 성질로 인해 타임슬롯은 오버플로우(overflow)를 초래하여 패킷의 심각한 전송지연을 가져올 수 있다.

전송데이터가 없을 때 타임슬롯의 크기를 줄이는 동적 대역 할당방안은 슬롯의 여분의 대역을 다른 ONU들이 사용할 수 있게 하는 것이다. 이러한 방안을 구현하는데 문제는 각 ONU들이 얼마나 많은 전송할 데이터를 가지고 있는지 모른다는 데 있다. 다행하게도 허브(hub) 폴링과 유사한 OLT기반 폴링 방안인 인터리브(interleave) 폴링 방식이 이미 알려져 있다. 이 방안은 ONU들에 대한 통계적 다중화를 제공하고 그 결과 상향 채널의 이용 효율을 높인다[3]. 한편 하나의 ONU가 정해진 폴링 사이클 시간의 대부분을 차지하면 나머지 ONU들은 전송할 대역이 상대적으로 줄어들고 이로 인해 ONU들간에 불공평한 전송 서비스를 받는 결과를 초래한다. 이를 보완하기 위해 각 ONU가 전송할 수 있는 최대전송대역을 정의하는 제한 서비스방안이 이미 연구되어 있다[4].

G. Kramer[5] 등은 다중응용 서비스 환경에서 EPON의 전송 메커니즘인 다중점 제어 프로토콜(MPCP: Multi Point Control Protocol)이 IEEE802.1D 표준에 규정된 기본 스케줄링 알고리즘인 우선순위 스케줄링과 어떻게 관련되는

지를 조사했다. 특히 서로 다른 트래픽 클래스들에 대한 패킷 지연들이 분석되고, 망 부하가 감소할 때 낮은 우선순위 트래픽에 대한 대기 지연은 증가하는 소위 저부하대가(light-load penalty)를 제거하기 위한 최적화 방안인 2단계 버퍼 방안과 CBR(Constant Bit Rate) 크레딧 방안을 제안하고 성능을 분석했다. 그러나 입력 트래픽이 CBR 크레딧 방안에서처럼 하나의 클래스로 분류된다면 음성과 같은 지연에 민감한 실시간 트래픽의 서비스 품질은 비실시간 트래픽에 의해 허용치 이상으로 악화될 수 있다. 그리고 2단계 버퍼방안은 높은 우선순위 트래픽의 지연을 증가시킨다는 단점이 있다.

본 논문에서는, 다중응용서비스를 지원해야 하는 EPON 환경에서 음성 서비스와 같은 실시간 트래픽의 지연성능을 보장하고 ONU에서 OLT로의 상향으로 제한된 전송 대역을 효율적으로 사용하는 알고리즘을 제공하기 위해 ONU의 내부 스케줄링으로 고려되는 우선순위 제어와 ONU의 외부 스케줄링으로 고려되는 적응적 폴링 방식을 구체적으로 제안한다. 2단계 버퍼방안을 기본적으로 사용하나 이 방안의 단점인 높은 우선순위 트래픽의 상대적 지연증가를 해소하고, ONU의 사용자측 입력 단에 세 가지의 우선순위를 지원하는 세 개의 입력버퍼를 둔다. 가장 높은 우선순위 트래픽인 경우는 제 1단계 버퍼링 과정을 최대한 축소 또는 바이패스하여 지연요소를 최소화하는 방법이다.

본 논문은 제 2절에서 기존에 제안된 동적 대역할당방안들을 소개하고 제안하는 새로운 동적 대역할당방안의 시스템모델을 기술한다. 제 3절에서는 시뮬레이션 결과를 이용하여 제안 모델의 성능을 분석하고, 끝으로 4절에서는 결론 및 추후연구 분야를 언급하기로 한다.

## II. 시스템 모델

### 1 기존 동적 대역할당방안

본 절에서는 하나의 OLT와  $N$ 개의 ONU들을 갖는 EPON 시스템을 고려하며, 각 ONU로부터 OLT로의 상향 링크의 전송속도는  $R_U$ 로 하기로 한다. 만약 OLT가 각 ONU에 한번의 전송으로 버퍼의 전체 내용물을 보내도록 권한을 준다면 높은 데이터 볼륨을 갖는 ONU들이 전체 대역을 독점할 수 있다. 이러한 상황을 피하기 위해,

OLT는 ONU에 할당하는 최대 전송 윈도우 크기를 제한 할 수 있다. ONU<sub>i</sub>(1 ≤ i ≤ N)는 그랜트(Grant)를 얻어 자신이 요구한 수만큼의 바이트를 전송할 수 있으나, 최대전송 윈도우 크기를 넘을 수 없다. 각 ONU에 대해 서비스 수준 협상에 기반해서 고정될 수 있고, 망 상황에 기반해서 적응적 일 수도 있다.

ONU<sub>i</sub>와 ONU<sub>i+1</sub>의 프레임들 전송 간격 사이의 시간차, 즉 보호 간격(Guard interval)을 B라고 하자. ONU<sub>i</sub>의 요구 윈도우 크기를 V[i]라고 하고, 최대 전송 윈도우 크기를 W<sub>MAX</sub>[i]라고 한다면, 최대 폴링 사이클시간 T<sub>MAX</sub>는 다음 식으로 주어진다.

$$T_{MAX} = \sum_{i=1}^N \left( B + \frac{W_{MAX}[i]}{R_U} \right)$$

OLT가 허용 윈도우(Grant) W[i]를 결정해야 하는 방법에 따라 제안하고자 하는 방안과 관련된 기존의 기술은 아래와 같이 6가지로 요약된다[4].

(1) 고정서비스 방안: 요구 윈도우를 무시하고 항상 최대 윈도우(W[i]=W<sub>MAX</sub>)를 그랜트한다. 결과적으로 고정된 폴링 사이클 시간 T<sub>MAX</sub>=N(B+W<sub>MAX</sub>/R<sub>U</sub>)를 갖게 된다.

(2) 제한 서비스 방안: 요구 바이트 수를 그랜트 하지만 W<sub>MAX</sub> 이상은 허용되지 않는다. V[i]를 요구 윈도우 크기라 하면, W[i]=min{V[i], W<sub>MAX</sub>}로 된다. 모든 방안 중 가장 짧은 사이클 시간을 갖는다.

(3) 개찰(gated) 방안: 요구윈도우의 크기에 W<sub>MAX</sub>의 제한을 두지 않는다(W[i]=V[i]). 즉, ONU가 보낼 만큼의 데이터를 보낼 수 있도록 한다. 어떠한 제한 파라미터를 두지 않으면, 사이클 시간은 무한히 증가할 수도 있다.

(4) 고정 크레딧(Constant Credit) 방안: 요구 윈도우 V[i]에 고정 크기의 크레딧(여분의 전송대역: C)을 부가한다. 물론 이때 요구 윈도우는 W<sub>MAX</sub>를 넘지 않는다(W[i]=min{V[i]+C, W<sub>MAX</sub>}).

(5) 선형 크레딧(Line Credit) 방안: 이 방법은 고정 크레딧 방안과 유사한 방식을 사용한다. 그러나 크레딧의 크기가 요구된 윈도우에 비례한다(W[i]=min{C×V[i], W<sub>MAX</sub>}).

(6) 탄력적 서비스 방안: 이 방법은 고정

최대윈도우 한계를 없애는 방법이다. 유일한 제한 요소는 최대 사이클시간 T<sub>MAX</sub>이다. 최대 윈도우는 총 N개 ONU들의 그랜트의 누적 크기가 N×W<sub>MAX</sub>를 넘지 않도록 그랜트 된다.

$$W[i] = \min\{V[i], N \times W_{MAX} - \sum_{k=1, k \neq i}^N W[k]\}$$

한편, 다중응용서비스 환경에서 지연에 민감한 트래픽에 높은 서비스 우선순위를 주기 위해 각 ONU에 우선순위 버퍼를 둔다. 이 방안은 저부하대가를 지불해야 하는데 이를 보완하기 위한 기존의 두 단계 버퍼 방안은 다음과 같다. 제 1단계 큐는 우선순위 큐이고 제 2단계 큐는 FCFS큐이다(그림 1). 그랜트가 도착하면 제 2단계 큐에서 패킷이 OLT로 전송되고 큐가 비워진다. 동시에 제 1단계 큐로부터 패킷들이 제 2단계 큐의 빈공간을 채운다[5].

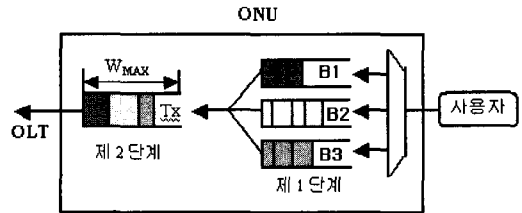


그림 1. 3개의 우선순위 버퍼를 갖는 2단계 큐 구조

윈도우의 끝에서 ONU는 다음 사이클에서 대응되는 윈도우 크기를 얻기 위해 OLT에 제 2단계 큐의 점유량을 보고한다. 제 2단계 큐 버퍼의 크기는 정확하게 W<sub>MAX</sub>바이트로 만들 수 있어 ONU가 결코 고정된 W<sub>MAX</sub>보다 큰 슬롯을 요구할 수 없다. 이러한 구성에서는 주어진 타임슬롯이 항상 100% 이용도를 보장한다. 그러나 이 방안의 결점은 높은 우선순위 클래스(B1버퍼)의 지연을 증가시킨다는 것이다.

### 2 제안 동적 대역할당방안

본 논문에서는 다중서비스 환경에서 서로 다른 요구사항을 효율적으로 지원하는 2단계 버퍼방안의 장점은 살리고 이것의 단점을 보완하는 새로운 동적 대역방안을 제안한다. 이러한 목적을 달성하기 위해 ONU의 사용자측 입력단에 세 가지의 우선순위를 지원하는 세 개의 입력버퍼(큐)를 둔다. 가장 높은 우선순위 트래픽인 P0의 경우는 제 1단계의 버퍼링 과정을

최대한 축소 또는 바이패스하여 지연요소를 제거하는 방법이다. ONU 버퍼들에서 최대지연은 한 사이클 정도 줄어든다. 그림 2는 본 논문에서 제안하는 세 개의 우선순위 클래스를 갖는 2단계 큐 구조를 나타내고 있다.

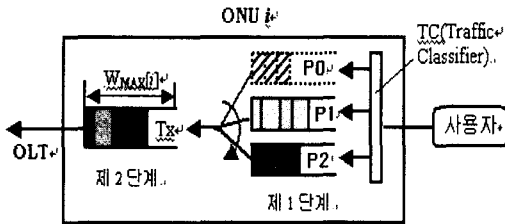


그림 2 3개의 우선순위 클래스를 갖는 2단계 큐 구조

사용자로부터 전송을 위해 입력되는 모든 패킷은 각 ONU의 트래픽 분류기(TC: Traffic Classifier)에 의해 세 가지 클래스로 구분되어 각 제 1단계 큐인 입력버퍼에 우선 저장된다. P0큐는 가장 높은 우선순위(P0)인 실시간 트래픽을 저장하고, P1은 그 다음 우선순위를 갖는 트래픽을 저장하고, 마지막으로 P2큐에는 가장 낮은 우선순위를 저장하는데 사용한다. 특히 세 가지 트래픽 클래스를 사용함으로써 편리하게 DiffServ(Differentiated Services)의 세 가지 서비스 클래스(CoS: Class of Services)인 EH (Expedited Forwarding), AF(Assured Forwarding) 및 BE (Best-Effort)와 관련지을 수 있다[6]. 전송버퍼 (Tx: Transmitter)는 가능하면 최대전송 윈도우(대역)  $W_{MAX}[i]$ 가 P0큐의 트래픽을 충분히 수용하도록 설계하여야 하겠다. 이렇게 하여 지연성능을 보장하는 동적 대역 할당방안을 구현할 수 있다. ONU<sub>i</sub>의 폴링이 끝나자마자 우선순위 P1 트래픽의 입력버퍼 P1내 패킷들 먼저 수용한다. 입력버퍼 P1 트래픽을 수용하는 도중에 비실시간 트래픽의 최대전송대역 ( $W_{NRT}$ )을 초과하면 나머지 P1 트래픽은 다음 폴링 사이클에서 전송을 위해 대기 한다. 같은 방법으로 전송버퍼가 우선순위 P1 트래픽을 수용한 후에도 비실시간 트래픽의 최대전송대역까지 여분의 공간이 남으면, 마지막 우선순위 P2 트래픽을 수용한다. 입력버퍼 P2가 트래픽을 수용하는 도중에 비실시간 트래픽의 최대전

송대역을 초과하면 나머지 P2 트래픽은 다음 폴링 사이클에서 전송을 위해 대기한다. 이후 즉시 P0버퍼의 실시간 트래픽을 ONU<sub>i</sub>의 다음 폴링시점 직전까지 전송버퍼(Tx)가 수용한다.

본 논문에서는 적응적 폴링 방식을 사용하는데, OLT는 전송 권한을 부여 받은 ONU<sub>i</sub>가 얼마나 많은 양의 데이터 바이트를 보낼 것인지 그랜트(Grant) 메시지에 의해 알고 있다. 제어 메시지 스케줄링에서, 그랜트는 항상 한 사이클 이전에 준비되어야 한다. OLT는 ONU<sub>i</sub>에 대한 RTT(Round Trip Time)를 폴링 테이블로부터 알고 ONU<sub>i+1</sub>에 그랜트를 보낼 시간 계획을 해서 ONU<sub>i</sub>의 마지막 비트에 연이은 보호 간격(B) 이후 ONU<sub>i+1</sub>로부터 첫 비트가 도착하게끔 할 수 있다. 보호 간격은 여러 ONU들의 RTT와 제어 메시지 처리시간 등의 변동시간에 대처하기 위함이다. ONU<sub>i</sub>는 데이터전송 직후 다음 폴링 사이클에서 전송할 데이터 바이트 수를 나타내는 즉, 윈도우 크기를 포함하는 리퀘스트(Request) 메시지를 연이어 보낸다. OLT는 이 정보와 갱신되는 RTT 향으로 폴링 테이블을 갱신한다.

종래에 제안된 2단계 버퍼 방안의 단점은 높은 우선순위(P0) 트래픽의 지연을 증가시킨다는 것이다. 임의의 시간에 도착한 패킷은 제1단계 큐에서 평균 반 사이클, 제 2단계 큐에서 정확하게 한 사이클 지연되는데, 본 논문은 P0 트래픽의 제1단계 큐에서의 지연을 줄이는 방안이다. 이렇게 하여 지연에 민감한 높은 우선순위 트래픽의 ONU 큐들에서 최대지연은 한 사이클 정도로 줄어든다. 제 1단계 큐에서 반 사이클 지연을 줄이기 위해 고정 크레딧 방안을 응용하는데, ONU의 P0 버퍼(그림 2)에 도착할 것으로 기대되는 높은 우선순위(P0) 트래픽의 양을 예측하여 그에 따라 승인되는 타임슬롯 크기를 조정하는 것이다. 물론 바람직한 정확도로 트래픽을 예측하기 위해서 트래픽 동작상황을 알 필요가 있다. P0트래픽이 CBR 흐름인 경우 쉽게 예측할 수 있다. 그러므로 ONU를 위한 다음슬롯 크기를 결정할 때, OLT는 다음 전송시간을 평가하고 예견되는 CBR 데이터 양만큼 타임슬롯 크기를 증가한다.

본 논문에 따른, 전송 사이클  $k(\geq 1)$ 번째에서 ONU<sub>i</sub>( $1 \leq i \leq N$ )의 허용전송윈도우  $W_k[i]$  및 최대전송윈도우  $W_{MAX}[i]$ 를 결정방법은 다음과

같다.  $T_k$ 를  $k$ 번째 사이클 시간, 즉 ONU1에서 ONU  $N$ 까지 전송시간 및 보호간격 시간의 총 길이라 두자.  $V_k[i]$ 를  $k$ 번째 사이클에서 전송할 ONU $i$ 의 요구 윈도우 크기라 두자. 그러면 앞에서 정의된  $R_U$ 에 의해 이에 대응하는 전송시간은  $V_k[i]/R_U$ 가 된다.  $V_{NRT,k}[i]$ 를 P0 트래픽을 제외한 우선순위 P1과 P2 트래픽을 위해  $k$ 번째 사이클에서 전송할 ONU $i$ 의 요구 윈도우 크기라고 하자. 이것의 최대치를  $W_{NRT}$  ( $V_{NRT,k}[i] \leq W_{NRT}$ )이라 두고, 공평성을 유지하기 위해 모든 ONU 및 모든 사이클에 대해 동일하게 적용된다고 하자. 허용전송윈도우  $W_k[i]$ 와  $R_U$ 의 정의에 의해 ONU1부터 ONU $N$ 까지의  $k$ 번째 폴링 사이클 시간  $T_k$ 는 다음 식을 만족한다.

$$T_k = NB + \sum_{i=1}^N W_k[i]/R_U.$$

이제 ONU $i$ 에 기준한  $k$ 번째 폴링 사이클 시간을  $T_k[i]$ 로 다음과 같이 정의하자.

$$T_k[i] = NB + \sum_{j=1}^N W_{k-1}[j]/R_U + \sum_{j=1}^i W_k[j]/R_U.$$

그리고  $W_{RT,k}[i]$ 를 시간  $T_k[i]$  동안 ONU $i$ 의 버퍼 P0에 도착할 것으로 기대되는 ONU $i$ 가 예측하여 결정하는 우선순위 P0인 실시간 트래픽의 양이라고 하자. 이 트래픽은 P0 버퍼에 도착하자마자 전송버퍼(Tx)로 전달된다. 아래 그림 3은 제안하는 동적 대역할당방안에 근거한 OLT와 ONU $i$  사이의 폴링알고리즘 동작구성과 스케줄링 절차를 나타내고 있다.

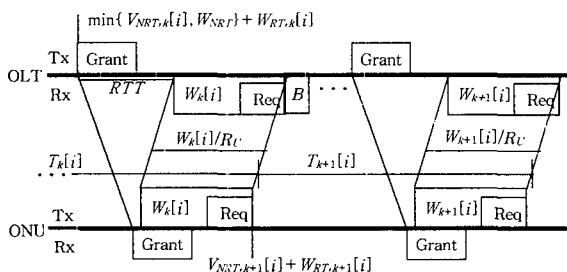


그림 3. 폴링알고리즘의 동작구성과 스케줄링 절차  
실시간 트래픽양  $W_{RT,k}[i]$ 와 비실시간 트래픽양  $V_{NRT,k}[i]$ 의 합한 양이 최대  $W_{NRT} + W_{RT,k}[i]$ 까지 ONU $i$ 의  $k-1$ 번째 폴링이 끝나자 말자 OLT에

리퀘스트 된다. 이렇게 하여, 구하는 ONU $i$ 의  $k$ 번째 폴링 사이클에서의 허용대역  $W_k[i]$  및 최대허용대역  $W_{MAX}[i]$ 은 각각 다음 식들로 주어진다.

$$W_k[i] = \min\{V_{NRT,k}[i], W_{NRT}\} + W_{RT,k}[i],$$

$$W_{MAX}[i] = W_{NRT} + W_{RT,k}[i],$$

여기서  $V_{NRT,k}[i]$ 는 ONU $i$ 의  $k-1$ 번째 폴링이 끝나자마자  $T_{k-1}[i]$  시간동안 P1버퍼와 P2 버퍼에 도착해 있는 패킷들의 양이 된다. 이것은 최대  $W_{NRT}$ 가 될 때까지 우선순위에 따라 ONU $i$ 의 전송버퍼(Tx)에 전달될 것이다. 그리고 실시간 트래픽에 해당하는 P0 트래픽은 해당버퍼에 도착하는 대로 곧 바로 전송버퍼에 전달된다. 이것에 대한 예측 양이 바로  $W_{RT,k}[i]$ 이다.

### III. 시뮬레이션

이 절에서는 하나의 OLT와  $N$ 개의 ONU로 구성된 PON 접속망을 고려한다. 각 ONU는 고유의 하향전파지연과 상향전파지연을 갖는다. 모델의 일반성을 유지하기 위해 상향 및 하향전파 지연들은 독립이고 100 $\mu$ s 이내에 고르게 분포함을 가정한다. 이들 값은 OLT와 ONU들 간 거리상으로 20km이내에 해당한다.

PON의 전송속도와 사용자 액세스링크의 전송속도는 반드시 같지는 않다. 고려중인 모델에서 사용자로부터 ONU로의 접속링크의 전송속도는  $R_D$  Mbps로 한다. 그리고 각 ONU로부터 OLT로의 상향링크의 전송속도는  $R_U$  Mbps로 두기로 한다. 만약  $R_U \geq N \times R_D$ 이면, 시스템 출력이 모든 ONU들의 합한 최대부하보다 크기 때문에 대역 이용도 문제는 고려 대상이 아니다. 시뮬레이션에서 PON 시스템은  $N=16$ ,  $R_D=100$  Mbps, 그리고  $R_U=1$  Gbps를 갖는 것으로 가정한다. 각 ONU는 무한 메모리 버퍼  $Q$ 를 가정하는데 시뮬레이션 시에는  $Q=10$ 메가 바이트로 두었다.

본 시뮬레이션에서 최대요구대역은 편의상 고정값  $W_{MAX}[i]=W_{MAX}$ 인 15000바이트로 가정했으며 이값이 클수록 P0큐는 가상큐에 가까워진다. 보호시간은 0.005ms를 가정했다. CBR 음성이나 실시간 VBR과 같은 P0 트래픽의 부

하는 고정적으로 4.48Mbps로 두었다. 나머지 부하는 상향링크의 트래픽 밀도(회선 이용율: traffic intensity)가 0.05에서 0.95까지 변화하게 하면서 P1트래픽과 P2 트래픽이 동등한 부하를 갖도록 했다. 비실시간 VBR과 같은 트래픽이 P1트래픽에 해당하는 것으로 간주할 수 있고, BE 트래픽 등을 P2 우선순위 트래픽으로 볼수 있다. 시뮬레이션에서 사용된 트래픽의 세 종류에 대한 패킷 크기는 64바이트에서 1518 바이트 사이로 가정했다.

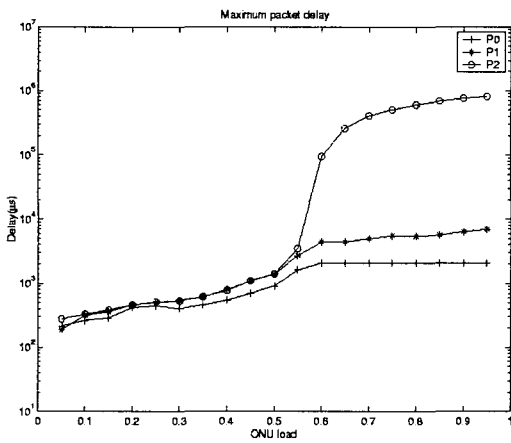


그림 4 ONU부하와 최대지연(P1, P2: 포아송 입력)

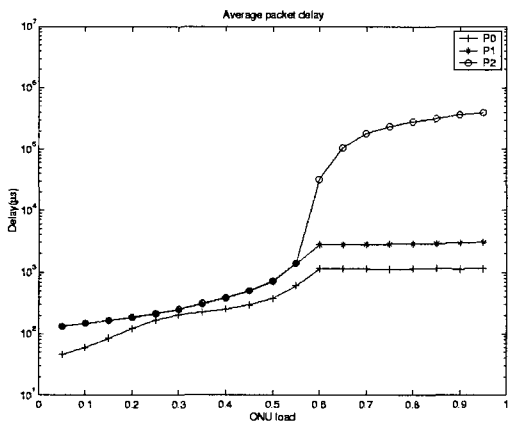


그림 5 ONU부하와 평균지연(P1, P2: 포아송 입력)

그림 4와 5에서는 실시간 트래픽(P0)뿐만 아니라 비실시간 트래픽(P1, P2) 트래픽들의 입력과정 모두를 포아송(Poisson) 입력과정으로 하여 ONU의 상향링크 트래픽 부하가 0.05에서 0.95에 이르기까지에 대한 각 클래스 트

래픽의 최대 지연과 평균 지연과의 관계를 나타내고 있다. 두 그림에서 보듯이 트래픽이 저부하(0.55이하) 일때 세 트래픽 클래스의 평균 지연과 최대지연은 차이가 미미하지만, 트래픽 부하가 높을(0.55이상) 때 P2 트래픽의 평균 및 최대 지연이 상대적으로 높아진다. 만약 실시간(P0) 트래픽의 양을 점차 증가시킨다면 이러한 효과는 P1과 P2 트래픽의 지연 증가에 크다면 영향을 미칠 것이다.

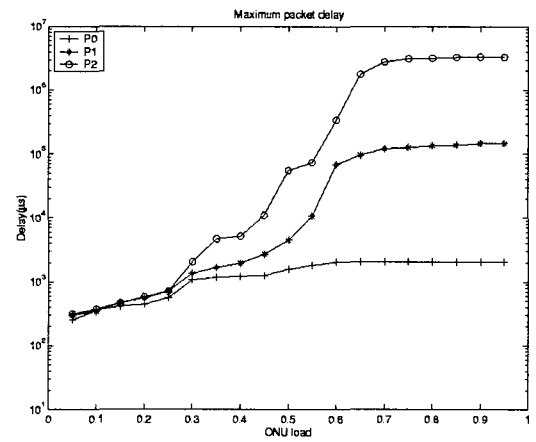


그림 6 ONU부하와 최대지연(P1, P2: 파레토 입력)

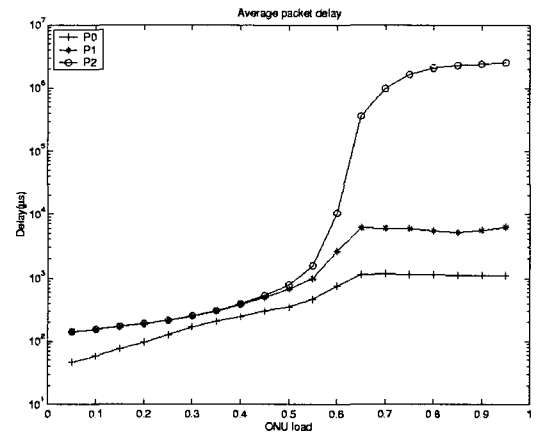


그림 7 ONU부하와 평균지연(P1, P2: 파레토 입력)

그림 6과 7에서는 실시간 트래픽(P0)은 포아송 과정으로 입력되고 비실시간 트래픽(P1, P2) 트래픽들의 입력과정은 파레토(Pareto) 분포를 따르는 것으로 하여 ONU의 상향링크 트래픽 부하가 0.05에서 0.95에 이르기까지에 대

한 각 클래스 트래픽의 최대 지연과 평균 지연과의 관계를 나타내고 있다. 여기서 파레토 입력과정을 도입한 것은 비실시간 인터넷 트래픽은 자기유사 성질(self-similarity)과 버스트(burst) 성질을 갖는 과정으로 잘 알려져 있기 때문이다[5-8]. 두 그림에서 실시간 트래픽 P0의 평균지연과 최대 지연은 ONU로의 입력 부하의 변동과 관계 없이 아주 낮은 상태를 유지하고 있으며 P1과 P2트래픽은 상대적으로 높은 지연을 계속 유지하고 있다.

한편 본 논문의 시뮬레이션에서는 편의상 ONU의 최대요구 대역  $W_{MAX}[i,k]=W_{MAX}$ 로 고정했는데, 이 경우 P0버퍼는 완전한 가상버퍼는 아니다. 이 영향으로 그림 3과 4에서 트래픽 부하가 낮을 때보다 높을 때, P0트래픽의 지연이 다소 늘어나고 그림 5와 6에서도 유사한 결과를 얻는다. 지연을 나타내는 모든 그림에서 개별 ONU 부하가 0.625 이상이면 지연이 더 이상 증가되지 않고 포화되어 버리는데, 이는 보호대역을 고려하고, 모든 ONU들의 부하를 합한 망부하가 1이 되기 때문이다.

#### IV. 결론

기존에 제안된 방법들은 우선순위 트래픽 클래스의 수를 구체적으로 제시하지 않고 있는데 반해 본 논문에서는 2단계 버퍼방안을 기본적으로 사용하나 고정 크레딧 방안을 응용하여 2단계 버퍼 방안의 주요한 단점인 가장 높은 우선순위(P0) 트래픽의 상대적 지연증가를 해소함으로써 실시간 트래픽에 대한 지연성능을 보다 향상시킨다. 더구나 P1 클래스 트래픽과 P2 클래스인 비실시간 트래픽의 입력 큐를 구분하여 이 두 클래스가 하나의 큐로 통합될 때 P1 트래픽 클래스의 지연을 상대적으로 감소시키면서 좀 더 나은 전송기회를 확보할수 있다는 결론을 얻는다. 그리고 최대요구 대역을 변경하거나 충분히 크게 하여 P0버퍼가 완전히 가상버퍼가 될 때 나타나는 각 트래픽 클래스에 대한 지연의 영향을 분석하는 것은 추후과제로 남겨둔다.

#### 참고 문헌

- [1] Web ProForum Tutorials, "Ethernet Passive Optical Networks", <http://www.iec.org> The International Engineering Consortium.
- [2] Kramer, B. Mukherjee, and G. Peşavento, "Ethernet PON(ePON): Design and Analysis of an Optical Access Network.", Phot. Net. Commun., vol. 3, no. 3, July 2001, pp. 307-319
- [3] G. Kramer and B. Mukherjee, "Interleaved Polling with Adaptive cycle Time (IPACT): Protocol Design and Performance Analysis," Tech. rep. CSE-2001-4, Dept. of Comp. Sci., UC Davis, Aug. 2001
- [4] Kramer, B. Mukherjee, and G. Pesavento, "Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time(IPACT): A Dynamic Bandwidth Distributin Scheme in an Optical Access Network", Phot. Net. Commun., vol. 3, no. 3, July 2001
- [5] Kramer, B. Mukherjee, and G. Pesavento, "Supporting differentiated classes of services in Ethernet passive optical networks", J. of Optical Networking, Vol. 1, No. 8&9, 2002, pp. 280-290.
- [6] I. Svinnset, T. Henriksen, T. Jensen, M. Rohne, O. Osterbo, "Resource handling in IP networks", Telenor, ISBN 82-423-0389-4, 2001. 2.
- [7] Y. Lee, "MAC Protocol for ATM PON with QoS scheduler in ONU. 2002. 6.
- [8] C. G. Park, D. H. Han and Y. Lee, "Performance Analysis of Threshold based bandwidth allocation scheme for IP traffic on ATM networks", IEE Proc. Comm. Vol. 149, No. 1 2002. 2, pp. 29-35.

박 철 근(Chul-geun Park)

정회원



1983년2월 : 부산대학교  
수학과 졸업(이학사)  
1986년2월 : 한국과학기술원  
응용수학과 졸업  
(이학석사)

1995년 8월 : 한국과학기술원 수학과 졸업  
(이학박사)

1986년4월~1997년2월 : 한국통신 통신망연구소  
(선임연구원)

1997년3월~현재:선문대학교 전자정보통신공학부  
정보통신공학전공(부교수)

<주관심분야>트래픽공학, 통신망해석, 큐잉이론

이 유 태(Yutae Lee)

정회원



1992년2월 : 한국과학기술대  
수학과 졸업(이학사)  
1994년2월 : 한국과학기술원  
응용수학과 졸업  
(이학석사)

1997년 8월 : 한국과학기술원 수학과 졸업  
(이학박사)

1997년9월~2000년 2월: 한국전자통신연구소  
(선임연구원)

2000년3월~현재: 동의대학교 정보통신공학과  
(전임강사)

<주관심분야>확률과정론, 큐잉이론, 통신망해석

정 해(Hae Chung)

정회원



1987년2월 : 한양대학교  
전자통신공학과 졸업(이학사)  
1991년2월 : 한국과학기술원  
전기 및 전자공학과 졸업  
(이학석사)

1996년 2월 : 한국과학기술원 전기 및

전자공학과 졸업(이학박사)

1996년3월~1998년 2월: 엘지정보통신  
(선임연구원)

1998년3월~현재: 금오공과대학교  
정보통신공학과 (조교수)

<주관심분야>가입자액세스망, PON, 트래픽제어,  
통신 프로토콜

유 건 일(Geon-Il Lue)

정회원



1984년2월 : 한양대학교  
전자통신공학과 졸업(공학사)  
1986년2월 : 한양대학교  
대학원 전자통신공학과 졸업  
(공학석사)

1987년3월~현재: (주)KT 기술연구소(실장)

<주관심분야>광가입자망기술, FTTH, GPON  
/EPON, WDM-PON, 이더넷

김 중 안(Jong-Ahn Kim)

정회원



1992년2월 : 부산대학교  
컴퓨터공학과 졸업(공학사)  
1994년2월 : 대학교  
대학원 과 졸업  
(공학석사)

1994년2월~1995년 2월: 한국전력 전력연구원

1995년2월~현재: (주)KT 통신망연구소(선임)

<주관심분야>광가입자망기술, FTTH, GPON  
/EPON, WDM-PON,