DBpia

이더넷수동형 광 네트워크에서 지연 제약을 고려한 Dual-GPS 스케줄러

안 응 석*, 장 린*, 윤 찬 현*, 여 환 근**, 양 선 희***, 김 영 선***

Dual GPS Scheduler for Delay-Constraint Applications in E-PON

Eung-Suk An*, Lin Zhang*, Chan-Hyun Youn*, Hwan-Geun Yeo**, Sun-Hee Yang***, Young-Sun Kim***

요 약

E-PON은 광대역 액세스 망에서 급증하는 인터넷 데이터 트래픽을 지원하고 대역폭의 동적 할당 기능을 효과적으로 지원한다. 본 논문에서는 E-PON에서 QoS를 고려한 트래픽과 최선형(Best-Effort) 트래픽의 두 가지 형식을 가진 트래픽이 유입될 때 QoS 서비스에 제약된 지연 시간과 지연 변이를 보장하고 최선형 서비스에는 대역폭을 최대한 보장해 주는 Dual-GPS 스케줄러를 제안한다. 제안된 기법은 Ethernet 수동형 광 네트워크에서 상향 데이터 전송 시 새로운 슬롯할당 기법을 통하여 QoS가 요구되는 전송 플로우에 대해 제약된 지연시간과 지연 변이를 제어하는 특성을 보인다. 시뮬레이션 결과 제안하는 기법이 기존의 대역할당 기법보다 지연 및 지연 변이 제어능력이 우수하다.

키워드: Ethernet Passive Optical Network(E-PON), Generalizes Process Sharing(GPS)

ABSTRACT

E-PON supports efficiently the increased Internet data traffic and efficient bandwidth assignment function by which the shared upstream bandwidth in the broadband access networks. In this paper, when different types of incoming sources are mapped into QoS-aware source and Best-Effort (BE) source, we propose the Dual-GPS scheduler in E-PON that has the characteristics to provide delay and delay-constraint application, and maximizes the bandwidth to best-effort service. When transmit upstream data in E-PON, The proposed scheme supports the control capabilities of delay and delay-variation for required QoS flow through the novel bandwidth assignment scheme. Simulation results show our scheme outperforms the conventional bandwidth allocation scheme in controlling the delay and delay-variation of E-PON system.

Ⅰ. 서 론

수동형 광 가입자 망(PON: Passive Optical Network)은 급격히 증가하고 있는 인터넷을 비롯한 각종 데이터서비스와 고화질의 비디오 서비스 같은 광대역 서비스를 가입자에게 공급하기 위해 광섬유를 가입자 단까지 직접 연결하는 광 액세스 가입자 망으로 서비스의 제공자인 중앙 기지국(CO: Central Office)과 수요자인 가입자들(Subscribers) 을 수동 광 소자만을 이용하여 연결한 네트워크이다. 수동형 광 네트워크는 다중화된 음성, 데이터 또는 비디오 서비스를 광 신호에 실어 가입자들이 공유하고 있는 광섬유와 광 분배기를 통하여 가입자 단까지 수동적으로 전송 되는데

* 한국정보통신대학교(ICU), ** (주)네츠펌, *** 한국전자통신연구원(ETRI)

※ This paper was supported in part KOSEF (Korea Science and Engineering Foundation) and ETRI (Electronics and Telecommunications Research Institute) through OIRC (Optical Internet Research Center) project and Optical Subscriber and Access Network Technology project (2002-S-401).

논문번호: 020513-1204 접수일자: 2002년 12월 4일

Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd. www.dbpia.co.kr

그 중 E-PON(Ethernet Passive Optical Network)이 가장 유력하게 대두되고 있다.

다양한 디지털 컨텐츠와 인터넷 서비스들에 대한 인터넷 가입자들의 요구들은 매우 급격하게 증가 함에 따라서 기존 전화망과 비교하여 데이터 트래픽은 기하 급수적으로 증가 하고 있으며 이러한 인터넷 트래픽의 빠른 증가로 인해 다양한 QoS 특성을 가진 데이터 트래픽을 지원하는 경제적이고 효율적인 광대역 액세스 망이 요구되는데, 최근까지 백본의 대역폭은 매우 증가되어 있으나 액세스 망에서는 그 증가가 미약한 실정이다. "Last mile"은 아직 대 용량의 LAN(Local Area Network)이나 Home 네트워크와 백본 사이의 병목현상이 남아있어 DSL(Digital Subscriber Line)과 CM(Cable Modem) 기술들이 약간의 개선을 가져오긴 했으나 여전히 VoD(Video on Demand)나 양방향 비디오 컨퍼런싱 같은 서비스를 제공하기에 충분한 대역폭을 보장하지는 못하고 있으며 또한 거리 제약으로 인해 모든사용자들이 그러한 서비스들을 제공 받지는 못하고 있다.

전형적인 PON 토폴로지는 일반적으로 OLT(Optical Line Terminal)와 스플리터(Splitter) 그리고 N개의 ONU(Optical Network Unit)로 구성되어 있는데 ITU-T G.983 시리즈에는 데이터의 전송을 위해 하향 622 Mbit/s 및 상향 155 Mbit/s 링크를 규정하고 있으며 IEEE 802.3ah D1.0에서는 E-PON의 데이터 전송을 위해100 Mbit/s 및1 Gbit/s 의 링크를 규정하고 있다[3, 4].

E-PON 시스템은 능동형 요소가 없는 점 대 다(Point-to-Multipoint) 광 네트워크이며 PON에서의 모든 전송은 OLT와 ONU사이에서 이루어진다. 따라서 하향 전송(OLT에서 ONU방향)은 점 대 다로 브로드캐스팅되며 상향 전송은 다 대 점(Multipoint-to-Point)이다. OLT는 중앙 기지국의 지역교환기에 위치하여 IP, ATM 또는 SONET 백본 망으로 광 액세스 망을 연결하고 ONU는 가입자 단에 위치(FTTC, FTTH, FTTB)하여 광대역 음성, 데이터, 비디오 같은 서비스를 제공한다.

E-PON의 다 대 점 상향 전송은 다양한 QoS를 가진 서비스를 만족 시키기 위해 효율적으로 대역폭을 사용하면서도 QoS를 보장하는 것이 중요한 사항이라고 할 수 있는데 그 중 가장 경제적인 해결책은 능동적으로 대역폭을 할당하는 기법인 DBA(Dynamic Bandwidth Allocation)라고 할 수 있다. DBA의 기본 개념은 상향 전송로의 대역폭을 사용자의 요구에 따라 능동적으로 할당하는 것으로 이기능은 네트워크 운영자에게도 여러 사용자에게 하나의 전송로를 공유 시키는 기능을 제공한다. 서로 다른 종류의 유입 트래픽은 QoS가 요구되는 트래픽과 최선형 트래픽으로 다중화되어 유입될 때 최선형 트래픽을 위한 대역폭을 최대로 할당 하면서도 어떻게 서로 다른 QoS 요구 사항들을 보장할 수 있는지의 여부가 이러한 대역폭 할당기법의 설계에 있어서 핵심 기술이다. 백본 네트워크에서의 통계적인 다중전송에 의해 야기되는 QoS의 감쇠를 보상하기 위해 광 액세스 망은 QoS 트래픽을 손실 없이 다중화하기 위해 효율적인 대역폭 할당 기법이 요구된다. 패킷 스케줄링 기법들은 지연시간에 민감한 응용 및 실시간 응용들과 최선형 트래픽들의 QoS 요구들을 만족하기 위해 필요하다. 스케줄링 알고리즘들 중에서는 가장 대표적인 것이GPS (Generalized Processor Sharing)이며 GPS의 주요 기능은 지연 범위에 대하여 세션별로 특정 가중치를 할당하고 GPS 스케줄러들에서 백 로그(backlog) 시키는 것이다(Dual-GPS).

본 논문에서는 OLT, ONU 각각에 GPS 스케줄러를 수용하는 Dual-GPS라는 새로운 기법을 제안한다. 이 제안하는 기법은 특정 QoS 요구가 DEB(deterministic effective bandwidth)에 의거 OLT쪽의 마스터 GPS 스케줄러에서 가중치에 따라 대역폭이 할당된다. ONU쪽의 슬레이브 스케줄러는 지연시간의 변이를 최적화 시켜대역폭의 효율을 증가 시킨다. 또한 제안하는 기법은 QoS가 요구되는 서비스에 대해 제약된 지연 시간을보장하고 손실이 없도록 하며 최선형 서비스에는 대역폭의 사용을 극대화 시킨다.

Ⅱ.E-PON스케줄링기법

E-PON의 상향 전송은 다 대 점으로 다중 접속 제어 기법을 사용하며 시분할 기법(TDMA)을 사용한다. 시분할 기법은 크게 고정된 슬롯을 할당하는 고정 시분할 기법과 통계치를 바탕으로 대역폭을 할당하는 통계적 시분할 기법, 그리고 동적으로 대역폭을 할당하는 동적 시분할 기법으로 크게 나눌 수 있는데 그 중 고정 시분할 기법은 간단하지만 효율적인 대역폭의 사용이 어려워 DBA 방식이 E-PON의 슬롯 할당 기법으로 가장 유력시 되고 있다 [1, 2].

그림 1에 보여지는 것과 같이 Kramer등은 능동

www.dbpia.co.kr
Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd.

적인 대역폭 할당을 하기 위해 보간 폴링 기법을 기반으로 한 IPACT(Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time)라는 DBA기법을 사용 하였다 [9]. 이 기법은 종단 사용자들의 큐 길이 정보에 따라 요구에 따라 대역폭을 제공하지만 서로 다른 사용자들의 이질적인 QoS 보장을 제공하기에는 어려움이 있는데 IPACT뿐만이 아닌 대부분의 기존 DBA기법들은 효율적인 대역폭의 이용에만 집중하여 QoS가 요구되는 플로우에 대해 QoS를 보장하여 주지 못하는 단점을 가지고 있다. 또한 IPACT는 하나의 ONU에서 요구되는 대역폭을 할당하기 때문에 서로 다른 ONU의 서로 다른 QoS에 따른 대역폭 할당이어렵다.

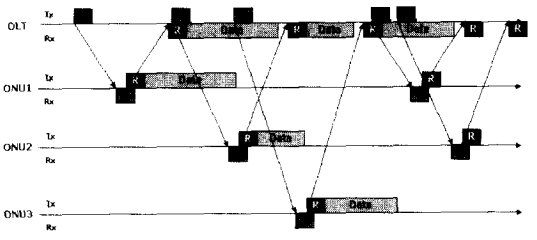


그림1. IPACT 기법

그림 2와 같이 IPACT에서 요구와 수락을 위해 제안되는 제어 프로토콜은 모두 4byte로 구성되어 있으며 제어 메시지임을 식별할 수 있는 1byte의 ESC field와 ONU를 식별하는 1byte의 NID필드 및 요청되거나 할당되는 슬롯 크기를 나타내는 2byte의 WS 필드로 구성되어 있으며 이러한 제어프로토콜은 이더넷 프레임 사이에 삽입되어 전송된다.

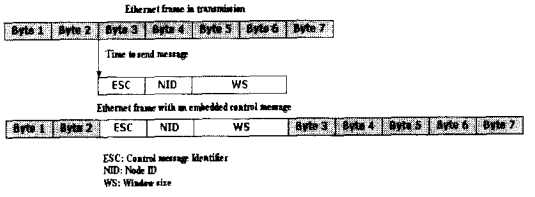


그림2. IPACT에서 제안하는 제어 메시지

Kesidis[8]와 Zhang[10]등은 QoS 매트릭으로 패킷 손실 확률과 통계적 지연 시간 보장을 대기 이론(stochastic setting)의 문제로 주장 하였다. 언급된 알고리즘의 주요 문제는 유입되는 트래픽이 존재할 때의 QoS 요구를 보장하는 대역폭이 필요하더라도 대역폭의 초과 할당의 결과로 때때로 불필요한 대역폭의 재사용이 있다는 것이며 가중치를 결정하는 기법 또한 계산하기가 복잡하다는 것이다.

앞에서 언급된 논문들에서는 효율적인 대역폭의 예약과 결정적인 지연 시간 보장을 간단히 제공하는 문제들이 언급되어 있지 않다. 또한 Le Boudec[12]은 패킷 손실의 목표치가 0로 가는 것이 무손실 다중화를 기반으로 한 콜 수용 영역 보다 확실히 클 때 통계적 다중화를 기반으로 한 콜 수용 영역의 제한을 보여 주었다. 또 다른 핵심 사항은 QoS 요구 사항이 있는 트래픽과 최선형 트래픽으로 대응 되는 서로 다른 성능을 요구하는 다수의 세션을 지원 하는 것으로 어떻게 최선형 트래픽에 대해 최대한의 대역폭을 할당 하는동시에 QoS 요구를 보장할 것인가가 중요한 핵심 요소인것이다.

Ⅲ.DualGPS구조및기법

3.1 GPS 스케줄링 기법

GPS는 WFQ(Weighted Fair Queuing)으로 처음 제안되었으며 [6, 7], GPS의 기본 개념은 각각의 스트림에 가중치를 할당 하고 할당된 가중치와 트래픽의 양에 따라 모든 스트림에 능동적으로 대역폭을 할당하는 것이다. 여기에서 우리는 지연 시간을 포함하여 광 액세스 네트워크는 하나의 멀티캐스트 트리에서 단일 소스나 서로 다른 소스의 지연시간 간의 변이에 근거하여 특정 영역을 보장하여야 한다고 가정 하였으며 수식유도를 위해 다음과 같은 매개 변수(parameter)들을 정의 한다.

- $A_i(t)$: i 번째 스트림의 유입되는 트래픽. 이 트래픽은리키 버킷(Mi, Pi, Ri) 기법에 의해 제약되어진다. Mi, Pi, Ri 은 각각 최대 버스트 크기, 최대 비율, 평균 율을 나타내고 유입되는 트래픽은 다음과 같은 식에 의해 규정된다.

$$A_i(t) \le Min(Pt, R_i t + M_i \times {}^{(P_i - R_i)}/_{R_i})$$

- ϕ_i : i 번째 스트림의 가중치.
- $W_i(t)$: 서버에 의해 전달되는 i 번째 스트림 트래픽의 양.
- $Q_i(t)$: i 번째 스트림의 큐 길이.

www.dbpia.co.kr
Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd.

- r_i: 서버로부터 i 번째 스트림의 할당 율.
- Di : i 번째 스트림의 지연시간 허용치.
- Δ: 스트림간의 지연 변이 허용치.
- $d_i(t)$: i 번째 스트림의 지연시간
- $\delta_{ij}(t)$: i 번째 스트림과 j번째 스트림간의 지연 변이
- C : 서버에서의 허용 가능한 대역폭

여기서 그림 3과 같이 단일 서버가 N개의 트래픽 스트림을 서비스 하는 것으로 공정 대역폭 할당의 문제를 유도 할 수 있으며 이때 각각 서로 다른 지연 시간과 지연 변이가 부과된 QoS 서비스를 고려하였다. 모든 버퍼들의 크기는 무한으로 가정할 때 시스템은 다음 식(1)과 같다 [6, 7].

$$\begin{cases} Q_i(t) = A_i(t) - W_i(t), i = 1,2,\cdots,N \\ \dfrac{W_i(t)}{W_j(t)} \geq \dfrac{\phi_i}{\phi_j}, i, j = 1,2,\cdots,N \\ d_i(t) \leq D_i, \quad i = 1,2,\cdots,N \\ \sum_{i=1}^{N} r_i \leq C, \quad i = 1,2,\cdots,N \\ \delta_{ij}(t) = \left| d_i(t) - d_j(t) \right| \leq \Delta, \quad i, j = 1,2,\cdots,N \end{cases} \tag{1}$$

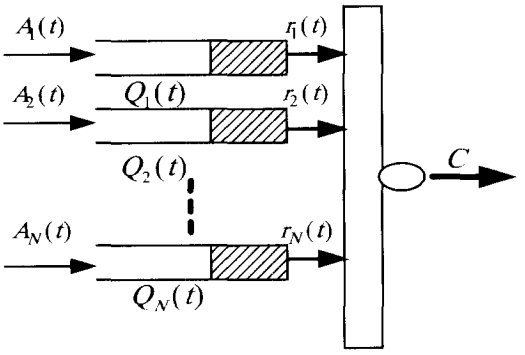


그림 3. 공정대역 할당 모형

3.2 DEB-GPS기반 공정 대역폭 할당 알고리즘

제안되는 트래픽 관리 기법은 Deterministic QoS 보장을 기반으로 하고 있다 [12]. 일정한 비율로 작업이 보존되며 서비스 되는 하나의 플로우 단위의 액세스 시스템을 고려할 때, 유입되는 트래픽 $A_i(t)$ 의 DEB는 식(2)와 같은 플로우에 지연 범위 Di를 보장하는 일정한비율의 $e_D(A_i(t))$ 로 규정되며 $e_D(A_i(t))$ 는 다음과 같은 식 (2)로 나타낼 수 있다.

$$e_D(A_i(t)) = \sup_{t \geq 0}\left(\frac{A_i(t)}{t + D_i}\right) \tag{2}$$

따라서 앞서 언급된 유입되는 트래픽에 대한 지연 범위 Di를 보장하는DEB $e_D(A_i(t))$ 는 식 (3)과 같다.

$$e_{D_i}(A_i(t)) = \begin{cases} \frac{M_i}{(D_i + \frac{M_i}{P_i})} \; if \quad 0 \leq D_i \leq M_i \times (\frac{1}{R_i} - \frac{1}{P_i}) \\ R_i \quad If \quad D_i \geq M_i \times (\frac{1}{R_i} - \frac{1}{P_i}) \end{cases} \tag{3}$$

제안되는 트래픽 관리 기법이 QoS가 요구되는 서비스에 지연 제약과 손실 없는 QoS 요구를 보장함으로 DEB는 모든 QoS 소스에 제공되며 이것은 GPS 스케줄러를 통해 이루어진다. 스케줄러는 다음과 같이 작동되는데 여기서 시스템 안으로 유입되는 소스 각각의 가중치 ϕ_{QoS} 와 ϕ_{BE} 는 식 (4)와 같다.

$$\phi_{QoS_i} = e_{D_i}(A_i(t)), \quad \phi_{BE} = \frac{1}{N_{BE}}(C - \sum_i A_i(t)) \tag{4}$$

여기서 N_{BE} 는 전체 최선형 트래픽의 수와 같고 C는 가용 한 서비스 율이다. 이러한 가중치가 할당되면 각각의 QoS가 요구되는 소스들은 DEB와 같은 최소한의 서비스 율을 보장 받는데 이것은 QoS 소스가 지연 제약과 손실 없는 QoS 서비스를 보장 받는다는 것을 알 수 있다.

이제 제안하는 DEB기반의 GPS 스케줄러와 비율 기반 GPS 스케줄러[10]의 특성을 비교 한다. 다음의 예제들은 제안하는 기법이 같은 QoS를 보장하는 비율 기반 GPS 스케줄러보다 더 적은 대역폭을 사용하는 것을 보인다.

Lemma 1: 이기종의 QoS 보장을 제공하기 위해 DEB기반의 GPS 스케줄러는 같은 QoS를 보장하는 비율 기반 GPS 스케줄러보다 더 적은 대역폭을 요구한다.

Proof: 정의에 의해 $e_{D_i}(A_i(t))$ 는 $t = -D_i$ 에서

Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd. www.dbpia.co.kr

의 시간 축으로 그려진 도착 곡선에tangent의 경사를 가진다. $e_{D_i}(A_i(t))\times t + D_i \times e_{D_i}(A_i(t))$ 와 $A_i(t)$ 곡선의 교차점을 점 (A_i) 로 놓고 $t_{point\,A}$ 를 시간 축으로 하면 서비스 율을 $C_{out} < e_{D_i}(A_i(t))$ 로 가정할 수 있다. 그러면 서비스된 플로우는 $W(t) = C_{out} \times t$ 와 같이 표현된다. 따라서 시간 $t = t_{point\,A_i}$ 에서 나온 비트는 지연시간 D_i' 로 나타낼 수 있다. 또한 D_i' 는 D_i 보다는 크다.

이제 우리는 n개의 QoS가 요구되는 소스들이 있는 액세스 망을 고려한 GPS환경을 고려하는데 이 QoS가 요구되는 소스들은 최대 율 Pi, 평균 율 Ri 와 최대 버스트 Mi인 리키 버킷 기법 (P_i, R_i, M_i) 에 의해 제약된다 [11].

Case1: 만약 $D_i \geq M_i \times (1/R_i - 1/P_i)$ 이면, 소스 i의 DEB는 평균율 R_i 와 같고 비율 기반 GPS 스케줄러 또한 소스 i에 평균율 R_i 의 비율을 제공할 것이다. 이 경우 제안되는 기법에 의해 요구되는 대역폭 또한 비율 기반 GPS 스케줄러에 의해 요구되는 대역폭과 같다.

Case 2: 만약 수식 (2)에 의해 지연 범위 Di가 $0 \leq D_i \leq M_i \times (1/R_i - 1/P_i)$ 이면, 소스 i의 DEB는 식 (5)와 같고

$$e_{D_i} = M_i / (D_i + M_i/P_i), \quad \forall i \in \{1, \cdots, n\} \tag{5}$$

전체적으로 요구되는 대역폭은 식 (6)과 같다.

$$C_{total}^{DEB} = \sum_i e_{D_i} = \sum_i \left(M_i / (D_i + M_i/P_i) \right) \tag{6}$$

비율 기반 GPS 스케줄러는 평균율 Ri에 의해 각 소스에 서비스 율을 제공하고,(수식 (7))

$$r_i = \frac{R_i}{\sum_i R_i} C^{GPS} \tag{7}$$

각 소스 i의 예상 지연 시간은 식 (8)과같이 계산되어 진다.

$$d_i = \frac{M_i}{r_i} - \frac{M_i}{P_i} = \frac{M_i}{R_i \times C^{GPS}} \times \sum_i R_i - \frac{M_i}{P_i} \tag{8}$$

QoS 요구를 보장 하기 위해 예상 지연 시간 d_i 는 어떤 QoS 소스에 대해서도 지연 범위 D_i 보다 커서는 안 된다: $d_i \leq D_i$, 따라서 d_i 는 식 (9)와 같음을 알 수 있고

$$d_i = \frac{M_i}{R_i \times C^{GPS}} \times \sum_i R_i - \frac{M_i}{P_i} \leq D_i$$

$$\Rightarrow \frac{R_i}{\sum_i R_i} C^{GPS} \geq \frac{M_i}{D_i + M_i/P_i}, \quad \forall i \in \{1, \cdots, n\} \tag{9}$$

식 (9)와 식(6)을 비교하면 식 (10)을 얻을 수 있다.

$$r_i^{GPS} \geq e_{D_i}, \quad \forall i \in \{1, \cdots, n\} \tag{10}$$

어떠한 유입 트래픽에 대해서도 지연 범위를 보장하는 것을 보여주는 식(10)에서 보여지는 차이는 DEB 기반의 GPS 스케줄러가 비율 기반의 GPS 스케줄러 기법보다 더 적은 대역폭이 요구된다는 것을 보인다. 따라서 축적된 대역폭 C_{total}^{DEB} 또한 비율 기반 GPS에서 요구되어지는 대역폭 C^{GPS} 보다 작다.

(Q.E.D)

우리는 여기서 더 나아가 더욱 정교한 지연 범위에 의한 대역폭의 효용성을 고려 하였다. 유입되는 최선형트래픽 Ai(t)의 평균율 R_i 와 최대 버킷 크기 M_i 가 주어질 때, 최대 큐잉 지연, d_i^* 와 최대 백로그, q_i^* 에 대한 완화 범위는 다음과 같이주어진다 [6].

$$d_i^* \leq \frac{M_i}{R_i} \quad and \quad q_i^* \leq M_i \tag{11}$$

이 영역을 완화 범위라고 하는 이유는 백로그가 없어질 때까지 세션 i가 일정한 비율 ri 로 서비스 되기 때문이다. 실제로 백로그된 세션들의 서비스 율은 완료된 백로그된 주기들의 증가에 따라 증가

Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd. www.dbpia.co.kr

되어 지는데 이것은 백로그가 완료된 각 세션들에 의해 일정한 가중치를 백로그 세션들에게 대역폭이 분배되어 지기 때문이다. Szabo는 세션들의 백로그가 끝나는 시간을 택하여 지연시간 d_i^* 의 세밀한 영역을 계산하기 위한 두 단계의 알고리즘을 주장하였다 [11].

Lemma 2: $L=\{L(i)\,|\,i=1,\cdots,N\}$ 은 L(i)의 집합으로 L(i) 는 i번째 완료되는 백로그 세션을 나타낸다. 세션 L(i)의 백로그가 0이 될 때를 tL(i)로 나타낸다. 그리고 $r_j^{(k)}$ 는 $[t_{L(k-1)}, t_{L(k)}]$ 의 서비스 간격인 세션 j 이다. 따라서 유형별지연 범위는 다음과 같이 주어진다.

CASE1: $r_i(t) \geq R_i$ 이면 $d_i^* = \tau_i$ (여기서 τ_i 는 $W_i(0,\tau_i) = \int_0^{\tau_i} r_i(t)dt = M_i$ 로 규정된다.)

CASE2: $r_i(t) < R_i$ 이면 지연 범위는 식 (12)와 같이 계산될 수 있다.

$$d_i^* = t_{L(j)} - \frac{W_i(0,t_{L(j)}) - M_i}{R_i} \tag{12}$$

Proof: 정의에 의해 $t_{L(0)} = 0$ 이면 시스템이 시작되어 $[0, t_{L(1)}]$ 동안 모든 세션은 최소한의 보장된 비율로 서비스 되고 세션 idp 요구되는 시간은 $t_{i,1} = {M_i}/{r_i^{(1)}} - R_i$ 로 나타내어 지고, tL(1) 는 백로그가 처음 완료되는 세션으로 계산할 수 있다. $t_{L(1)}$ 과 $t_{L(2)}$ 사이의 세션 L(1)는 backlog가 없고 $R_{L(1)}$ 로 서비스 된다. 이 기간 동안 여전히 백로그 세션 상태인 서비스 율은식 (13)과 같다.

$$r_j^{(2)} = r_j + \frac{r_j}{\sum_{i=1}^{N} r_j - r_{L(1)}}(r_{L(1)} - R_{L(1)}),$$
$$j \in \{1,\cdots,N\} \setminus \{L(1)\} \tag{13}$$

따라서 $[t_{L(k-1)}, t_{L(k)}]$ 의 기간 동안 시스템 안에서 백로그 된 세션 j는 다음과 같은 서비스율로 서비스 된다.

$$r_j^{(k)} = \frac{(C - \sum_{l=1}^{k-1} R_{L(l)})r_j}{\sum_{i=1}^{N} r_j - \sum_{l=1}^{k-1} r_{L(l)}}, \quad j \in \{1,\ldots,N\} \setminus \{\bigcup_{m=1}^{k-1} L(m)\} \tag{14}$$

K번째 여전히백로그인 세션의 종료 시간은 식 (15)와 같다.

$$t_{i,k} = \frac{\sigma_i + \sum_{j=1}^{k-1} r_i^{(j)}(t_{L(j-1)} - t_{L(j)}) + r_i^{(k)} t_{L(k-1)}}{r_i^{(k)} - M_i} \tag{15}$$

$t_{L(k)}$ 는 $i \in \{1,\cdots,N\} \setminus \{\bigcup_{j=1}^{k-1} L(j)\}$ 에서 계산되어진다.

$$t_{L(k)} = \min\{t_{i,k} \,|\, t_{i,k} > 0; \quad i \in \{1,\cdots,N\} \setminus \{\bigcup_{j=1}^{k-1} L(j)\}\} \tag{16}$$

(Q.E.D)

3.3 QoS가 요구되는 지연시간 변이 오차에 관한 분석

이 절에서는 지연시간 변동 오차(delay variation tolerance)에 관해 논의한다. 이러한 지연시간 변이를 제약함으로 보다 효율적인 대역폭과 버퍼의 사용을 하는 결과를 초래한다. 여기서는 오직 하나의 ONU에 여러 소스들이 포함되는 경우를 고려하는데 하나의 슬레이브 스케줄러가 이러한 소스간의 지연시간 변이의 제약을 제어하기위해 ONU에 장착된다. 그것은 유입되는 트래픽의 모든 패킷의 도착 시간과 서비스 시간이 이 GPS 스케줄러에 의해 모두 기록되는 것을 뜻한다. 각 소스의 지연시간과 소스간의 지연시간 변이 또한이 스케줄러에 의해 계산되어진다. 지연시간 변이에 대한 성능을 향상시키기 위해 각 QoS 소스의 큐 길이 정보는 백로그 완료 시간을 계산하기 위해 이local GPS 스케줄러에 의해 수집되고, 소스 중에서 백로그가 완료되면 백로그가 끝나지 않은 곳으로백로그가 완료된 곳에서 회수된 대역폭을 가중치에 따라서 재 할당한다. 따라서 백로그된 소스의 서비스 율은향상되어 백로그 완료 주기가 짧아진다.

Theorem 1: 만일 Lemma 1에서처럼 마스터 스케줄러가 OLT에서 DEB-GPS 스케줄링을 하고 Lemma 2에서처럼 ONU에 위치한 슬레이브 스케줄러가 rate reallocation 기법을 사용 한다면, Dual 스케줄러 시스템은 QoS가 요구되는 트래픽의 지연

Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd. www.dbpia.co.kr

시간의 변이를 최적화 시킨다.

Proof: 여기서는 ONU에 위치한 QoS가 요구되는 소스의 지연 시간 변이의 오차의 경우를 고려한다. QoS가 요구되는 소스 Si와 Sj를 고려하면, 소스들의 도착 율은 $A_i(t)$ 와 $A_j(t)$ 로 나타낼 수 있고 지연 범위는 각각 Di 와 Dj로 나타낼 수 있다. 지연 범위를 보장 하기 위해 OLT는 적어도 소스 Si에는 $e_{D_i}(A_i(t))$ 와 소스 Sj에는 $e_{D_j}(A_j(t))$ 를 할당 하여야 한다. 따라서 Si와 Sj간의 지연 시간과 지연 변이는 식 (17)과 같이 계산 될 수 있다.

$$\begin{cases} d_i(t) = \dfrac{A_i(t) - e_{D_i}(A_i) \times t}{e_{D_i}(A_i)} \le D_i \\ d_j(t) = \dfrac{A_j(t) - e_{D_j}(A_j) \times t}{e_{D_j}(A_j)} \le D_j \\ \left| d_i(t) - d_j(t) \right| \le \Delta \end{cases} \quad (17)$$

식 (17)의 제약은 두 가지의 상반되는 목적을 나타낸다. 게다가 지연 제약은유입되는 트래픽을 가능한 한 빠르게 서비스 할 것이다. Lemma 1에서 OLT의 마스터 스케줄러인 DEB-GPS스케줄러는 각각의 소스에 지연 범위가보장되는 대역폭을 제공한다는 것을 알 수 있다. 그러나 트래픽에 대한 서비스가 너무 빠르면 소스간의 지연 변이 제약이 위반될 수 있다. 따라서 Lemma 2에 규정된 순환 작용은 대역폭 할당을 더욱 효과적으로 하기 위해 슬레이브 스케줄러에서 작동된다. 이 향상된 대역폭 할당은 각각의 QoS 소스들의 지연 변이를 줄여주고 지연 시간을 향상 시켜 준다.

(Q.E.D)

3.4 Dual GPS 스케줄러의 구조 및 제어 프로토콜

OLT에서 ONU의 순서에 따라 상향 전송을 스케줄링 하는 기존의 DBA 알고리즘과 비교하여 제안된 이중 스케줄러 기법은 대역폭 할당을 ONU와 OLT 양쪽에서 수행한다. 그림 4와 그림 5에서 보여지는 것과 같이 OLT에서는 서로 다른 QoS class에 대한 요구가 서로 다른 ONU로부터 수집되고 QoS 클래스에 따라서 대역폭 할당이 계산되고 다중화 되며 ONU에서는 큐 상태와 QoS 제약을 기반을 기반으로 OLT에서 할당된 대역폭을 더욱 적절하게 사용할 수 있도록 한다.

그림 6에서IEEE802.3ah에서 제안되는 E-PON 제어 프로토콜의 게이트(Gate)와 리포트(Report) 메시지를 볼 수 있는데 리포트 메시지의 큐정보 메시지를 통해 OLT는 각 ONU큐의 정보를 받아들여 스케줄링을 하며 제안되는 Dual-GPS 스케줄러의 제어 프로토콜은 이 리포트 메시지의 큐에 따라 서비스를 차등 적용하여 QoS정보를 전달한다.

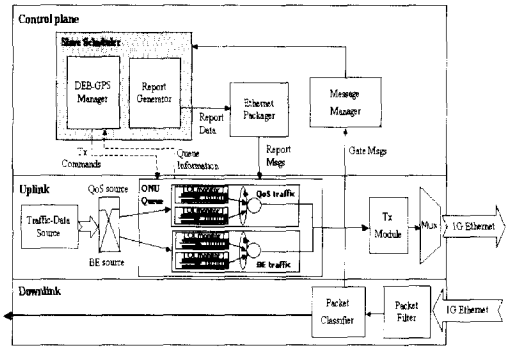


그림 4. 제안하는 ONU의 구조

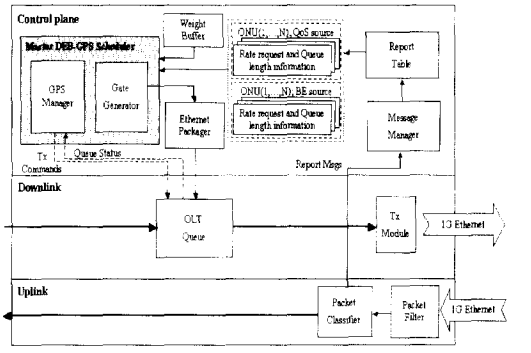


그림 5. 제안하는 OLT의 구조

	Octets
Destination Address	6
Source Address	6
Length/Type=88-08	2
Opcode	2
Timestamp	4
Number of grant/Flags	1
Grant #1 Length	2
Grant #1 Start time	4
Grant #2 Length	0/2
Grant #2 Start time	0/4
Grant #3 Length	0/2
Grant #3 Start time	0/4
Grant #4 Length	0/2
Grant #4 Start time	0/4
IDLE sequence counter	0/4
Pad/Reserved	9-31
FCS	4

(a) Gate MPCPDU

	Octets
Destination Address	6
Source Address	6
Length/Type=88-08	2
Opcode	2
Timestamp	4
Report bitmap	1
Queue #0 Report	0/4
Queue #1 Report	0/4
Queue #2 Report	0/4
Queue #3 Report	0/4
Queue #4 Report	0/4
Queue #5 Report	0/4
Queue #6 Report	0/4
Queue #7 Report	0/4
Pad/Reserved	7-39
FCS	4

(b) Report MPCPDU

그림6. E PON 제어 프로토콜

Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd. www.dbpia.co.kr

또한 그림 7은 제안되는 Dual-GPS 스케줄러의 컨트롤 메시지 전달 과정을 나타내고 있는데 먼저 각 ONU와 OLT는 Register_REQ, Register, Register_ACK MPCPDU의 메시지로 각 ONU가 OLT에 등록되고 각 ONU의 정보를 OLT에 전달하는데 이때 각 ONU의 모니터링된 큐의 상태 정보 및 시간 정보가 전달되며 OLT는 각 ONU에 시간정보를 포함한 허용 대역폭의 정보를 Gate 메시지를 통해 전달한다. 제안되는 Dual-GPS 기법을 위한 메시지 전달 과정은 두 가지 타입으로 분류되는데 게이트의 전달 방법을 각각의 메시지로 분류하여 전달하는 방법(Type A)과E-PON의 하향 브로드캐스트 특성을 이용해 하나의 데이터 유닛에 각 ONU의 게이트 메시지를 전달하는 방법(Type B)의 두 가지로 운용될 수 있다.

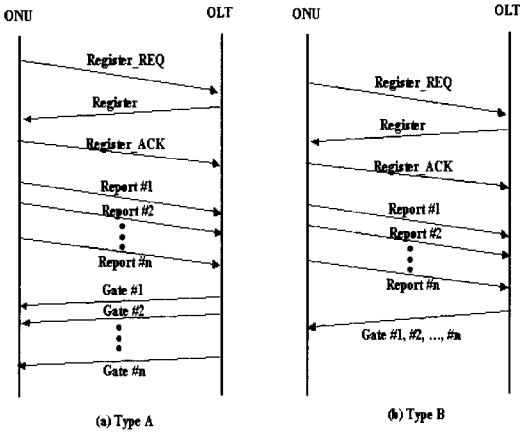


그림7. MPCP를 이용한 Dual-GPS 제어 절차

3.4 Dual GPS 스케줄러의 대역폭 할당 기법

Step1: OLT와 ONU는 주기적으로 물리적 계층 운영 관리를 위한 메시지를 통해 OLT와 ONU의 시간을 동기화 시키며 OLT의 마스터 스케줄러는 ONU로부터 슬롯할당 요청 및 버퍼 상태의 정보들을 받아 할당될 슬롯의 정보 및 허용 메시지를 주기적으로 각각의 ONU에 할당한다.

Step2: OLT의 마스터 스케줄러는 ONU가 가진 정보에 따라 요청된 요구에 따라스케줄링을 한다

(1) 각각의 ONU에서 수집된 트래픽 요청의 QoS 클래스에 따라 요구되는 정보 테이블들을 갱신하고 계산한다.

(2) 서비스의 품질 보장이 요구되는 QoS 트래픽에 DEB에 의해 우선적으로 고정된 높은 가중치를 두고 대역폭(슬롯)을 할당한다.

(3) 할당 가능한 전체 대역폭에서 QoS 트래픽을 위해 할당된 대역폭을 감한 대역폭을 미리 계산하여 전체 최선형 트래픽의 수로 나누어 가중치를 다시 계산하고 부여된 가중치에 의해최선형 서비스 트래픽에 대역폭을 할당하고, ONU에 있는 슬레이브 스케줄러는 ONU 내부 버퍼가 비워지는 시간 간격을 참조하여 계산된 버퍼 길이 정보를 참조한다.

Step3: ONU의 슬레이브 스케줄러는 OLT로부터의 허용된 대역폭에 의해 자신의 트래픽을 스케줄링 한다.

(1) ONU에 도착하는 트래픽의 종류와 OLT에서 ONU로 할당된 대역폭에 따라서 ONU에 있는 GPS 스케줄러에 의해 각 트래픽 패킷의 도착과 트래픽의 길이에 따라 예상되는 서비스 시간을 계산한다.

(2) 각 소스의 지연시간을 계산하고 지연 시간이 작은 순서대로 순서화 한다.

(3) 미리 규정된 지연 변이Δ로 처음과 마지막의 지연 변이를 비교하여 허용오차를 위반 하지 않으면 할당된 대역폭에 서비스를 시작하고 Δ가 위반되면 할당된처음과 마지막의 지연 변이를 산술 평균으로 재 할당하여 다시 비교한다.

Ⅳ.성능평가및분석

이 절에서는 한 개의 OLT와 N개의 ONU로 구성된 수동형 광 네트워크에서 제안되는 Dual-GPS 기법의 특성을 보이고 IPACT 기법 [9]과 시뮬레이션 결과를 비교해 보인다. 여기서 ONU와 OLT간의 RTT(Round Trip Time)은 실제 광 fiber의 지연시간을 고려하였으며 각 ONU에서 OLT간의 거리는IEEE802.3ah에서 제안되는 10~20Km중 20Km로 일정하게 위치하였고 각 링크는 1,000Mbps로 설정하여 ONU의 수를 1에서 24까지 증가 시키며 시뮬레이션을 시행하였다.

시스템의 성능을 평가하기 위해 E-PON의 특성에 부합되도록 트래픽은 자기 유사(Self-similar) 특성을 가진 Pareto 분포 ON/OFF 트래픽을 사용하였으며 본 시뮬레이션에서는 ON/OFF 주기

Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd. www.dbpia.co.kr

10ms와 형상 지수를 1.4로 사용하였다 [9][14]. 또한 트래픽의 부하는 각각의 ONU에서 0.1에서 0.9까지 변화 시키며 시뮬레이션 하였다. 그리고 제안되는 Dual-GPS 스케줄러의 특성을보이기 위해 유입되는 트래픽을 크게 QoS 트래픽과 BE(Best Effort) 트래픽 두 종류로 분류하였으며 QoS서비스와 BE서비스의비율은 현재 QoS에 대한 요구가 30%가 넘지않는 인터넷 사용을 반영하여 각 ONU에서 0.3대 0.7로 할당하여 설정하였다. 여기서 QoS트래픽은 지연 범위가 타이트(0, 1ms)하고 지연 변이가 0.2ms보다 작은 QoS1과 지연 범위(0, 2ms)가 약간 완화되고 지연 변이가 0.4ms이하인 QoS2의 두 종류로 분류 하였으며 최선형 트래픽 또한BE1과 BE2로 분류하였는데 BE1이 BE2보다 우선하도록 하였다.

제안된 알고리즘과 IPACT 알고리즘의 성능을 비교 평가 하기위해 먼저 참고문헌 [9]와 동일한 환경의 모델을 생성하여 시뮬레이션을 수행하였다. 그림 8은 16개의 ONU에 각각 할당된 트래픽 하중에 따른 평균 지연 시간의 그래프를 나타내고 있는데 여기서 IPACT기법이 부하가 작을 때에는 지연시간의 성능이 좋은 편이나 부하가 증가 할수록 지연시간의 성능이 급격히 감소 한다는 것을 알 수 있다. 이것은 2절에서 언급된 바와 같이 ONU의 수가 적을 때는 지연 시간과 지연 변이가 작으나 ONU의 수가 증가 함에 따라 지연 시간과 지연 변이의 성능이 점차악화 되는 것을 보여 주는 것이다. 또한 IPACT는 효율적인 대역폭의 이용에 집중하고 있기 때문에 QoS가 요구되는 트래픽에 대해 QoS를 보장하는 기법을 가지고 있지못한 단점을 가지고 있다. 그리고 부하가 0.5이상일 때 대부분의 QoS서비스들을 보장할 수 없을 정도로 지연시간이 급격히 증가하고 서로 다른 QoS를 보장 하는 것을 제공하지 못하는데 이것은 IPACT 기법이 대역폭의 활용에만 집중하고 있기 때문이다.

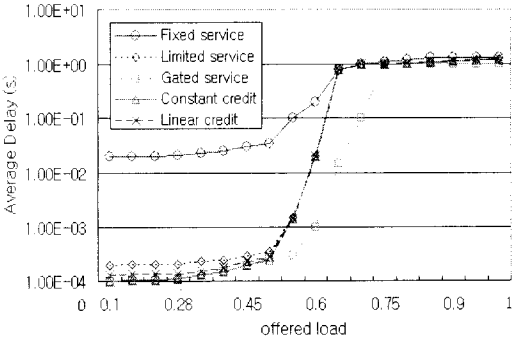


그림 8. IPACT 기법의 평균 지연 시간

그림 9는 제안되는 기법의 ONU의 트래픽 하중 변화에따른 평균 지연 시간을 보여 주는데여기서 제안되는 기법이 서로 다른 요구를 소스들에 대해 서로 다른 서비스를 제공함을 알 수 있으며 QoS 서비스들의 지연시간이 매우 낮음을 보여주고 있고 BE 서비스에 대해서도 상당히 좋은 성능을 나타내고 있음을 알 수 있다. QoS서비스와 비교하여 BE 서비스가 상대적으로 지연시간이 큰 폭으로 증가함은 제안되는 기법이 항상 QoS 트래픽을 먼저 보장하여 주기때문이다. QoS 서비스는 매우 작은 지연시간을 보인다. 그리고 QoS 서비스들의 지연시간이 0.2ms 이내이지만 QoS1이 QoS2보다 좀더 까다로운 지연 범위를 보이고있다. 트래픽 로드가 0.5이하일 때 최선형 서비스 또한 풍족한 대역폭으로 인해 지연 시간이 작지만 트래픽 로드가 점점증가 할수록 지연 시간의 성능이 저하됨을 알 수 있다. 그리고 BE1 서비스가 BE2보다 높은 우선순위로 인해 평균 지연 시간이 다소 낮다. 또한 서로 다른 트래픽에 대해 로드를 증가 시키면서 제안되는 기법에 대한 지연 시간 변이의 특성을 평가 하였는데 그림 10에서 각각의 ONU에 할당된부하의 증가에 따른 평균 지연 시간 변이를 보여주고 있고 QoS 서비스에 대한 지연 시간 변이를 보장 하고 있음을 알 수 있다.

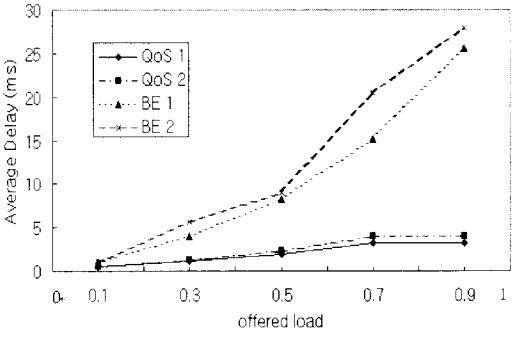


그림 9. 네트워크 부하에 따른 평균 지연 시간

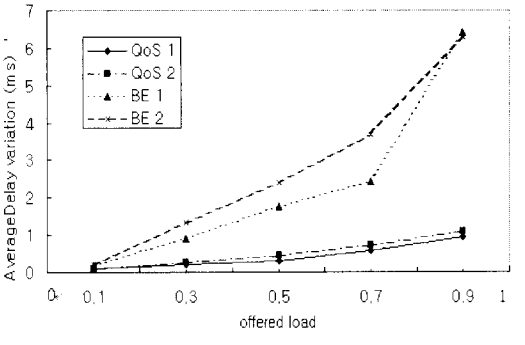


그림 10. 네트워크 부하에 따른 평균 지연 변이

www.dbpia.co.kr
Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd.

그림 11은 ONU의 증가에 따른 평균 지연 시간을 보여준다. 마찬가지로 QoS 서비스에 대한 지연 시간이 보장됨을 알 수 있으며 18개의 ONU까지 BE 서비스 또한1ms내의 지연시간을 볼 수 있다. 하지만 ONU의 수가 더욱 증가 되면 BE 서비스의 지연 시간의 성능이 저하됨을 알 수 있다. 또한 우리는 ONU수의 증가에 따른 제안되는 기법의 지연 시간 변이에 대해서도 시뮬레이션을 하였는데 그림 12에서 ONU 수의 증가에 대한 지연시간 변이의 특성을 볼 수 있다. 이 그림에서 우리는 제안되는 기법이 QoS 서비스에 대해 요구되는 QoS를 보장할 수 있음을 알 수 있고 BE 서비스에 대해서도 지연시간 변이를 수용할 만한범위에 있음을 볼수 있다. ONU수가 증가하여도 QoS 트래픽에 대한 지연 시간 변이는 거의 변화하지 않음을 알 수 있는데 이것은 제안되는 기법이 항상 각 ONU의 QoS요구에 대해 OLT에서 보장된 대역폭을 할당 하기 때문이다.

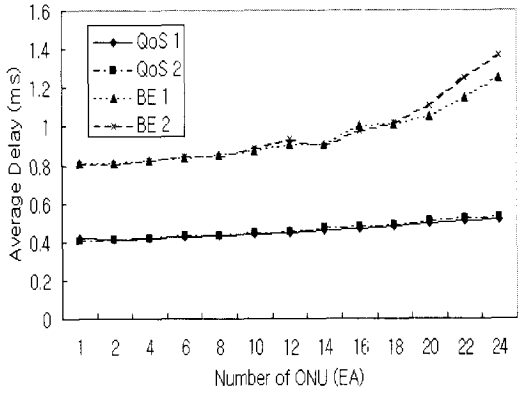


그림11. ONU 수에 따른 평균지연 시간

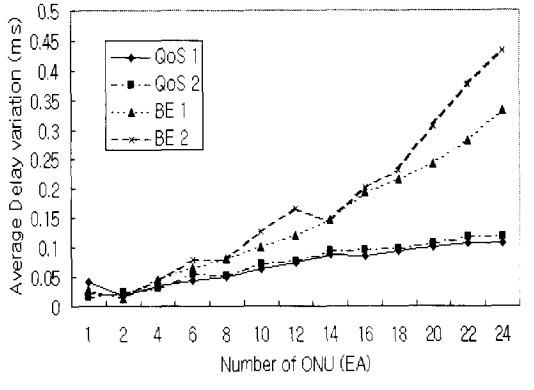


그림 12. ONU수에 따른 평균 지연 변이

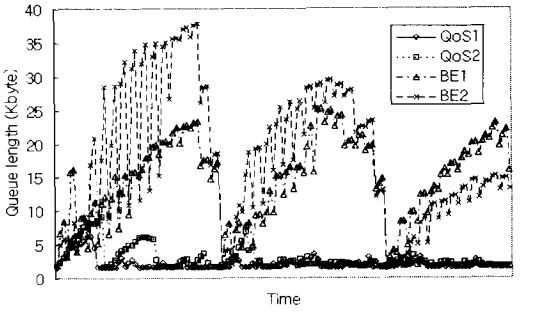


그림 13. 큐 길이 상태 변화(ONU=16)

그림 13은 16개의 ONU에 대한 큐 길이의 변화를 나타내고 있으며 증가하는 하중에 대한 평균 큐 길이는 그림 14에서 볼 수 있다.

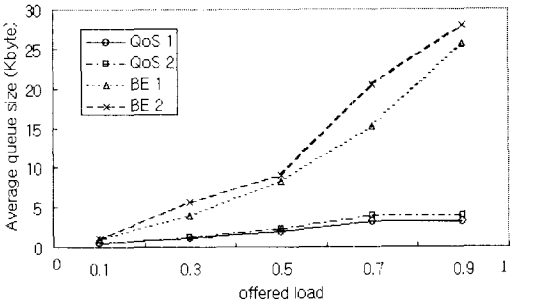
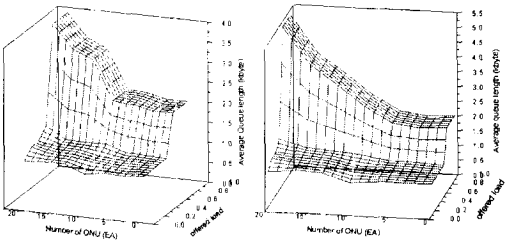
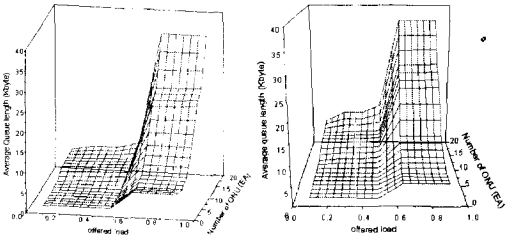


그림 14. 네트워크 부하에 따른 ONU에서의 평균 큐길이(ONU=16)



(a) QoS1의 경우(b) QoS2의 경우



(c) BE1의 경우 (d) BE2의 경우

그림 15. 유입되는 트래픽 유형에 따른 평균 큐 길이 변화

Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd. www.dbpia.co.kr

그림 16은 서로 다른 요구를 가진 서비스에 대한 ONU 수의 증가와 각 ONU의 트래픽 부하 증가에 따른 평균 큐 길이를 나타낸다. 이 그림에서 제안되는 기법이 서로 다른 특성의 소스에 서로 다른 접근을 제공 함을 알 수 있다. QoS 서비스는 전체적으로 매우 낮은 큐 길이를 보이며 ONU 수가 작을 때 최선형 서비스의 큐 길이 또한 어느 정도 좋은 성능을 보여준다 하지만 ONU의 수가 증가 함에 따라 최선형 서비스의 큐 길이는 QoS 서비스와 비교하여 눈에 띄게 증가함을 알 수 있다. 이것은 제안된 기법이 항상QoS 소스에 대역폭을 보장 하고, ONU의 수가 증가 함에 따라 QoS 소스의 대역폭 요구도 증가 하여 최선형 서비스를 위해 할당할 대역폭이 감소 하기 때문이다.

V. 결 론

E PON은 광대역 서비스와 초고속 데이터 통신 서비스를 공급하기 위한 경제적인 해결책을 제공할 수 있는데, 여기서 우리는 가입자 망에서 E-PON의 성능을 향상 시키기 위해 논의 되어야 할 대역폭 할당 기능에 대해 평가 하고 논의 하였다. 그리고 서로다른 트래픽에 대해서 QoS를 보장하고 가입자 망의 가격을 낮추기 위해 효율적이면서도 간단하고 확장성이 우수한 해결책을 찾는 것은 매우 중요하다고 할 수 있다.

종래의 시간 분할 다중화 방식의 기법은 고정적인 슬롯을 할당하였을 시 유동적으로 변화하는 트래픽의 요구를 수용할 수 없는 문제점을 가지고 있으며 대역폭의 효율적인 이용이 어렵고 ONU의 수에 따라 지연시간이 길어져서 ONU의 확장성이 떨어져 QoS를 보장하기가 어려운 점이 있다. 따라서 효율적인 대역폭의 이용을 위해 유동적으로 슬롯을 할당하는 기법을 사용하게 되었다. 그러나 종래의 시간 분할 다중화 기법에서 유동적으로 대역폭을 할당하는 기법(IPACT등)들은 효율적인 대역폭의 이용에 집중하여 QoS를 보장하는 기법을 가지고 있지못한 단점을 가지고 있으며 이더넷의 트래픽 특성에 따라 공정한 대역폭 할당이 이루어지기 어렵고 ONU의 확장성또한 제약을 받는다.

우리는 제안하는 Dual-GPS 스케줄러를 통해 이더넷 수동형 광 네트워크에서 상향 데이터 전송 시 QoS가 요구되는 트래픽에 대해 제약된 지연시간과 지연 변이를 제어하는 기법과 이를 수용한 구조를 제시하였으며, 최선형 서비스에 최대한의 대역폭을 할당하면서 QoS 서비스에 동적으로 대역폭을 할당하기 위해 제안하는 이중 GPS 스케줄러 기법은 품질 보장이 요구되는 특정 트래픽의 제약된 지연시간과 지연 변이를 보장하여 서비스의 품질을 보장할 수 있다는 것을 보이고 있으며 제안하는 기법이 기존의 기법과 비교하여 간단하고 확장성이 뛰어난 기법임을 알수 있다.

참 고 문 헌

[1] ITU-T Recommendation G.983.1, "Broadband optical access systems based on passive optical networks(PON)", Oct. 1998

[2] ITU-T Recommendation G.983.4, "A broadband optical access system with increased service capability using dynamic bandwidth assignment", Nov. 2001

[3] ITU-T Recommendation G.983.1, "Broadband optical access systems based on passive optical networks(PON)", October 1998

[4] IEEE 802.3ah Ethernet in the First Mile Task Force http://www.ieee802.org/3/efm/index.html

[5] Nagao SHIMADA, Tomohiro SHINOMIYA, Haruo YAMASHITA, "Dynamic Bandwidth Assignment for ATM-PON Systems", Proceedings 10th International Workshop on OHAN/FSAN2001, 2001

[6] A. K. Parekh and R. G. Gallager, "A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: The single-node case", IEEE/ACM Trans. On Networking, vol. 1, no. 3, pp. 344357, July, 1993

[7] A. K. Parekh and R. G. Gallager, "A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: The Multiple-node case", IEEE/ACM Trans. On Networking, vol. 2, no. 2, pp. 137150, April, 1994

[8] G. de Veciana and G. Kesidis, "Bandwidth allocation for multiple qualities of service using generalized processor sharing", IEEE Trans.

Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd. www.dbpia.co.kr

On Information Theory, Vol. 42, no. 1, 1996
[9] Glen Kramer, Biswanath Mukherjee, and Gerry Pesavento, "IPACT: A Dynamic Protocol for Ethernet PON," in Communications Magazine, February 2002
[10] Zhi-li Zhang, Don Towsley, and Jim Krose, "Statistical Analysis of the Generalized Processor Sharing Scheduling Discipline", in IEEE J. Select. Areas Commun., vol. 13, NO. 6, August 1995
[11] R. Szabo, P. Barta, F. Nemeth, etc, "Call Admission Control in Generalized Processor Sharing (GPS) Schedulers Using Non-Rate Proportional Weighting of Sessions", in IEEE INFORCOM2000
[12] Jean-Yves Le Boudec, "Network Calculus, Deterministic Effective Bandwidth and VBR Trunks", GLOBECOM'97, Page(s): 1349 -1354 vol.3
[13] Guillaume Urvoy-Keller and Ernst W. Biersack, "DSS: A Deterministic and Scalable QoS Provisioning Scheme", LNCD 2156, pp. 310-323, 2001
[14] Leland, W.E.; Taqqu, M.S.; Willinger, W.; Wilson, D.V. "On the self-similar nature of Ethernet traffic", Networking, IEEE/ACM Transactions on , Volume: 2 Issue: 1 , Feb. 1994 Page(s): 1 -15

Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd. www.dbpia.co.kr