

논문 2004-41TC-8-6

Ethernet PON 에서 가입자간 가중치 공평성을 보장하는 매체접근 제어 알고리즘의 설계 및 성능 분석

(Design and Performance Evaluation of a Media Access Control Algorithm
supporting Weighted Fairness among Users in Ethernet PON)

최 은 영*, 이 재 용*, 김 병 철*, 권 영 미*

(Eun Young Choi, Jae Yong Lee, Byung Chul Kim, and Young Mi Kwon)

요 약

본 논문에서는 Ethernet PON에서 가입자간 가중치 공평성을 보장하는 매체접근제어 알고리즘(IPDRR : Interleaved Polling with Deficit Round Robin)을 제안하고 성능 분석을 하였다. 제안된 IPDRR 기법의 목적은 기존 Ethernet PON의 TDMA나 Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time (IPACT) 방식에서 전송하려는 프레임의 크기가 자신에게 할당된 슬롯의 잔여 대역을 초과하는 경우 이러한 대역폭을 사용하지 못하게 되어 낭비되던 잔여 대역폭을 줄이고, 각 ONU별로 서비스 받는 트래픽 대역폭을 가중치에 비례해서 제공함으로써 각각의 ONU에게 공평성을 보장하는 것이다. 본 논문에서는 시뮬레이션을 통해 기존 Ethernet PON의 IPACT 스케줄링 방법이 트래픽의 특성에 따라서 불공정함을 보이고, 제안된 IPDRR 알고리즘이 ONU 별 공평성과 낭비되던 잔여 대역폭을 제거함으로써 효율이 향상된 것을보였다.

Abstract

This paper proposes and analyzes a new media access control (MAC) scheduling algorithm, "Interleaved Polling with Deficit Round Robin (IPDRR)"that supports weighted fairness among ONUs in Ethernet Passive Optical Network (PON). The purpose of the proposed IPDRR algorithm is not only to eliminate the unused bandwidth of upstream ONU traffic, but also to provide weighted fair sharing of upstream bandwidth among ONUs in Ethernet PON systems. Simulation results show that the IPDRR improves the utilization of upstream channel by removing the unused bandwidth and provides weighted fairness among ONUs, although the IPACT scheduling is unfair according to traffic characteristics.

Keywords : Ethernet passive optical network, media access control, weighted fair scheduling

I. 서 론

최근 들어 가입자들은 다양한 매체 접속의 호환성과 통신 시장의 변화에 가장 적당한 기술과 제반사항을 지원하며, 새로운 시스템 설치 및 새로운 망의 구성시 비용절감 효과를 누릴 수 있는 새로운 액세스 망 기술을 요구하고 있다. 이러한 망의 구성 중에 FTTH는 가입자 망의 궁극적인 구현 형태로서 일반 가정과 전화국을 광섬유로 연결하여 초고속 정보통신 서비스를 제공할

수 있는 차세대 가입자망 기술로 각광 받고 있다. 또한 가입자 망의 고속화를 위한 기술로 광섬유를 사용하는 수동 광 가입자망인 PON (Passive Optical Network)의 연구에 대한 관심이 고조되고 있다. 특히 인터넷 트래픽의 대부분을 차지하는 이더넷 프레임의 전송을 고려한 Ethernet PON (Passive Optical Network)이 차세대 광 가입자 망으로 각광받고 있다. 이를 구현하는 방법 중 하나인 Ethernet PON (EPON)은 수동형 광 분배기를 통해 하나의 Optical Line Terminal (OLT)과 다수의 Optical Network Unit (ONU) 들을 트리 모양의 분기 구조로 연결하고, 이더넷 프레임을 전달 단위로 사용한 고속 광 가입자 망 구성 기술이다. 또한 트리 모양

* 정회원, 충남대학교 정보통신공학부
(Dept. of Computer & Communications Engineering
Chungnam National University)
접수일자: 2004년3월8일, 수정완료일: 2004년8월4일

의 물리적 연결 특성으로 인해 외부 망에서 가입자로서의 하향 전송 흐름은 점대다점 방식으로 OLT로부터 모든 ONU에 브로드캐스트 되나, 가입자로부터 외부 망으로의 상향 전송 흐름은 각각의 ONU-OLT 간 점 대점 방식으로 이루어지므로 분산된 각각의 ONU가 하나의 OLT에 충돌 없이 데이터를 전달하기 위해 효율적인 매체접근제어(MAC) 기능이 요구된다^[1].

EPON에서 다수의 ONU가 하나의 OLT로의 상향 대역 접근을 위한 대역 할당 방식으로 기존에 제안된 방식 중 하나는 TDMA 방식이다. 이 TDMA 방식에 따르면 각 ONU에 고정 대역폭을 할당하고 해당 슬롯에 OLT로의 데이터를 전송하게 된다^{[2][3]}. 이러한 TDMA 방식은 구현 면에서 간단하지만, 동적으로 대역이 조정되지 않기 때문에 대역 활용 면에서 불리한 단점이 있다. 그리고 버스트한 망 트래픽의 성질로 인해 낮은 부하에서조차도 어떤 타임 슬롯은 오버플로우를 초래하여 몇 개의 타임 슬롯 주기 후로 패킷이 지연되는 결과를 가져오기도 하고, 전체 트래픽 부하가 높음에도 불구하고 어떤 타임 슬롯은 완전히 사용되지 않을 수도 있다. 기존 제안 방식 중 다른 하나는 Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time (IPACT)^[4]이다. 이 방식은 OLT가 각각의 ONU에게 보장된 트래픽의 양을 지정한 라운드에 GRANT 메시지를 보내는 것으로 상향 방향의 데이터에 전송 기회를 주고, 다음 ONU와의 왕복 지연 시간을 고려하여 사전에 다음 전송 기회를 다음 ONU에게 보내게 된다. GRANT 메시지를 받은 후에 그 ONU는 보장된 양의 트래픽을 전송하게 되고, REQUEST 메시지를 통하여 다음 라운드에서 필요한 타임 슬롯을 요구하게 된다. 이렇게 동작하는 IPACT는 ONU에게 할당하는 GRANT 메시지의 크기에 따라 fixed, limited, gated 서비스 등으로 나뉘어 질 수 있는데, 이들 스케줄링 중에서 가장 효과적인 스케줄링의 하나인 limited 서비스는 ONU가 요구한 트래픽을 허락하지만 초기에 설정된 최대 전송 크기 이내에서만 전송을 허락하게 된다. 그러나 이 방식에서는 제시된 일정한 최대 전송 양만큼을 전송함으로써 전송하려는 프레임의 크기가 자신에게 할당된 슬롯의 잔여 대역을 초과하는 경우 이러한 대역폭을 사용하지 못하고 다음 기회에 해당 프레임을 전송해야 하기 때문에 미사용 잔여 대역폭이 발생할 수 있다. 또한 각 ONU별로 트래픽 특성에 관계없이 데이터가 공평하게 전송되도록 하는 스케줄링 방안을 고려하지 못하였다.

본 논문에서는 위와 같은 문제점을 해결하기 위해 기

존 EPON에서 낭비되던 잔여 대역폭을 없애고, 각 ONU별로 서비스 받는 트래픽 대역폭을 가중치에 비례하여 제공함으로써 ONU별 공평성 보장이 이루어지도록 Deficit Round Robin(DRR) 방식을 이용하는 Inter-leaved Polling with Deficit Round Robin(IPDRR) 스케줄링 알고리즘을 제안하였다. 기존 제어방식은 ONU가 자신에게 할당된 최대 전송 데이터 양만큼 전송할 때, 전송하려는 프레임의 크기가 자신에게 할당된 슬롯의 잔여 대역과 일치한다면 낭비되는 대역이 없이 모두 전송되게 된다. 그러나 전송하려는 프레임의 크기가 자신에게 할당된 슬롯의 잔여 대역보다 조금이라도 초과한다면 이 대역을 사용하지 못하고 다음 사이클에 해당 프레임을 전송하기 때문에 미사용 대역폭 낭비가 발생된다. 반면에 제안된 IPDRR 알고리즘에서 각 ONU는 사이클마다 자신에게 할당된 최대 데이터 양만큼을 전송하되, 전송 할당량보다 남아있는 패킷 크기가 커서 전송할 수 없을 때는 남은 전송 할당량을 저장해 놓고 OLT로 보고하게 된다. 그리고 OLT에서는 다음 사이클에 해당ONU에게 전송 양을 할당할 때 이전 사이클에서 사용하지 못한 전송량을 더하여 할당해 줌으로써, 기존 EPON 스케줄링의 문제점이었던 사용되지 않는 대역폭의 문제점을 해결할 수 있다. 또한 각 ONU별로 서비스 받는 트래픽 대역폭을 가중치에 비례해서 제공함으로써 ONU별 가중치 공평성을 보장할 수도 있다.

다음으로 II장에서는 EPON의 기존 제어방식과 기존 제어방식의 fairness 문제점에 대하여 알아보고, III장에서는 가입자간 공평성 제공을 위해 제안된 IPDRR 알고리즘에 대하여 기술한다. IV장에서는 제안된 알고리즘의 성능을 분석하기 위해 sim++^[6]을 이용한 시뮬레이션을 실시하여 기존 방식에 비해 다수의 ONU간 가중치에 따른 공평성 보장과 미사용 낭비대역폭을 없앨 수 있음을 보이고, V장에서 결론과 향후 연구계획에 대하여 제시하고 끝을 맺는다.

II. 기존 EPON 방식과 인터리브드 폴링 기법의 fairness 문제점

접속 망에 적절한Ethernet PON (EPON) 시스템의 망 구성 토폴로지는 하나의 Optical Line Terminal (OLT)이 다수의 Optical Network Unit(ONU)과 공유되는 광케이블과 광분배기 (optical splitter/combiner)에 의해 트리 구조로 연결한다. 그림 1은 EPON 시스템 망 구성 모델을 보여주고 있다. R_D Mbps는 사용자에서

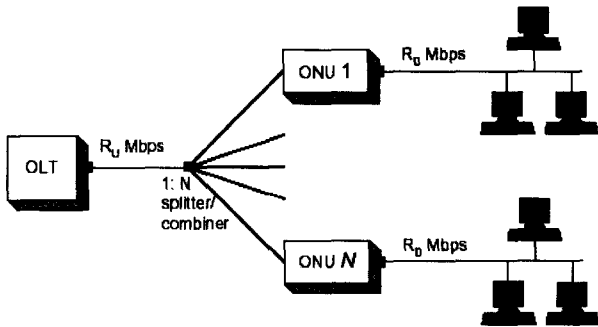


그림 1. EPON 시스템 망 구성 모델
Fig. 1. Network configuration model for EPON system.

ONU까지의 액세스 링크의 데이터 전송률을 나타내고, R_u Mbps는 ONU에서 OLT까지의 상향 링크의 데이터 전송률을 나타낸다.

또한 다른 EPON의 토폴로지로 링 형이나 버스형 등도 가능하다. EPON에서 모든 전송은 ONU들과 OLT 간에 이루어진다. 그러므로 하향 (OLT에서 ONU로)으로는 점대다점 망이고, 상향(ONU에서 OLT로)으로는 점대점 망이다. OLT는 CO에 위치하면서 광 접속망을 IP, ATM 또는 SONET 백본 망에 연결하고, ONU는 curb(FTTC인 경우)에 위치하거나 종단 사용자(FTTH, FTTB인 경우)에 위치하여 광대역 음성, 데이터 및 비디오 서비스를 제공한다.

기존 EPON 매체접근방식 중 TDMA 방식은 OLT로 ONU가 데이터를 전송하기 위해서는 자신의 큐 상태를 OLT에게 보고한 후, OLT에 의해 할당된 대역정보대로 데이터를 할당 받은 시간에 보내는 방식으로 이루어진다. PON 내에서 모든 전송은 ONU와 OLT 사이에서 이루어진다. 그러므로 OLT에서 모든 ONU로 전달되는 방송형태의 전송방식을 사용하므로 다수의 ONU가 OLT로 이더넷 프레임 전송하는 경우, 각 ONU에 해당 TDM 슬롯을 할당하여 해당 슬롯에 자신의 이더넷 프레임을 전송하는 방법을 사용한다. 이러한 TDMA 방식은 구현 면에서 간단하지만, 사용되지 못하는 평균 잔여 대역폭이 크고 자기유사성(self-similarity)을 가지는 데이터 트래픽의 경우 지연 시간이 커지게 되고 트래픽 처리율이 낮아지는 단점이 있다. 또한 동적으로 대역이 조정되지 않기 때문에 대역 활용면에서 불리한 단점이 있어 다양한 동적대역 할당 방식들이 현재 제안되고 있다^{[2][3]}.

기존 EPON방식의 다른 하나인 IPACT^[4] 방식은 TDMA 방식의 단점인 상향 채널 스케줄링의 타임슬롯 낭비를 막기 위해, 동적으로 대역폭을 할당하기 위해서

제안되었다. IPACT 방식은 OLT기반 폴링 방식으로 이전 ONU로부터 전송이 도착하기 전에 다음 ONU가 폴링 명령을 받는 인터리브드 폴링 방식을 사용한다. 예를들어 IPACT 방식은 다음과 같이 동작한다. OLT는 먼저 ONU i에게 GRANT 메시지를 보냄으로써 전송 기회를 주고, ONU i로부터 데이터를 수신하게 된다. 이때 ONU i는 데이터 전송 후 마지막에 REQUEST 메시지를 통하여 다음 사이클에서 전송하고자 하는 트래픽의 양을 요청하게 된다. OLT는 ONU i로부터 들어오는 데이터의 전송 완료 시점을 알 수 있으므로 ONU i+1과의 왕복 지연시간을 바탕으로 ONU i+1에서 도착하는 데이터가 ONU i로부터 데이터 수신 완료 후 즉시 수신될 수 있도록 전송 기회를 ONU i+1로 보내게 된다. 이렇게 동작하는 IPACT에서 GRANT 메시지는 다음 식(1)과 같이 스케줄링 된다.

$$G_j^{[i+1]} = \text{MAX} \left(G_j^{[i]} + r^{[i]} - r^{[i+1]} + \frac{W_j^{[i]}}{R_u} + B, G_{j-1}^{[i+1]} + r^{[i+1]} \right) \quad (1)$$

여기서 $G_j^{[i]}$ 는 j번째 GRANT 메시지가 i번째 ONU에 전송될 시각이고, $r^{[i]}$ 는 ONU i에 대한 RTT (Round Trip Time)이다. 다시 말해서 $G_j^{[i]} + r^{[i]}$ 는 i번째 ONU로부터 j번째 REQUEST 메시지가 수신되는 시각이다. 또한 $W_j^{[i]}$ 는 ONU i에 대한 j번째 윈도우 크기를 나타내고, R_u 는 상향 전송 속도(비트율)이고, B는 보호 시간(μs 단위)이다.

위 식(1)의 첫 번째 식은 ONU i의 전송 윈도우 ($W_j^{[i]}/R_u$) 직후 ONU i+1의 REQUEST 메시지가 보호대역(B) 이후 즉시 수신되도록 i+1번째 ONU의 GRANT 메시지 스케줄링을 의미한다. 두 번째 식은 같은 ONU로부터 REQUEST 메시지가 수신되기 전에 새로운 GRANT 메시지가 전송될 수 없음을 의미한다. 즉, 같은 ONU에 연속되는 두 GRANT 메시지 사이의 간격은 적어도 그 ONU에 대한 RTT와 같다. 이것은 GRANT 메시지가 이전 REQUEST 메시지에 포함된 정보(요구 윈도우 크기)를 필요로 하기 때문이다. 자세한 동작 과정은 그림 2에서 보는바와 같다. 이렇게 동작하는 IPACT의 경우, ONU에서 보내는 데이터를 일정한 양만큼 보낼 수도 있고 버퍼에 있는 데이터 양에 비례하여 전송할 수도 있다. 그러나 이 방식에서는 트래픽의 특성이나 현재 망의 상태에 관계없이 각 ONU

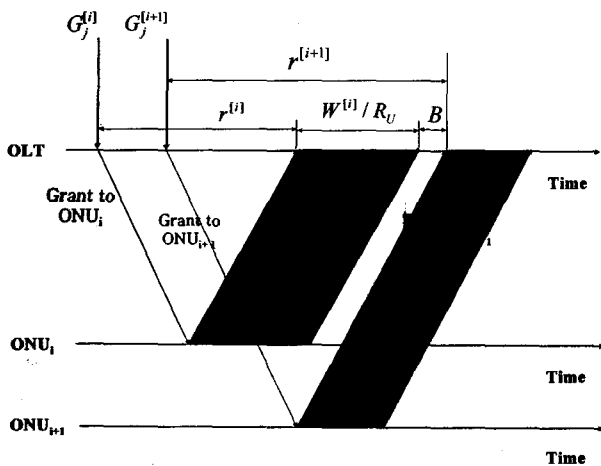


그림 2. IPACT의 상황대역 전송 스케줄링
Fig. 2. Upstream transmission scheduling in IPACT.

별로 데이터가공평하게 전달되도록 하는 스케줄링 방식이 고려되지 못했다는 것이다. 또한 TDMA와 동일하게 낭비되는 평균 잔여 대역폭이 크다는 단점이 있다.

따라서 본 논문에서는 이러한 단점을 해결하여 각 ONU별로 트래픽의 특성이나 현재 망의 상태에 관계없이 데이터가 가중치에 비례하게 전달될 수 있고 또한 사용되지 않는 대역폭이 없어지도록 하는 방안을 제시하고, 이러한 성능을 시뮬레이션을 통하여 분석한다.

III. 가입자간 가중치 공평성 보장을 위해 DRR을 사용한 매체접근제어 알고리즘 설계

본 장에서는 EPON에서 각 ONU별로 서비스 받는 트래픽 대역폭을 가중치에 비례하여 제공함으로써 ONU별 공평성을 보장하고, 또한 기존 EPON에서 자신에게 할당된 슬롯의 잔여 대역이 낭비되는 문제를 해결하기 위해 Deficit Round Robin (DRR)을 이용하여 새롭게 제안된 알고리즘(IPDRR)에 관하여 기술한다.

3.1 DRR의 동작

제안된 알고리즘에서 가입자간 공평성 제공을 위하여 사용된 DRR알고리즘^[5]은 각 큐의 가중치에 비례하는 quantum을 할당하고, 매 라운드마다 각각의 큐에서 quantum 양까지만 패킷을 전송한다. 만일 그때 사용하지 못한 quantum의 잔여 양이 있다면 그 양은 deficit counter에 저장한 후 다음 라운드에 더하여 사용된다. 각 라운드가 시작할 때는 deficit counter(처음엔 0)에 quantum을 더하고, 비어있는 큐의 deficit counter는 0으로 한다. 이렇게 동작함으로써 DRR 알고리즘은 공평

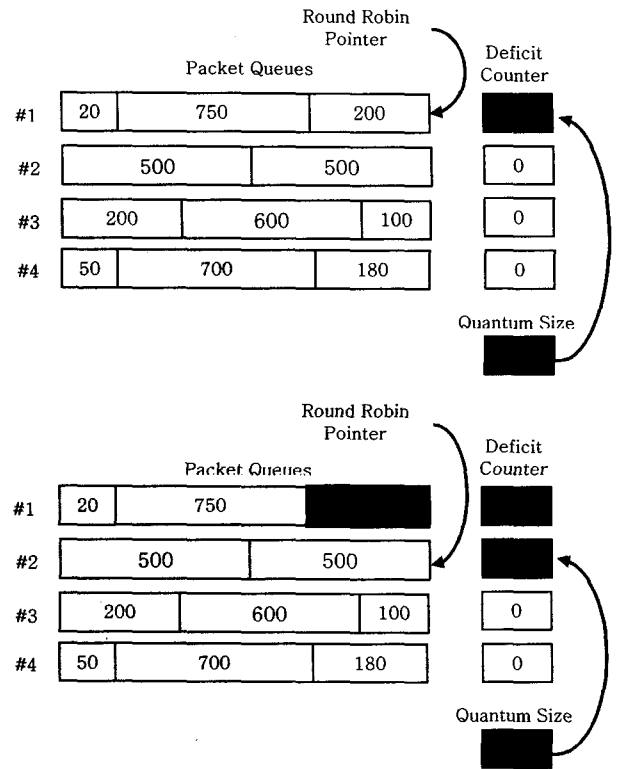


그림 3. DRR 알고리즘의 동작 예
Fig. 3. Operation example of DRR algorithm.

성을 제공한다.

그림 3은 DRR 알고리즘의 동작을 예로 보여준다. 만일 4개의 큐가 동일한 가중치와 quantum 500 바이트를 갖고, 현재 각각의 큐에 그림과 같은 크기의 패킷이 존재한다고 하자. 처음에 Round Robin Pointer가 가리키는 큐 #1에는 quantum 500 바이트가 할당된다.

이때 큐 #1에 저장되어 있는 200, 750, 20 바이트의 패킷이 quantum을 할당 받게 되는데, 할당 받은 quantum 양을 초과해서는 전송될 수 없으므로 200 바이트 크기의 패킷만을 전송할 수 있고, 750 바이트 크기의 패킷은 할당 받은 quantum을 초과했기 때문에 다음 라운드까지 기다려야 한다. 이때 큐 #1은 quantum 500 바이트를 할당 받고 200 바이트만을 전송하였기 때문에, 할당 받은 quantum의 나머지인 300 바이트는 다음 라운드에 더해져 패킷을 전송하기 위해 deficit counter에 저장된다. 따라서 다음 라운드에서 큐#1에 할당되는 양은 deficit 300바이트와 quantum 500바이트를 합쳐 800 바이트가 되므로 750바이트 패킷은 다음 라운드에서 서비스 될 수 있다. 다음으로 Round Robin Pointer는 두 번째 큐 #2를 가리키게 되고, 큐 #2에도 quantum 500 바이트가 할당된다. 그리고 할당 받은 quantum 양을 초과하지 않는 범위 내에서 500 바이트 크기의 패킷을 전

송하게 되는데, 이때 할당 받은 quantum 양과 전송될 패킷의 크기가 동일하므로 deficit counter에는 아무것도 저장하지 않게 된다. DRR 알고리즘은 이렇게 각각의 큐에 라운드마다 한 번씩 동일하게 quantum을 할당하여 패킷을 전송하는 동작을 하게 된다.

3.2 EPON의 가입자간 공평성 보장을 위한 스케줄링 알고리즘

본 논문에서는 EPON에서 각 ONU별로 서비스 받는 트래픽 대역폭을 가중치에 비례해서 제공함으로써 OLT와 ONU들은 트래픽 전송비율과 한 폴링 사이클 동안 전송할수 있는 최대 전송 트래픽 양을 설정하고 차례대로 자기순번에 트래픽을 전송함으로써 가입자간 공평성을 보장하는 매체제어 알고리즘인 IPDRR (Inter-leaved Polling with Deficit Round Robin)을 제안하고 성능 분석을 하였다.

제안된 IPDRR 알고리즘의 목적은 기존 EPON에서 낭비되던 잔여 대역폭을 제거하고, 각 ONU별로 서비스 받는 트래픽 대역폭을 가중치에 비례해서 제공함으로써 ONU별 가중치 공평성 보장하는 것이다. 만약 각 ONU의 가입자가 동일한 가중치를 갖는 계약을하였다면, 전송할 트래픽을 가지고 있는 ONU의 경우 임의의 시간 동안 서비스 되는 트래픽의 양이 동일하도록 만드는 것이다. 또한 각 가입자가 서비스 대역폭 가중치를 서로 다르게 갖는 경우 임의의 시간동안 서비스되는 트래픽 양이 해당 가중치에 비례해서 정해지도록 하는 것이다.

EPON의 기존 제어 방식에서는 ONU가 자신에게 할당된 최대 데이터 량인 W_{MAX} 만큼 전송할 때, 전송하려는 프레임의 크기가 자신에게 할당된 슬롯의 잔여 대역과 일치한다면 낭비되는 대역 없이 모두 전송되게 된다. 그러나 전송하려는 프레임 크기가 자신에게 할당된 슬롯의 잔여 대역보다 조금이라도 초과한다면 이 대역을 사용하지 못하고 다음 기회에 해당 프레임을 전송하기 때문에 대역폭이 낭비되는데, 이러한 대역의 낭비는 전체적인 시스템의 효율을 떨어뜨리게 된다. 따라서 제안된 알고리즘에서 각 ONU는 사이클마다 할당된 트래픽 양 만큼을 전송하되 전송 할당량보다 남아있는 패킷 크기가 커서 전송할 수 없을 때는 남은 전송 할당량을 저장해 놓고 OLT로 보고한다. 그리고 OLT에서는 다음 사이클에 해당 ONU에게 전송 양을 할당할 때 이전 사이클에서 사용하지 못한 전송량을 더하여 할당해 줌으로써, 제안된 알고리즘에서는 기존 EPON 스케줄링의 문제점이었던 사용되지 않는 대역폭의 문제점을 해결할

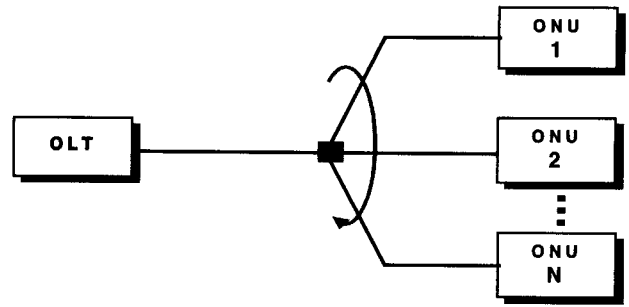


그림 4. IPDRR 알고리즘에 사용되는 EPON 시스템 모델
Fig. 4. EPON system model for IPDRR algorithm.

수 있다. 또한 각 ONU별로 서비스 받는 트래픽 대역폭을 가중치에 비례해서 제공함으로써 ONU별 가중치 공평성을 보장할 수도 있다.

그림 4는 본 논문에서 제안하는 EPON의 매체접근 제어 알고리즘을 적용하기 위한 EPON 시스템 망 구성 모델이다. IPDRR 스케줄링을 위하여 1:N 분기 구조로 망을 구성하였고, OLT와 ONU는 상당한 거리를 두고 떨어져 있어 단순한 round-robin polling 방식으로는 낭비되는 대역폭이 많기 때문에 매체접근 방식으로는 interleaved polling을 사용하였다. 그림 5에 나타난 것과 같이 ONU는 자신에게 할당된 전송시간의 마지막 부분에 다음 사이클에서 전송하고자 하는 트래픽 양에 대한 요청 (REQUEST) 프레임을 전송한다. 여기서 $V_i^{[j]}$ 는 ONU i 가 j 번째 사이클에서 OLT에게 요청하는 트래픽 전송량이다. OLT는 다음 사이클에서 해당 ONU에게 허락하는 트래픽 할당량을 명시한 허락 (GRANT) 프레임을 보내주어 ONU의 전송을 제어한다. 이때 $W_i^{[j]}$ 는 j 번째 사이클에서 ONU i 에게 할당되는 트래픽 전송 허용량이다.

가입자간 공평성 제공을 위해 본 논문에서 제안하는 DRR방식의 인터리브드 폴링 알고리즘은 다음과 같이 동작한다. 먼저 ONU와 OLT는 각 ONU 별 전송 가중치를 고려하여 각 ONU가 한 사이클에서 전송할 수 있는 트래픽 전송량을 결정한다. 즉, W_i^{MAX} 를 ONU i 에게 한 사이클동안 전송 허락된 할당량이라고 놓는다.

이 알고리즘에 따르면 각 ONU가 한 사이클에서 트래픽이 존재하는 한 최대 W_i^{MAX} 만큼의 트래픽을 전송할 수 있으며, 만일 잔여 대역폭 때문에 할당량을 채우지 못했다면 남은 할당량은 다음 사이클에 넘겨서 사용할 수 있다. j 번째 사이클에서 ONU i 가 사용하지 못하고 남은 양을 $S_i^{[j]}$ 라고 놓을 경우 j 번째 사이클에서 ONU i 가 OLT에게 REQUEST 프레임을 사용하여 요

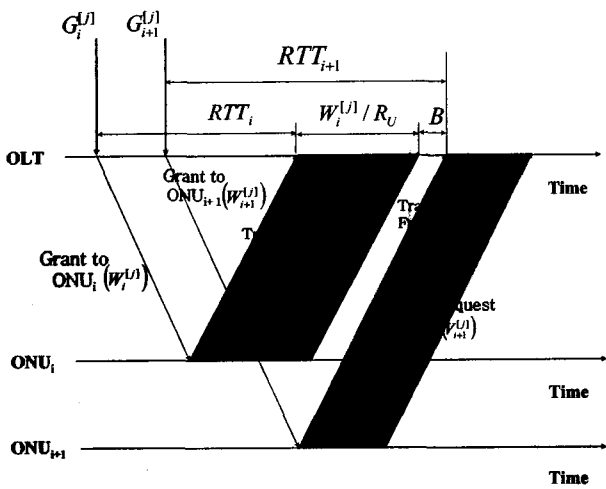


그림 5. IPDRR의 상황대역 전송 스케줄링
Fig. 5. Upstream transmission scheduling in IPDRR.

청하는 트래픽 양 $V_i^{j,l}$ 는 다음 식(2)와 같이 계산된다.

$$V_i^{j,l} = \begin{cases} \min\{L_i, \lfloor W_i^{MAX} + S_i^{j,l} \rfloor\} & \text{if } L_i > 0 \\ 0 & \text{if } L_i = 0 \end{cases} \quad (2)$$

여기서 L_i 는 현재 ONU i의 큐에 도착해서 저장되어 있는 트래픽의 양을 나타내고, $W_i^{MAX} + S_i^{j,l}$ 는 한 사이클당 할당량과 현재의 사이클에서 사용하지 못하고 남은 할당량의 합이다. 다시 말해 현재 사용하지 못한 양을 다음 사이클에서 사용함으로써 가중치 공정성을 유지하게 할 수 있다. 이 때 트래픽 요청량이 프레임 경계와 정확히 일치한다면 낭비되는 대역폭이 없지만, 실제로는 $W_i^{MAX} + S_i^{j,l}$ 이 정확히 프레임 경계와 일치하지 않을 확률이 높기 때문에 낭비되는 대역폭을 없애기 위해서 실제 할당량을 $W_i^{MAX} + S_i^{j,l}$ 를 넘지 않으면서 프레임 경계에 맞춘 값인 $\lfloor W_i^{MAX} + S_i^{j,l} \rfloor$ 으로 요청한다. 만약 ONU i의 버퍼에 대기하고 있는 패킷이 없을 때는 요청량 $V_i^{j,l} = 0$ 으로 하고 남은 할당량 $S_i^{j,l}$ 도 0으로 만든다. 이것은 보낼 트래픽이 없는 ONU에게 사이클마다 사용하지 않는 양을 계속 누적해서 쌓아두는 것은 공정성에 위배되기 때문이다. ONU i는 REQUEST 프레임에 요청량 $V_i^{j,l}$ 뿐만 아니라 현재 사이클에서 남은 전송량 $S_i^{j,l}$ 도 보내주어 OLT가 해당 정보를 유지할 수 있도록 해 준다.

j 번째 사이클에 요청된 $V_i^{j,l}$ 에 따라 j+1 번째 사이클에서 GRANT 프레임을 통해 ONU i에게 할당하는

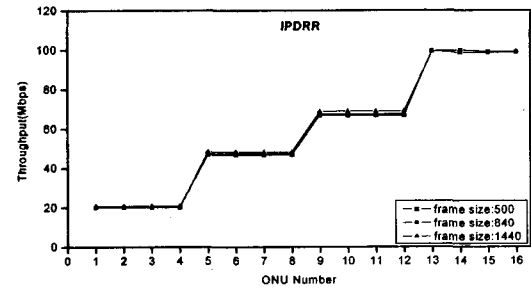
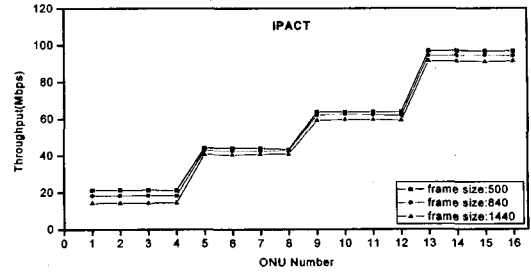


그림 6. 프레임 크기에 따른 IPACT와 IPDRR의 공정성 비교

Fig. 6. Fairness comparison between IPACT and IPDRR for various frame size.

트래픽 양 $W_i^{j,l}$ 는 다음 식(3)과 같이 계산된다.

$$W_i^{j+1,l} = \min\{V_i^{j,l}, W_i^{MAX} + S_i^{j,l}\} \quad (3)$$

IV. 성능분석

본 논문에서는 제안한 알고리즘의 성능을 분석하기 위해서 sim++^[6]을 이용하여 시뮬레이터를 구성하고, 기존의 EPON 제어 방식과 성능을 비교 분석하였다. IPDRR 스케줄링을 위하여 OLT와 모든 ONU는 1:16 분기 구조로 망을 구성하였고, 모든 ONU는 OLT와 전이중 1Gbps 링크로 연결하였다. 또한 ONU-OLT 간 거리는 20km로 모델링 하였다.

그림 6에서는 프레임 크기에 따른 IPACT와 IPDRR의 공정성을 비교하였다. 최대 전송 윈도우 사이즈는 ONU 1 ~ ONU 4 = 3,000바이트, ONU 5 ~ ONU 8 = 7,000바이트, ONU 9 ~ ONU 12 = 10,000바이트, ONU 13 ~ ONU 16 = 15,000 바이트로 설정하였고, 각 ONU별 트래픽은 100Mbps Poisson으로 발생하였으며, 프레임 크기는 exponential 분포로 각각 평균 500바이트, 840바이트, 1,440 바이트로 하였다. 이때 IPACT의 경우

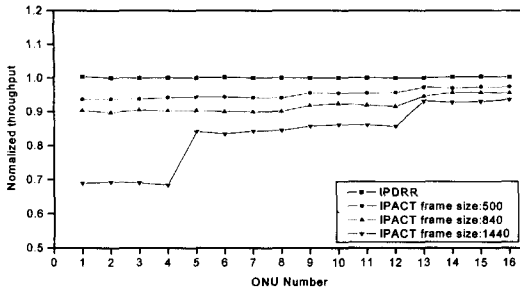


그림 7. IPDRR과 IPACT 알고리즘 normalized throughput
Fig. 7. Normalized throughput of IPDRR and IPACT algorithm.

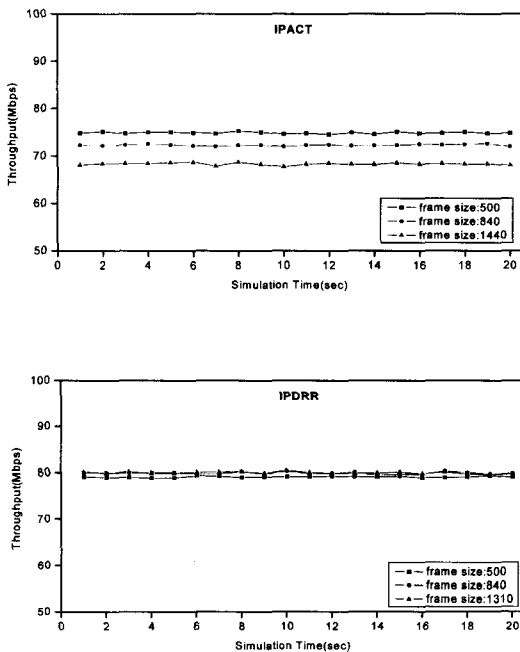


그림 8. WMAX가 10,000바이트 일 때 IPACT와 IPDRR의
공평성 비교
Fig. 8. Fairness comparison between IPACT and IPDRR for W_{MAX} equal to 10,000 bytes.

전송해야 할 프레임의 크기가 할당된 슬롯의 잔여 대역을 초과 한다면 이 대역을 사용하지 못하고 다음 기회에 해당 프레임을 전송하게 된다. 따라서 프레임의 크기가 커질수록 throughput이 불공평함을 볼 수 있다. 반면에 IPDRR의 경우, 전송해야 할 프레임의 크기가 할당된 슬롯의 잔여 대역을 초과하더라도 사용되지 않은 대역을 저장하였다가 다음 전송기회에 더하여 전송되기 때문에 프레임의 크기에 관계없이 ONU별 동일한 throughput이 발생되어 공평성이 보장됨을 볼 수 있다. 그림 7은 위와 동일한 시뮬레이션 상황에서 다양한

프레임 크기에 따라 IPDRR과 IPACT 스케줄링 알고리즘이 IPDRR throughput에 의해 normalize 된 throughput 비율을 보여주고 있다. 그림 7에서 보여주는 바와 같이 IPDRR이 가중치 공평성을 보장하고 있음을 알 수 있으며, IPACT보다 더 높은 throughput을 나타내는 것을 알 수 있다. 그림 8은 최대 전송 윈도우 사이즈가 10,000 바이트 일 때 IPDRR과 IPACT의 공평성을 비교하였다. 각 ONU별 트래픽은 100Mbps Poisson으로 발생하였으며, 프레임 크기는 exponential 분포로 각각 평균 500 바이트, 840 바이트, 1,310 바이트, 1,440 바이트로 하였다. 그리고 최대 전송 윈도우 사이즈는 ONU 1 = 500바이트, ONU 2 ~ ONU 16은 1,000 ~ 15,000바이트 범위에서 1,000바이트 단위로 설정하였다. 그림 8에서 볼 수 있듯이 IPACT의 경우, 동일한 전송 윈도우 사이즈(10,000 바이트)에서 프레임 크기가 500 바이트인 경우에는 68Mbps의 throughput이 발생되었고, 프레임 크기가 840 바이트의 경우에는 72Mbps의 throughput이 발생되었으며, 프레임 크기가 1,440 바이트의 경우에는 75Mbps의 throughput이 발생된 것을 볼 수 있다.

반면에 IPDRR의 경우, 프레임 크기에 상관없이 약 80Mbps의 throughput이 발생되는 것을 확인 할 수 있다. 따라서 그림 8에서 IPACT의 경우는 프레임의 크기에 따라서 서로 다른 throughput이 발생되는 것을 확인 할 수 있었으며, IPDRR의 경우에는 프레임의 크기에 상관없이 동일한 throughput이 발생되어 ONU별 공평성이 보장됨을 확인할 수 있었다. 또한 IPDRR의 경우 미사용 대역폭의 제거로 IPACT 보다 더 높은 throughput을 나타내는 것을 볼 수 있다.

위에서 기술한 시뮬레이션 결과와 같이 본 논문에서 제안한 IPDRR 알고리즘을 EOPN 시스템에 적용하면, ONU들간에 가중치가 부여된 공평성을 비교적 효과적으로 유지할 수 있다. 또한 ONU가 전송 요구량을 패킷 경계에 맞추어 요구할 수 있어서, 기존의 IPACT 알고리즘에서 할당량이 패킷 경계와 맞지 않아 발생하였던 미사용 낭비 대역폭을 완전히 없앨 수 있음을 시뮬레이션을 통하여 확인하였다.

V. 결 론

본 논문에서는 EPON에서 가입자간 공평성을 보장하는 매체접근제어 알고리즘인 IPDRR을 제안하고 그 성능을 분석 하였다. 제안된 IPDRR 알고리즘에서 각 ONU는 사이클마다 자신에게 할당된 최대 데이터량 만

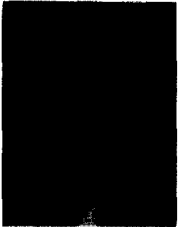
량을 전송하되, 전송 할당량보다 남아있는 패킷 크기가 커서 전송할 수 없을 때는 남은 전송 할당량을 저장해 놓고 OLT로 보고하게 된다. 그리고 OLT에서는 다음 사이클에 해당 ONU에게 전송 양을 할당할 때 이전 사이클에서 사용하지 못한 전송량을 더하여 할당해 줌으로써, 기존 EPON 스케줄링의 문제점이었던 사용되지 않는 대역폭의 문제점을 해결할 수 있다. 또한 각 ONU 별로 서비스 받는 트래픽 대역폭을 가중치에 비례해서 제공함으로써 ONU별 가중치 공평성을 보장할 수도 있다. Sim++을 이용한 시뮬레이션 성능평가 결과, 제안된 알고리즘은 트래픽 특성과 부여된 가중치에 관계없이 다수의 ONU간 공평성이 유지되는 것을 확인할 수 있었다.

본 논문에서 제안한 알고리즘을 EPON 시스템에 적용하면, 서로 다른 대역폭 요구를 가지는 다수의 ONU 들간에 가중치에 따른 할당 대역폭을 적절히 구현해 주어 가중치가 부여된 공평성을 유지할 수 있다. 그리고 ONU가 전송 요구량을 프레임 경계에 맞추어 OLT에 요구할 수 있어서, 기존 EPON의 알고리즘이 프레임 경계와 할당량이 맞지 않아 발생하였던 사용되지 않은 낭비대역폭을 완전히 없앨 수 있는 효과가 있다. 따라서 제안된 알고리즘은 EOPN 시스템에서 효율적인 성능을 제공할 수 있을 것이다. 또한 본 연구의 수행결과를 바탕으로 진행해야 할 향후 연구과제는 다음과 같은 내용이 고려된다. 본 연구에서는 각 사용자별 트래픽 클래스에 대한 서비스 품질 제어를 위해서 ONU내부에서 수행할 스케줄링 알고리즘을 제안하였는데, 실제로 트래픽 클래스별 서비스 제어는 ONU내부에서만 수행할 것이 아니라 하나의 OLT 와 여러 ONU로 이루어진 EPON 시스템 전체적으로 고려되어 수행되는 것이 바람직하다. 다시 말해 각 ONU 는 전송 REQUEST 를 보낼 때 각 트래픽 클래스별 queue 정보를 보내주고, OLT 에서는 모든 ONU가 전송해 준 이 정보를 바탕으로 적절한 스케줄링 알고리즘을 수행하여 각 ONU에게 각 클래스별로 합당한 전송량을 허락함으로써 시스템 전체적인 트래픽 클래스별 매체접근제어를 수행할 수 있을 것이고, 이에 관한 연구가 수행되어야 할 것이다.

참 고 문 헌

- [1] IEEE 802.3ah Draft Document for P802.3ah/D1.1, Jul. 2002.
- [2] 송재연, 김영균, "IEEE 802.3ah EPON 표준화 기술과 동향", 전자공학회지, 제30권, 제3호, pp. 262-270, Nov. 2000
- [3] 윤중호, 장윤선, 유태환, "이더넷 PON 기술", 한국통신학회지, 제18권 12호, pp. 110-116, Dec. 2001
- [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", IEEE Commuincatons Magazine, Vol. 40, No. 2, pp.74-80, Feb. 2002
- [5] M. Sheedhar and G. Varghese, "Efficient Fair Queueing using Deficit Round Robin", ACM Computer Communication Review, Vol. 25, No. 4, pp. 231-242, Oct. 1995
- [6] <http://www.cise.ufl.edu/~fishwick/simpack/simpack.html>

저 자 소 개



최 은 영(정회원)
 2000년 목원대학교 정보통신
 공학과 학사 졸업
 2004년 충남대학교 정보학과
 대학원 석사 졸업
 <주관심분야: 네트워크, 초고속통
 신>



이 재 용(정회원)
 1988년 서울대학교 전자공학과
 (공학사)
 1990년 한국과학기술원 전기 및
 전자공학과 (공학석사)
 1995년 한국과학기술원 전기 및
 전자공학과 (공학박사)
 1990년~1995년 디지콤 정보통신연구소 선임연구원
 1995년~현재 충남대학교 정보통신공학부 부교수
 <주관심분야: 초고속통신, 인터넷, 네트워크 성능
 분석>



김 병 철(정회원)
 1988년 서울대학교 전자공학과
 (공학사)
 1990년 한국과학기술원 전기 및
 전자공학과 (공학석사)
 1996년 한국과학기술원 전기 및
 전자공학과 (공학박사)

1993년~1999년 삼성전자 CDMA 개발팀
 1999년~현재 충남대학교 정보통신공학부 조교수
 <주관심분야: 이동인터넷, 이동통신 네트워크, 테
 이터통신>



권 영 미(정회원)
 1986년 서울대학교 컴퓨터공학과
 (공학사)
 1988년 서울대학교 컴퓨터공학과
 (공학석사)
 1996년 서울대학교 컴퓨터공학과
 (공학박사)

1993년~1995년 한국전자통신연구소 연구원
 1996년~2002년 목원대학교 컴퓨터공학과 조교수
 2002년~현재 충남대학교 정보통신공학부 조교수
 <주관심분야: 트래픽 엔지니어링, 인터넷 QoS, 망
 관리, 센서네트워크>

