

NGA PON의 MAC을 위한 사이클 타임 최적화 및 지연감소에 관한 연구

종신회원 정 해*, 정회원 김 진 희**, 김 근 영**

A Study on the Cycle Time Optimizing and the Delay Reducing for the MAC of NGA PON

Hae Chung* *Lifelong Member*, Jin-hee Kim**, Geun-Young Kim** *Regular Members*

요 약

NGA에서는 현재의 FTTH가 제공하고 있는 것보다 더 넓은 대역폭, 더 높은 분기율, 더 확장된 거리를 요구하고 있다. FTTH에서 큰 비중을 차지하는 TDMA PON에서는 OLT와 ONU 사이의 거리가 증가하면 전파지연이 증가하고, 전파지연의 3배 이상으로 패킷지연을 증가한다. 왜냐하면, 어떤 패킷이 ONU에 도착하면 대역요청, 승인, 전송이라는 과정을 거치기 때문이다. 이러한 효과를 상쇄하기 위해서는 사이클 타임의 값을 줄여야 하나, 이는 오버헤드 증가와 링크 효율의 감소를 초래한다. 본 논문에서는 NGA에서 목표하는 것과 같이 가입자 망에서 지원하는 거리가 60 Km 또는 100 Km까지 확장될 때 TDMA PON에서 발생할 수 있는 여러 가지 문제점들을 살펴보고, 지연에 민감한 트래픽에 대한 서비스 품질을 만족시켜 주기 위한 최적의 사이클 타임을 결정하는 방법을 제시한다. 그리고 ONU의 위치에 따라 등화왕복지연과 사이클 타임의 값을 가변적으로 할당하는 방법을 소개하며, 이 방법을 사용하면 성능분석에서 지연이 감소는 물론 링크 효율도 증가함을 보여준다.

Key Words : PON; NGA, MAC, Cycle time, FTTH

ABSTRACT

The requirements of the NGA are to provide broader bandwidth, higher splitting ratio, and longer reach than those of the current FTTH. In the TDMA PON accounting for large percentage in the total FTTH, the increase in distance between the OLT and the ONU leads to the increase in propagation delay and in packet delay three times more than the propagation delay. It is because a packet arrived in the ONU is handled through bandwidth request, grant, and transmission. To reduce the increased packet delay, the OLT have to reduce the cycle time. However, it will cause increased overhead and reduced link efficiency. In this paper, we investigate several problems in TDMA PON when the subscriber access network extended to 60 or 100 Km reach as a NGA goal and provide a method that determines an optimal cycle time to satisfy QoS for delay sensitive traffics. In particular, we suggest a variable equalized round trip delay method and a variable cycle time method. It is shown that the former reduces the packet delay and the latter increase the link efficiency.

※ 이 논문은 2008년도 정부재원 (교육인적자원부 학술연구조성사업비)으로 한국학술진흥재단의 지원을 받아 연구되었음 (KRF-2008- 521-D00317).

* 금오공과대학교 전자통신과 통신망연구실 (hchung@kumoh.ac.kr), ** KT네트워크연구소

논문번호 : KICS2009-02-079, 접수일자 : 2009년 5월 21일, 최종논문접수일자 : 2009년 8월 24일

I. 서 론

올해 초에 방송통신위원회에서는 방송통신 고도화 계획을 발표하였다. 이는 2013년까지 완전 IP 기반의 UBcN (Ultra Broadband Convergence Network)을 구축하며 가입자당 전송률을 무선은 1 메가 급에서 10 메가 급으로, 유선은 100 메가 급에서 1 기가급으로 향상시키겠다는 것을 골자로 한다. 특히, 음성도 IP (Internet Portocol) 기반의 서비스로 전환되고, 영상은 HDTV (High Definition Television) 보다도 4 ~ 16 배의 초고화질인 UDTV (Ultra Definition TV)도 전송이 가능하게 된다¹⁾.

해외의 동향을 살펴보면, 고화질 IPTV 뿐만 아니라 3차원 TV를 준비하고 있으며, 채널의 수도 200 개에서 1,000 개로 확장하고자 하는 중이다. 대부분의 국가에서 2010년까지 완전 디지털 방송으로 전환하고, HDTV가 준비된 가정의 수가 2006년에 4,800만에서 2011년에 1억 5천 1백만 가입자로 증가할 것으로 예측하고 있다²⁾.

이와 같은 초고화질에 PIP (Picture-in-Picture) 기능이나 한 방송의 시청과 동시에 다른 방송을 녹화할 수 있는 기능까지 지원하기 위해서는 막대한 대역폭이 요구되므로 대역의 증가는 NGA (Next Generation Access)의 필수조건 중의 하나이다. 결국 동선을 통해 정보를 전달하는 방식은 거의 한계에 도달하였고 FTTH (Fiber to the Home)는 NGA의 요구사항을 만족하기 위한 유일한 대안이라 할 수 있다.

한편, 상공업 지역 (Brown field)이건 전원지역 (Green field)이건 오늘날에 이르러 전 세계적으로 광케이블이 부족한 곳 (fiber-lean)이 풍부한 곳 (fiber-rich)보다 훨씬 많은 실정이다. 따라서 설치비용을 절약하기 위해, 이미 포설된 광케이블에 가입적이면 많은 가입자를 수용하도록 하는 것 또한 중요한 이슈이다. 이를 위하여 FTTH를 구현하는 방법으로 PON (Passive Optical Network) 방식이 가장 선호되고 있다.

PON은 지원하는 분기율에 따라 수용 가입자의 수가 결정되며, TDMA (Time Division Multiple Access) PON은 파워 버짓 (budget)이 가장 결정적인 요인이다. 2009년 중반 최종출간을 앞두고 있는 IEEE 802.3av에서 10 기가 E-PON (Ethernet PON)은 고전력 버짓을 적용할 때, 29 dB이하의 손실로써 적어도 20 Km 거리에서 1:32 분기를 지원하도록 권고하고 있다³⁾. 2.5 기가급 G-PON (Gigabit-capable

PON)에서는 현재 기술로 1:64를 합리적인 분기율로 간주하고 있으며 광 모듈의 지속적인 발전으로 1:128까지도 기대하고 있다⁴⁾⁵⁾.

수년 전부터는 분기율을 획기적으로 증대시킬 방안으로 WDMA (Wavelength Division Multiple Access) 기술과 TDMA 기술을 혼합한 H-PON (Hybrid PON) 방식에 관심이 모아지고 있다⁶⁾⁷⁾. 이는 파장에 따라 AWG (Arrayed Waveguide Grating)를 통해 1차 분기가 일어나고, 분기된 각각의 파장마다 다시 TDMA PON 기술을 적용하기 때문에 대규모의 가입자를 수용할 수 있는 것이 특징이다. 국내에서도 한국전자통신연구소에서 이에 필요한 파장당 2.5와 10 기가 광원 소자를 개발 중이다. H-PON은 분기율을 증가시키고, 반대로 가격을 하락시키는 중대한 역할을 할 것으로 예상된다.

이제 NGA를 위한 마지막 남은 이슈는 지원거리를 확장하는 것이다. PON에서 OLT (Optical Line Termination)와 ONU (Optical Network Unit) 사이의 거리를 60 ~ 100 Km까지 확장할 수 있다면, 광역 집중국에 있는 SER (Service Edge Router)와 OLT를 인접시키고, 집중국과 가입자망 사이에 있는 하위 단국과 수많은 메트로 및 집선 스위치를 제거하여 망구조를 단순화함으로써, 국내의 경우 십여 개 정도의 광역 집중국만 있어도 전국을 커버할 수 있게 된다.

ITU-T 권고안에서는 OA (Optical Amplifier), OEO (Optical-Electrical-Optical Converter), 또는 이 두 가지를 혼합하여 확장기 (Extender)를 구현함으로써 거리를 증가시키는 방법을 제시하고 있다⁸⁾. BT (British Telecom)에서는 G-PON의 거리를 확장하는데 있어서 OA를 활용하여 60 Km까지, OEO를 활용하여 135 Km까지 확장하는 방법을 소개하였다⁹⁾. 그러나 이러한 방식은 신호의 파워를 올리거나 재생하는 기법을 이용하므로 거리의 증가로 인한 물리적인 문제는 해결하지만, MAC 계층 이상에서 발생하는 문제는 결코 해결할 수가 없다. 결국 ITU-T SG 15는 100 Km 이르는 거리도 지원하기 위하여, 2009년까지 NGA MAC에 대하여 심도 있는 연구를 수행하고, 2012년 중반까지 NGA 규격을 완성하게 하는 일정을 가지고 있다¹⁰⁾.

본 논문의 목적은 최장 100 Km까지 지원하는 NGA에서 TDMA PON을 적용할 때, MAC 계층에서 발생하는 문제점을 살펴보고, long-reach에서도 원활한 서비스를 제공할 수 있는 방법을 제공하는 것이다. TDMA PON에서는 어떤 패킷이 ONU에

도착하면 대역요청, 승인, 전송이라는 과정을 거치므로 OLT와 ONU 사이의 거리가 증가하면 전파지연이 증가하고, 이에 따라 패킷의 지연은 최소한 전파지연의 3배 이상 증가하게 된다. 이러한 효과를 상쇄하기 위해서는 사이클 타임의 값을 줄여야 하나, 이로 말미암아 오버헤드의 비율이 높아지고 결국 링크 효율의 감소를 초래한다.

본 논문에서는 NGA에서 목표하는 것과 같이 가입자 망에서 지원하는 거리가 100 Km까지 확장될 때 지연에 민감한 트래픽에 대한 서비스 품질을 만족시켜주기 위한 최적의 사이클 타임을 결정하는 방법을 제시한다. 특히, 그리고 ONU의 위치에 따라 등화왕복지연과 사이클 타임의 값을 가변적으로 할당하는 방법을 소개한다. 가변 등화지연 방식은 가장 멀리 있는 ONU에 의해 다른 ONU들의 지연도 손해를 보는 기존의 방식과 달리 가까운 거리에 있는 ONU 그룹의 지연을 줄일 수 있는 방법이다. 그리고 이 방식에 가변 사이클 타임 기법을 동시에 적용하면, 패킷 지연을 만족하기 위해 확실히 사이클 타임을 줄이지 않고, 지연이 적은 그룹의 ONU는 사이클 타임을 길게 하고 반대의 ONU들은 사이클 타임을 짧게 하여 링크 효율도 증가하도록 한다. 성능분석에서 이 방법을 적용하여 지연이 감소되고, 링크의 효율이 증대함을 보여줄 것이다.

논문의 구성과 내용은 다음과 같다. II 절에서 장거리 PON에 TDMA기법이 적용될 때 발생할 수 있는 문제점을 살펴보고, III 절에서는 실시간 트래픽에 대한 지연을 만족시키면서 동시에 링크 효율을 고려한 최적 사이클 타임을 결정하는 방법과 오버헤드를 계산하는 방법을 설명한다. IV 절에서는 지연감소와 링크효율을 증대시킬 수 있는 다양한 방법을 설명하고, V 절에서는 거리에 따른 사이클 타임, 사이클 타임에 따른 오버헤드, 제안된 알고리즘에 따른 지연 성능을 보여주고 특히, 가변 사이클 타임을 적용하는 방법을 설명한다. 마지막으로 VI 절에서 결론을 맺는다.

II. PON의 개요와 Long reach의 고려사항

전 세계적으로 IPTV 서비스가 상용화되면서 체험품질 (QoE, Quality of Experience)에 대한 관심이 높아졌다. 특히 IPTV를 통하여 지상파를 실시간으로 재전송하는 경우에 지연이 QoE에 미치는 영향이 지대하다고 할 수 있다^{[11],[12]}.

이하로 국내외로부터 수백에서 천여 개의 채널

이 유입될 때, 일정한 지연변이를 제공하고 끊김 없는 영상을 제공하는 것은 결코 용이한 일이 아닐 것이다. 또한, 상향으로 빈번한 채널 전환 (channel zapping)이 요구될 때 아날로그 TV에 준하는 QoE를 만족시켜 주는 것도 중요한 이슈에 속한다.

한 번의 채널 전환이 이루어지기 위해서는 수차례의 메시지가 액세스 망을 통하여 전달되어야 하며, 채널 전환시간은 액세스 장비와 L3 스위치의 패킷 처리 및 대기시간과 게이트웨이 라우터의 IGMP (Internet Group Multicasting Protocol) 처리 시간 등에 의존한다^[11]. 이는 밴드와 장비에 따라 매우 큰 폭의 차이를 보인다. 실제로 채널 전환이 0.43초 이내에 이루어져야 한다는 주장과^[13] 달리, 현재에는 구현방식에 따라 2 ~ 5초를 제공하기 때문에 초기 IPTV 서비스에서 급히 선결되어야 할 문제로 지적되고 있다.

E-PON과 달리 G-PON은 TDM 신호를 GEM (G-PON Encapsulation Method) 프레임에 수용하며, 이 때 T-V^[14] 인터페이스 사이에서 최대 평균 신호 전달지연이 1.5 ms 이하가 되도록 요구하고 있다^[4]. 단, 에코 제거기를 장착할 때는 조건이 좀 완화될 수도 있다. 광케이블 내에서 빛의 속도는 200,000 Km/s로 유지되므로 만약 OLT와 ONU 사이의 물리적 거리가 100 Km이면 대역의 요청, 승인, 전송에 겪는 전파지연만 1.5 ms를 소요하기 때문에 이러한 요구를 만족할 수 없다. 이런 연유로 TDM과 같은 트래픽은 고정대역폭으로 분류되어 OMCI^[15] (ONU Management and Control Interface)를 통해 사전에 provision 형태로 대역을 할당하는 방식으로 구현되고 서비스 된다^{[16],[17]}.

이에 비해 채널 전환 트래픽 또는 VoIP (Voice over IP) 트래픽은 고정 대역이 아닌 보장대역으로 분류 되므로 100 Km에서 결코 1.5 ms 이하의 지연을 보장할 수 없다. 그렇다 할지라도 이러한 트래픽에 대한 체험품질을 만족시켜주기 위해서 액세스 장치에서의 패킷 지연은 2~3 ms 수준 이하로 유지되어야 할 것이다. 그러나 TDMA PON에서 보장대역은 대역의 요청, 승인, 전송의 과정을 거쳐야 하므로 패킷지연을 수 ms로 제한하는 것은 용이한 문제가 아니다. 그 이유를 설명하기 위하여 사이클 타임 (C), 논리적 거리 (D_L), 등화왕복지연 (T_{eqd}), 등화지연의 (T_d) 등의 개념에 대하여 설명한다.

먼저, 사이클 타임은 대역을 요청하는 주체들이 OLT에게 최소한 한 번씩 상향으로 데이터 (대역요청 신호 또는 사용자 데이터)를 보내도록 허락된 주

기를 의미한다. 요청하는 주체단 E-PON의 경우는 각각의 ONU라 할 수 있고, G-PON의 경우는 개별 Alloc-ID (Allocation Identification)에 해당한다. E-PON의 경우는 하나의 대역요청신호 (report PDU) 내에 모든 트래픽 큐의 요청정보가 모두 들어있고 [18], 반면에 G-PON의 경우에는 하나의 ONU에 대해서도 트래픽 별로 여러 개의 Alloc-ID가 정의 되어 있고 개별적으로 대역요청이 가능하기 때문이다 [5], [16].

TDMA PON에서 OLT는 각 ONU에게 번갈아가며 서로 다른 시간대에 데이터를 보낼 수 있도록 승인 (grant)을 제공한다. ONU들은 각자 다른 시간에 승인을 받고 상향으로 데이터를 보낸다 할지라도, OLT와의 물리적인 거리가 다르고 승인을 처리하는데 걸리는 시간이 구현방식에 따라 차이가 나므로 광케이블을 공유하는 구간에서 충돌을 일으킬 수 있다. 이를 방지하기 위하여 ONU를 활성화하기 전에 배치 (ranging) 절차를 통하여 논리적으로 동일한 거리에 있는 것처럼 보이게 한다.

배치과정에서 ONU는 OLT로부터 승인을 받으면, 즉시 상향으로 응답 메시지를 보낸다. 승인을 보내는 시점을 T_1 , 응답이 도착하는 시점을 T_2 라고 한다면, 측정 시간은 $T_m = T_2 - T_1$ 이 되며, 이 시간에는 광케이블 내에서 빛이 물리적인 거리의 왕복 시간 (T_m : round trip time)과 ONU가 승인을 처리하는 시간 (T_{res} : ONU response time) 등이 포함된다 [19]. 결국 OLT는 측정값을 통하여 ONU까지의 거리를 계산할 수 있다.

최종적으로 OLT는 모든 ONU에 대하여 동일한 등화왕복지연을 가지게 하며, 이는 논리적으로 동일한 거리에 있게 한다는 것을 의미한다. 즉, 배치절차가 끝난 후에는 가까운 거리에 있는 ONU는 승인을 받은 후 데이터를 전송하기 전까지 대기하는 시간을 길게 하고, 멀리 있는 ONU에 대해서는 반대로 대기시간을 짧게 한다. 이 대기시간을 등화지연이라 한다. 수식의 위 첨자를 ONU 번호를 나타낸다고 할 때, i 번째 ONU에게 할당하는 등화지연은 다음과 같이 계산한다.

$$T_d^i = T_{eqd} - T_m^i \quad (1)$$

이렇게 계산된 값을 ONU에게 알려줌으로써 배치절차가 종료된다.

지금까지의 과정을 통해, 등화왕복지연은 어떤

ONU의 T_m 값보다 크게 설정해야 함을 알 수 있다. 즉, 물리적으로 가장 멀리 있는 ONU의 왕복전파 지연과 처리시간의 합보다 큰 값이어야 하므로 아래의 식이 성립한다.

$$T_{eqd} > \max(T_{rt}^i + T_{res}^i), i = 1, 2, \dots, N \quad (2)$$

여기서 N 은 OLT가 관리하는 ONU의 수이다.

결국 등화왕복지연이란 배치절차가 완료된 ONU들에게 OLT가 승인을 제공한 직후, ONU로부터 응답이 도달하는데 걸리는 시간이며 모든 ONU에게 동일한 값이며, 이는 곧 논리적 거리를 왕복하는데 걸리는 시간이다. 그러므로 (2)를 만족한다면, 논리적 거리란 광 파워 버짓과 무관하게, 즉 물리계층의 변수에 제한 없이 전송수평계층 (TC layer)과 구현 방식에 따라 얻을 수 있는 최대전송거리로써 Km 단위로 나타낸다 [4], [20]. 현재 규격의 G-PON에서 최대 논리적 거리를 60 Km까지로 정의하고 있다 [20].

따라서, 논리적인 거리가 크다는 것은 ONU에게 할당된 등화지연 T_d^i 를 크게 할당할 것이 반드시 물리적이 거리가 긴 것을 의미하지는 않는다. 그러나 패킷의 지연을 줄이고자 한다면 가급적 작게 할당하는 것이 유리하므로, T_{eqd} 는 (2)를 만족하는 한 최소의 값으로 결정하는 것이 바람직하다.

이제 NGA와 같이 물리적 거리가 상당히 클 때 등화왕복지연에 영향을 줄 수 있는 새로운 요인에 대하여 살펴보자. 단, 상향 패킷의 지연을 최소화하기 위하여 등화왕복지연은 $T_m^{\max} = \max(T_m^i)$ (단, $i = 1, 2, \dots, N$)을 근간으로 결정하기로 한다. 이 값은 논리적인 거리 D_L 을 왕복하는데 걸리는 시간이라 할 수 있다. 그림 1은 논리적인 거리가 작을 때 (D_{L1})와 클 때 (D_{L2})의 경우를 보여준다. 전자는

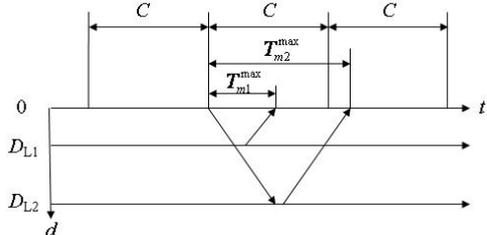


그림 1. 논리적 거리에 따른 최대 측정값과 사이클 타임
Fig. 1. Maximum measured time and cycle time

로 사이클 타임이 0에 접근한다 할지라도 다음 식이 성립한다.

$$\lim_{C \rightarrow 0} T_{pk}^i = 3T_{pd}^i = 3T_{rt}^i / 2 \quad (5)$$

그러므로 패킷지연은 항상 전파지연의 3배 이상이다. OLT와 ONU 사이의 거리가 100 Km라면 1.5 ms에 해당하는 시간이다.

사이클 타임은 가장 멀리 있는 ONU가 처리하는 패킷에 대해서도 지연품질을 만족시켜주어야 하므로 사이클 타임은 이를 기준으로 결정되어야 할 것이다. 가장 멀리 있는 ONU의 전파지연을 $T_{pd}^{\max} = \max(T_{pd}^i, i = 1, 2, \dots, N)$ 라고 하자. 그리고 패킷지연을 어떤 최대지연 값 이하로 제한하고자 한다면 (4)에 $T_{pk}^i \leq T_{\max}$ 를 적용하여, 다음과 같이 사이클 타임의 상한 값을 얻을 수 있다.

$$C \leq \frac{T_{\max} - T_{pd}^{\max}}{n + 3} \quad (6)$$

그리고 (3)의 조건에서 $C \geq T_m^{\max} / n > 2T_{pd}^{\max} / n$ 가 성립하므로 이것과 (4)를 결합하면 다음 부등식을 얻는다.

$$\frac{2T_{pd}^{\max}}{n} < \frac{T_{\max} - T_{pd}^{\max}}{n + 3} \quad (7)$$

위 식을 만족하는 최소의 정수 n 은 다음과 같다.

$$n = \left\lceil \frac{6T_{pd}^{\max}}{T_{\max} - 3T_{pd}^{\max}} \right\rceil + 1 \quad (8)$$

여기서, $[x]$ 는 x 를 초과하지 않는 최대의 정수이다. 결국, 최대전파지연 T_{pd}^{\max} 가 주어지고, 패킷의 지연을 T_{\max} 로 제한하고 싶을 때, (8)을 통해 n 을 구하고 (6)을 만족하는 최대의 C 를 얻으면 이것이 최적 사이클 타임이 된다. 왜냐하면, 패킷 지연도 만족하면서 C 값이 커서 링크 효율도 높기 때문이다. 이제 오버헤드를 계산해 보기로 하자. E-PON이나 G-PON은 물리계층의 오버헤드가 크게 차이 나지 않으므로 후자의 것을 계산해 보기로 한다.

현재 N 대의 ONU가 동작 중이며 상향 전송률은 R Gbits/s, 그리고 사이클 타임은 C , 한 프레임

의 길이는 125 μ s이라 하자. G-PON의 상향 프레임 구조에서 PLOu (Physical Layer Overhead upstream)는 선행자 (Preamble), 구분자 (Delimiter), BIP (Bit Interleaved Parity), ONU-ID, Indication 필드로 선행자와 구분자를 제외한 길이만 3 바이트이다. 선행자의 길이는 전송률과 주어진 여건에 따라 길이가 가변적이다^[20]. 다음으로 PLOAMu (Physical Layer Operation and Maintenance upstream)은 고정 13 바이트이고, DBRu는 최대 5 바이트 (모드 2로 동작 시)의 길이를 가진다. 여기에 추가로 보호비트 (guard bit)가 맨 앞에 위치한다. 결국 전체 오버헤더를 바이트로 나타내면, 보호시간 (G_B) + 선행자와 구분자의 길이 (P_B) + 21 바이트를 갖는다. 따라서 한 사이클 타임을 바이트 단위로 환산하고 그중에서 오버헤더가 점유하는 바이트 수의 비율은 다음과 같다.

$$OH = \frac{(G_B + P_B + 21)N}{C \times R / 8} \quad (9)$$

이 식에서 전체 오버헤더는 ONU의 수에 비례하고, 사이클 타임과 전송률에 반비례함을 보여준다. 만약 상향 전송률 $R = 1.24416$ Gbits/s, $N = 128$, $C = 125 \mu$ s (한 프레임)라 가정하면, G_B 와 P_B 는 각각 4와 8 바이트이며^[20], 오버헤더의 비율은 24%에 이른다. 따라서 사이클 타임을 단순히 한 프레임 타임으로 하는 것은 상당히 큰 오버헤더를 감수해야 한다.

결국 사이클 타임의 길이를 크게 하는 것이 링크 효율을 증대시킬 수 있음을 알 수 있다.

IV. 지연감소와 링크효율증대 알고리즘

지금까지 기술한 바와 같이 TDMA PON에서 패킷의 지연을 줄이기 위해서는 사이클 타임의 길이를 작게 해야 하며, 아무리 작게 해도 패킷의 지연은 전파지연의 최소한 3 배임을 알 수 있었다. 또한 사이클 타임의 길이가 작아지면 오버헤더가 차지하는 비율이 커지므로 링크 효율이 감소함을 알 수 있었다. 여기서는 등화지연을 축소하여 패킷의 지연을 줄이고, 링크 효율도 증대시킬 수 있는 방법에 대하여 연구한다.

그림 3은 등화지연을 여러 가지 방법으로 얻을 수 있음을 보여준다. 즉, 표준안에서 제시하는 최장 거리를 기준으로, 현재 OLT에 연결된 ONU 중에

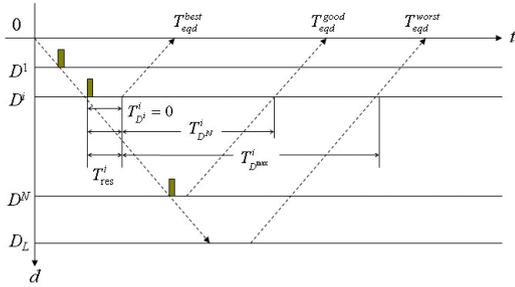


그림 3. 등화지연을 산출하는 다양한 방법
Fig. 3. Equalized delay determination by several method

가장 멀리 있는 ONU의 위치를 기준으로, 그리고 자신의 위치를 기준으로 설정하는 방법이다.

이 그림에서 보는 바와 같이 패킷의 지연 측면에서 가장 나쁜 방법은 규격에서 지원하는 최장거리를 논리적인 거리로 설정하여 등화지연을 결정하는 것이다. 이 경우에 ONUⁱ의 등화지연 $T_d^i = T_{D_L}^i$ 로 가장 큰 값을 가진다. 다음으로 현재 활성화된 ONU들 중에서 가장 거리가 멀리 떨어져 있는 ONU^N (편의상 N 번째 ONU라 하자)을 기준으로 등화지연을 계산하면 $T_d^i = T_{D^N}^i$ 이다. 마지막으로 자신을 관점으로 등화지연을 설정하면 $T_d^i = 0$ 이 되고 등화왕복지연도 최소가 된다.

앞의 두 가지 방법은 기존의 배치과정에서 사용하는 방법으로 승인을 제공한 직후 OLT에 트래픽이 도착하는 시점이 ONU에 무관하게 일정하다. 그러나 마지막 방법은 $T_d^i = 0$ ($i = 0, 1, \dots, N$)이므로 기존의 방법과 반대로 등화지연은 일정하고 등화왕복지연이 서로 다른 값을 가진다. 이 경우는 매우 특수한 경우에 가능하며 본 논문에서는 패킷 지연을 최소화하기 위하여 등화지연과 등화왕복지연을 줄일 수 있는 방법을 소개한다.

4.1 가변 등화왕복지연 고정 사이클 타임

가변 등화왕복지연과 고정 사이클 타임을 갖는 방법을 VEFC (Variable Equalized round-trip delay Fixed Cycle time) 방식이라고 하자. 이 방법의 가장 큰 특징은 ONU의 위치에 따라 그룹이 결정되고 속한 그룹에 따라 등화왕복지연이 결정된다. 그룹을 나누는 기준은 OLT가 승인을 제공한 직후에 응답이 오는데 걸리는 시간이 몇 배의 사이클 타임의 안에 속하느냐로 결정된다.

그림 4는 VEFC 방식의 스케줄링을 설명하는 그림이다. 먼저 그룹 1에 있는 ONU들은 배치 과정에

서 얻어진 측정 값 T_m 이 C 이하의 값을 가지는 그룹이다. 즉, T_{res} 가 T_{rt} 에 비해 무시할 정도로 작다면 OLT로부터 $0 \sim vC/2$ 에 위치하고 있는 ONU들이라 할 수 있다. 여기서 v 는 광케이블에서의 빛의 속도이다. 따라서 그룹 k 에 속하는 ONU들의 위치 d 는 다음에 속한다.

$$\frac{(k-1)vC}{2} \leq d < \frac{kvC}{2} \tag{10}$$

이 그림에서 그룹 k 의 등화왕복지연은 $T_{eqd}^k = kC$ 임을 보여준다. 또한 스케줄링 하는 동안 OLT는 그룹 1에 대해서는 한 사이클 타임 이후에 도착할 상향 트래픽을, 그리고 그룹 k 에 대해서는 kC 사이클 이후에 도착할 상향 트래픽에 대한 트래픽을 스케줄링 하고 있다는 것에 주목해야 한다. 그리고 B_d^k 는 그룹 k 에 속하는 ONU들에게 할당하는 대역의 크기를 의미하며, 통계적 다중화 이득은 그룹 내에서 발생하며 그룹 간에 발생하지는 않는다.

그림 4에서 ONUⁱ가 그룹 k 에 속해 있다면, 최대 패킷 지연은 (4)에 의하여 다음과 같이 결정된다.

$$T_{pk}^k = (k+3)C + T_{pd}^i \tag{11}$$

식 (4)는 가장 멀리 있는 ONU에 의해 n 이 결정되는 반면 (11)은 자신의 그룹에서 가장 멀리 있는 ONU에 의하여 k 가 결정된다. 그리고 속한 그룹에 따라 최대 패킷 지연이 차등 적용되며, 이는 가까운 그룹에 속하는 ONU들은 패킷 지연이 줄어든다. 이는 가장 멀리 있는 ONU에 의해 다른 ONU들의 지연도 손해를 보는 기존의 방식과 큰 차이점이라 할 수 있다. 그리고 그림 4에서 보는 것처럼 가장 멀리 있는 그룹의 트래픽이 가장 먼저 도착하게 스

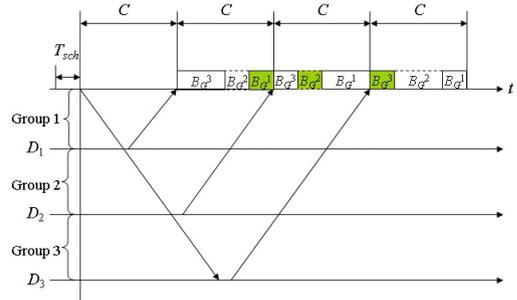


그림 4. VEFC를 위한 스케줄링
Fig. 4. Scheduling for the VEFC method

케줄링하여 멀리 있는 그룹에 속하는 ONU의 지연도 다소 줄일 수 있도록 한다.

OLT가 관리하는 그룹이 m 개 있고 만약 거리가 균일하게 분포되어 있다면, (11)을 통해 속해있는 그룹 k 에 대해 최대 패킷지연의 평균을 구해보면 다음과 같다.

$$E[T_{pk}^k] = \frac{1}{m} \sum_{k=1}^m (k+3)C + E[T_{pd}^i] \quad (12)$$

$$= \left(\frac{m+1}{2} + 3\right)C + \frac{T_{pd}^{\max}}{2}$$

(4)와 (12)를 비교하면 새롭게 제안된 방식은 지연이 최소한 $(2n-m-1)C/2$ 가 줄어든다. 이는 ONU간의 거리 편차가 심할수록 큰 효과를 제공한다. 극단적으로 대부분의 ONU가 OLT에 인접해 있고 단 한 대의 ONU가 멀리 있다고 할 때, 기존의 방법에서는 멀리 있는 ONU로 인해 전체 패킷의 지연이 증가하는 반면, 제안하는 방법에서는 평균적으로 볼 때 거의 영향을 미치지 않게 된다. 즉, 이 경우에 최대 패킷지연의 평균은 (12)의 $T_{pd}^{\max}/2$ 대신에 T_{pd}^{\max}/N 으로 치환하면 된다.

4.2 가변 등화왕복지연 가변 사이클 타임

가변 등화지연과 가변 사이클 타임을 갖는 방법을 VEVC (Variable Equalized round-trip delay Variable Cycle time) 방식이라고 하자. 이 방법은 그룹이 다르면 사이클 타임의 길이가 달라지는 것이 특징이다.

이 방식의 목적은 가까운 거리에 있는 ONU는 사이클 타임을 길게 해도 패킷 지연을 만족시킬 수 있기 때문에 먼 거리에 있는 ONU만 사이클 타임의 길이를 짧게 하여 전체 링크의 효율을 증가시키는 것이다. 이를 만족하기 위해서는 ONU의 위치에 따라 사이클 타임도 가변적으로 결정하는 것이다.

III 절에서 기술한 바와 같이 사이클 타임을 얻을 때, (6)과 (8)에서 최대허용지연 T_{\max} 와 최대전파지연 T_{pd}^{\max} 대신에 ONU별 서비스품질 T_{\max}^i 와 전파지연 T_{pd}^i 를 적용하면 각각의 ONUⁱ마다 개별적인 최적의 사이클 타임 C^i 를 얻을 수 있다. 이렇게 얻은 사이클 타임에서 아래와 같이 슈퍼 사이클 타임, C^s 을 계산한다.

$$C^s = LCM(C^1, C^2, \dots, C^N) \quad (13)$$

이는 모든 개별 사이클 타임을 $C^i = n^i/m^i$ (단, n^i 와 m^i 는 정수)로 나타내고 통분한 후 분자들에 대하여 최소공배수를 얻고 통분한 값으로 나눈 것을 말한다. 이 슈퍼 사이클 타임 기간 동안에 ONUⁱ에 대하여 C^s/C^i 회에 걸쳐 대역을 할당하면 된다.

그러나 이 방법은 슈퍼 사이클 타임 동안 매번 일정한 간격으로 대역을 할당하도록 스케줄링 하는 것은 매우 복잡한 알고리즘에 속하며 경우에 따라 불가능할 수 있다. IV절에서는 어떤 그룹의 사이클 타임이 다른 그룹의 사이클 타임의 배수가 될 때 VEVC를 적용하는 방법을 소개할 것이다.

V. 성능분석 및 비교

여기서는 지금까지 분석한 내용을 바탕으로 성능을 비교하고 결과를 분석한다.

먼저 거리에 따른 사이클 타임의 길이를 산출한다. ONU에 도착한 패킷이 OLT에 도착하는데 걸리는 최대허용지연 $T_{\max} = 3.0, 2.0, 1.6$ ms로 제한을 두고 (6)에 기반하여 결과를 얻은 그래프가 그림 5에 주어져 있다.

OLT와 ONU 사이의 거리가 멀어질수록, 요구하는 최대허용지연이 짧아질수록 사이클 타임의 길이가 짧아지는 것을 알 수 있다. 거리에 따른 사이클 타임이 급격히 감소하는 지점은 (8) 식에서 n 의 값이 증가하는 지점이다.

그림 6은 사이클 타임에 따라 오버헤드의 크기를 보여준다. 여기서 전송률은 1.244 Gbit/s로 가정하였기 때문에 보호시간은 4 바이트 이고 선행자와 구분자의 길이의 합은 8 바이트로 놓았다. 그리고 ONU의 수는 $N = 128, 64, 32$ 로 놓았다.

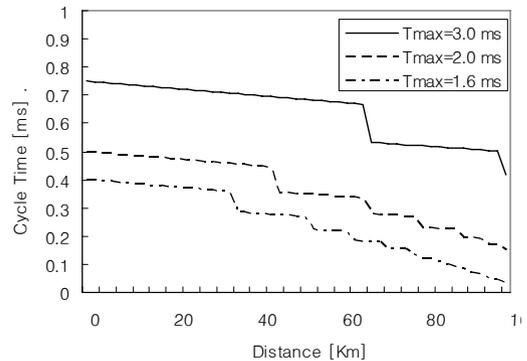


그림 5. ONU 거리와 최대지연에 따른 사이클 타임
Fig. 5. Cycle time for ONU distance and maximum delay

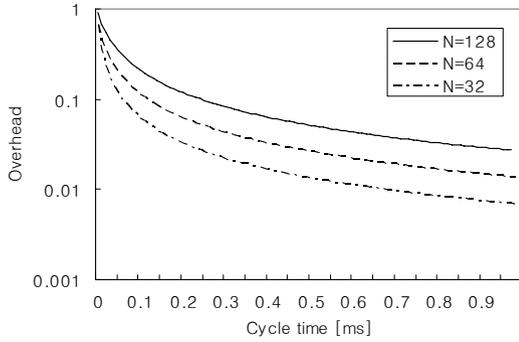


그림 6. 사이클 타임과 ONU 수에 따른 오버헤드
Fig. 6. Overhead for cycle time and the number of ONU

전술한 바와 같이 사이클 타임의 길이가 길면 오버헤드가 작고 반대의 경우 오버헤드가 크다. 그래서 사이클 타임의 길이가 0에 접근할수록 오버헤드는 급격한 증가를 보이며 결국 1에 육박한다. 물리 계층의 오버헤드 길이는 ONU의 수에 비례하기 때문에 ONU의 수가 많을수록 오버헤드가 크다.

합리적인 경우 오버헤드는 10 % (0.1) 이하가 적당하다고 볼 수 있다. 그림 6에서 ONU의 수가 128 대인 경우에 오버헤드가 10 % 이하가 되려면 사이클 타임은 0.3 ms 이상을 유지해야 한다. 그러나 그림 5를 참조하면 기존의 방법으로는 거리가 30 Km 이상이 되면 사이클 타임을 0.3 ms 이하로 할 방법이 없으므로 링크의 효율이 나쁘다.

마지막으로 그림 7은 $N = 64$ 대로 가정하고 거리에 따라 최대 패킷 지연의 평균값을 보여준다. 기존의 방법 (conventional)에서는 (6)에 의거하여 최대 패킷 지연을 2 ms로 고정하였기 때문에 거리에 무관하게 일정한 값을 가지게 된다.

본 논문에서 제안한 방법을 적용하기 위하여 두 가지의 경우에 대한 결과를 보여준다. 첫 째는 모든

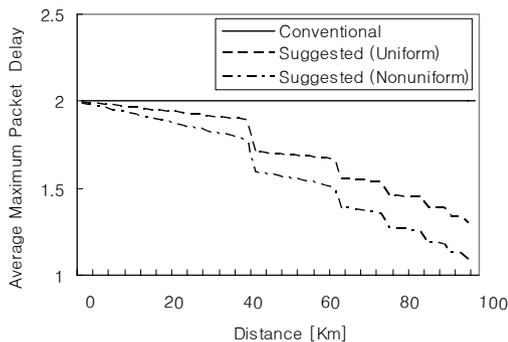


그림 7. 거리분포에 따른 최대 패킷 지연의 평균
Fig. 7. Average of maximum packet delay for distance

ONU가 주어진 거리 내에서 균일하게 분포 (uniform) 되어 있는 경우이다. 여기서 44 Km까지는 $n = 1$ 로 계산되고 이 경우에 (4)와 (12)가 동일한 결과를 가지기 때문이다. 그러나 44 Km를 초과하면, 제안된 방식이 적용될 때 44 Km이 내에 있는 ONU는 훨씬 낮은 지연을 가지고, 그 보다 멀리 있는 ONU는 2 ms의 지연을 가지므로 평균값은 그 보다 나은 성능을 보여주게 된다.

두 번째는 기존의 방법을 따를 때는 매우 불리할 수 있는 극단적인 상황을 가정한 것이다. 즉, 64 대의 ONU가 존재하고 그 중에 63 대는 OLT와 매우 인접한 거리에 있어서 전파지연이 거의 0이고 마지막의 한 대가 주어진 거리의 끝 지점에 있다고 가정하였다. 이와 같은 불균일 분포 (Nonuniform) 환경에서 본 논문이 제안한 방법은 주어진 거리가 각각, 50 Km와 100 Km일 때 최대평균지연이 기존의 방법에 비하여 3/4와 1/2 수준임을 보여준다.

마지막으로 지금까지 제안된 방법을 이용하여 오버헤드를 감소시키는 방법을 제시한다. 만약 현재 ONU의 수가 64 대이고 그 중에서 63 대가 68 Km에 위치하고 나머지 한 대가 100 Km에 위치하며, 모든 ONU에 대하여 보장대역의 패킷의 허용지연을 2.0 ms로 제한한다고 가정해 보자

먼저 기존의 방법을 적용하면 가장 멀리 있는 ONU로 인해 (6)에서 $C = 0.15$ ms로 결정된다. 이를 통해 오버헤드를 계산해 보면,

$$OH = \frac{(G_B + P_B + 21)N}{C \times R/8} = \frac{(4 + 8 + 21)64}{0.15 \times 1244160/8} \quad (14)$$

로 거의 10 %에 근접한다.

제안된 방법에서는 68 Km에 있는 ONU는 그룹 3에 속하고 ($n = 3$), 100 Km에 있는 ONU는 그룹 7 ($n = 3$)에 속하게 된다. 이 경우 그림 4와 같이 대역을 할당하면 VEFC 효과로 인해 최대평균지연은 감소할 수 있으나 모든 ONU의 사이클 타임은 여전히 $C = 0.15$ ms가 되어 기존의 방법과 오버헤드가 동일하다.

여기서 전술한 VEVC 방식을 적용하면 오버헤드도 감소하여 링크의 효율도 증가시킬 수 있다. 즉, 가까운 거리에 있는 63 대의 ONU에 대한 사이클 타임을 계산하면 $C = 0.2767$ ms이다. OLT는 스케줄링을 하는데 있어서 전반적으로 이 사이클 타임을 유지하되, 멀리 있는 ONU에게는 이 사이클 타임 내에서 2 회에 걸쳐 대역을 제공한다. 이렇게

하면 멀리 있는 ONU에게 제공하는 실제 사이클 타임의 길이는 $C^{64} = 0.2767/2 = 0.1384$ ms로 0.15 ms보다 작으므로 최대 패킷 지연 2.0 ms는 만족시킬 수 있게 된다. 그러나 오버헤더는

$$OH = (G_B + P_B + 21)(N+1)/(C \times R/8) \quad (15)$$

$$= (4 + 8 + 21)65 / (0.2767 \times 1244160/8)$$

로 4.98 %가 되고 (14)의 절반에 지나지 않는다. 이 식에서 분자에 (N+1)이 적용된 이유는 64 번째 ONU는 슈퍼 사이클 타임 ($C^s = 0.2767$) 동안에 2 회 상향 트래픽을 전송하게 되고 이에 따라 2 회의 오버헤더가 적용되기 때문이다.

마지막으로, 이 논문을 통해 제안된 알고리즘을 적용할 때 부가적으로 필요한 관리 요소들에 대하여 살펴보기로 하자. 먼저 4.1절에 기술한 VEFC는 기존의 방식에 비해 추가적으로 많은 제어비용이 부가되는 것은 아니다. 단지 배치과정에서 어떤 ONU의 측정시간이 $(k-1)C \leq T_m < kC$ 사이의 값을 가질 때 그룹 k에 속한다는 것을 기록해 두어야 하고, 현재 관리하는 그룹의 수만큼 미리 대역을 할당하는 것을 고려해야 할 것이다. 다음으로 4.2절에 기술된 VEVC는 한 사이클 타임에서 특정 ONU에 대해서는 여러 회에 걸쳐 대역을 할당해 주어야 하기 때문에 관리 오버헤더가 더 높아질 수 있다. 즉, 전송한 바와 같이 그룹 3에 속한 63 대의 ONU와 그룹 7에 속한 한 대의 ONU (즉, 64번째 ONU)에 대하여 한 사이클 타임에서 스케줄링을 제공한 상황이 그림 8에 주어져 있다. 즉, 64번째 ONU는 한 사이클 타임에서 2회 대역 할당된다.

이와 같이 VEVC는 슈퍼 사이클 타임 내에서 대역할당 과정이 기존의 방식보다 복잡하게 처리되어야 하며, 이는 그룹의 수가 증가할수록 복잡도가 증가하게 된다. 그러나 얻어지는 지연의 감소와 링크 효율의 증대를 고려하면 제어비용의 증가는 미미하다고 할 수 있다.

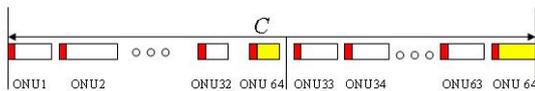


그림 8. VEVC에 대한 대역할당 형태
Fig. 8. Typical bandwidth allocation for the VEVC

VI. 결 론

NGA는 고용량, 고분기, 거리의 확장으로 대변된

다. 본 논문에서는 이러한 요구사항을 충족할 수 있는 방안으로서 H-PON이 훌륭한 대안임을 살펴보았다. H-PON은 WDM 기반의 PON의 하나의 파장에 또 다시 TDMA PON 기술을 혼합하여 사용하는 것이다. 파장당 용량이 확대되는 추세이고 이에 TDMA 기술이 접목되면 분기율도 확장될 것이다. 또한 광증폭기를 활용하거나 광소자 기술이 발전하면 거리도 확대할 수 있는 방안이 제시될 것이다.

그럼에도 불구하고, 차세대 PON에서 장거리 서비스를 제공할 때, MAC 계층에서 지연을 만족시키고 효율에 유지하는데 있어서 문제가 발생함을 본 논문에서 살펴보았다. 즉, 기존에는 등화왕복지연과 사이클 타임의 길이는 동등한 값이었으나, 거리의 증가로 인해 사이클 타임은 등화왕복지연의 1/n 수준으로 링크 효율 감소를 예견할 수 있었다.

이러한 문제를 해결하기 위하여, 장거리 PON에서 최적 사이클 타임을 결정하는 방법을 고안하였다. 주어진 최적 사이클 타임을 기반으로 VEFC를 제안하여 최대평균지연을 줄일 수 있는 방법을 제시하였다. 이어서 VEVC를 제안하여 링크의 효율도 증가하도록 하였다.

성능분석에서는 요구하는 지연이 작고, NGA와 같이 거리가 커질수록 사이클 타임이 감소해야 함을 확인하였다. 그리고 사이클 타임이 감소하거나 ONU의 수가 증가하면 오버헤더가 증가함을 확인하였다. 특히, 제안된 방식을 통해 최대평균지연의 평균이 감소할 수 있음을 보여주었다. 마지막 예제에서는 VEFC를 적용하여 지연의 감소뿐만 아니라, VEVC를 적용하여 링크의 효율도 증가함을 보여주었다.

본 논문에서 제안한 VEFC와 VEVC를 표준에 적용한다면 2012년에 최종적으로 완성될 차세대 MAC에 대한 표준에 기여할 수 있을 것으로 판단된다.

참 고 문 헌

- [1] <http://www.koit.co.kr/news/articleView.html?idxno=30888>, 2009. 2. 2.
- [2] M. Simon and A. Thomas, "150 Million HDTV Homes by 2011," Information Telecoms and Media, April 20, 2006.
- [3] IEEE Draft P802.3av/D1.2, "Media Access Control Parameters, Physical Layer and Management Parameters for subscriber access

networks,” Last modified on: March 28, 2008.

[4] ITU-T Recommendation G.984.1, “G-PON: General characteristics,” March, 2008.

[5] ITU-T Recommendation G.984.3, “G-PON: Transmission convergence layer specification,” March, 2008.

[6] G. Talli and P. D. Townsend, “Hybrid DWDM-TDM Long-Reach PON for Next Generation Optical Access,” *IEEE J. Lgihw. Technol.*, Vol. 24, No. 7, Jul., 2006.

[7] S. J. Park, Y. B. Choi, J. M. Oh, S. G. Koo, and D. H. Lee, “An Evolution Scenario of a Broadband Access Network Using R-SOA-Based WDM-TDM Technologies,” *IEEE J. Lgihw. Technol.*, Vol. 25, No. 11, Nov., 2007.

[8] ITU-T Recommendation G.984.6, “G-PON: Reach extension,” March, 2008.

[9] R. Davey, D. Payne, P. Barker, D. Nesses, S. Appathurai, T. Gilfedder, A. Rafel, and P. Healey, “Next Generation Extended Reach PON?,” OFC/NFOEC, 2008.

[10] 유태환, 송호영, 김봉태, “표준기술동향: WDM-PON 광가입자망 기술,” TTA Journal No. 110.

[11] ITU-T Working Document, “QoE Requirement for IPTV,” ITU-T FG on IPTV, Bled, Slovenia, 7-11, May, 2007.

[12] 이숙란, 임현민, 유재형, “QoE 기반 품질관리를 위한 IPTV 서비스 분석 모델,” KNOM 2008, 통신망 운용관리 단기강좌, 2008. 12. 5

[13] K. Ahmed, “Perceived Quality of Channel Zapping,” ITU-T Workshop on End-to-end QoE/QoS, Jeneva, 14-16, June, 2006.

[14] ITU-T Recommendation G.982, “Optical access networks to support services up to the ISDN primary rate or equivalent bit rates,” Nov., 1996.

[15] ITU-T Recommendation G.983.2, “ONT management and control interface specification for B-PON,” July, 2005.

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

[17] 정해, 홍정호, “G-PON에서 최대 링크 대역폭까

지 할당이 가능한 DBA 알고리즘의 구현,” 한국해양정보통신학회논문지 제13권 제8호 2009. 8.

[18] IEEE Std P802.3ah, “Part 3: Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection Access Method and Physical Layer Specifications,” Approved 24 June 2004.

[19] ITU-T Recommendation G.983.1, “Broadband optical access systems based on Passive Optical Networks,” Jan., 2005.

[20] ITU-T Recommendation G.984.2, “G-PON: Physical Media Dependent (PMD) Layer specification,” March, 2003.

[21] 박철근, 정해, 김진희, “GPON에서 동적 대역할당 방안의 지연성능 분석,” 한국통신학회논문지 제33권 제9호 (네트워크 및 서비스), pp. 813 ~ 821, 2008. 9.

정 해 (Hae Chung)

중신회원



1987년 2월 한양대학교 전자통신공학과 (학사)
1991년 2월 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 (석사)
1996년 2월 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 (박사)
1995년~1998년 LG정보통신 선임연구원

1998년 8월~현재 금오공대 전자공학부 정교수
2004년 1월~2005년 1월 University of Texas at Dallas 방문교수
<관심분야> FTTH, UBcN, PON, PAN

김진희 (Jin-hee Kim)

정회원



1987년 2월 경북대학교 전자공학과 졸업 (공학사)
1991년 2월 경북대학교 대학원 전자공학과 졸업 (공학 석사)
2002년 2월 경북대학교 대학원 전자공학과 (박사 수료)

1991년 3월~현재 (주) 케이티 네트워크연구소 부장 (수석연구원)

<관심 분야> FTTH, 유무선 통합

김 근 영 (Geun-Young Kim)

정회원



1994년 2월 경북대학교 물리학
과 졸업(이학사)

1996년 2월 서울대학교 대학원
물리학과 졸업 (이학석사)

1997년 3월~현재 (주)KT네트
워크연구소 (책임연구원)

<관심 분야> Optical Commu-
nication, FTTH, 유무선 통합