

論文2000-37TC-1-2

ATM 기반 광 가입자망에서 멀티클래스 트래픽의 효율적인 전송을 위한 윈도우 기반 허락 분배 기법

(A Window-Based Permit Distribution Scheme to Support
Multi-Class Traffic in ATM Passive Optical Networks)

李 湖 淑 * , 殷 知 淑 * , 魯 善 植 * , 金 永 川 **

(H.S. Lee, J.S. Eun, S.S. Roh, and Y.C. Kim)

요 약

본 논문에서는 트리 구조의 가입자 전달망인 APON(ATM passive optical network)에서 멀티클래스 트래픽의 효율적인 전송을 위한 윈도우 기반 허락 분배 기법을 제안하였다. 제안된 기법은 상향 셀들의 다중화를 위한 허락 분배 과정에서 ATM 트래픽 클래스별 전송 특성을 고려함으로써 각 트래픽 유형별 QoS를 보장할 수 있도록 설계되었다. 이를 위하여 상향 프레임의 주기적 요구 블록(RAU)에 트래픽 유형별 요구 필드를 두고 윈도우 기반 허락 분배 알고리즘을 수행하여 각 트래픽의 특성을 고려한 전송 허락이 이루어지도록 한다. 엄격한 전송 지연 성능을 요구하는 CBR/VBR 트래픽에 대해서는 *Running-window* 개념을 사용한 분산 알고리즘을 수행하여 전송 요구된 셀들의 발생률과 전송률을 균접시킴으로써 CDV와 셀 전송 지연을 최소화할 수 있도록 하고, ABR 트래픽에 대해서는 CBR/VBR 허락 분배 후 여분 대역을 우선적으로 할당함으로써 전송 지연을 줄인다. 또한 대역 할당 후 남은 대역은 UBR 트래픽에게도 예약이 가능하도록 함으로써 망 지원의 이용률을 높일 수 있도록 하였다. 시뮬레이션을 통해 제안된 기법의 성능이 기존 프로토콜에 비해 우수함을 보였다.

Abstract

This paper presents the window-based permit distribution scheme for efficient medium access control to support multiclass traffic in APON(ATM over passive optical network). The proposed MAC protocol considers the characteristics of QoS(Quality of Service) for various traffic classes. A periodic RAU(request access unit) in upstream direction, includes dedicative request fields for each traffic category within the request slot. The transmission of upstream cell is permitted by the proposed window-based spacing scheme which distributes the requested traffic into several segments in the unit of one spacing window. The delay sensitive traffic source such as CBR or VBR with the stringent requirements on CDV and delay, is allocated prior to any other class. In order to reduce the CDV, so that the permit arrival rate close to the cell arrival rate, *Running-Window* algorithm is applied to permit distribution processing for these classes. The ABR traffic, which has not strict CDV or delay criteria, is allocated flexibly to the residual bandwidth in FIFO manner. UBR traffic is allocated with the lowest priority for the remaining capacity. The performance of proposed protocol is evaluated in terms of transfer delay and 1-point CDV according to various offered load. The simulation results show that our protocol has the prominent improvement on CDV and delay performance with compared to the previous protocol.

* 正會員, 全北大學校 컴퓨터工學科

(Dept. of Computer Eng., Chonbuk Nat'l Univ.)

** 正會員, 全北大學校 情報通信研究所

(Institute of Info. & Commun., Chonbuk Nat'l Univ.)

接受日字:1999年5月19日, 수정완료일:1999年12月2日

I. 서 론

가입자 전달망(subscriber delivery network)은 고속 기간망과 사용자 사이에서 정보 전달 역할을 수행하는 액세스망의 형태로, 통신 대역의 규모가 크지 않은 가입자들이 고속 대용량의 기간망을 효율적으로 공유할 수 있는 액세스 방안을 제공한다. 가입자망의 구성 형태로 유선을 이용한 ADSL(Asynchronous Digital Subscriber Loop), VDSL(Very high speed Digital Subscriber Loop), HFC(Hybrid Fiber Coax), FTTH(Fiber to the Home) 등과 무선을 이용한 LMDS/MMDS 등이 제시되고 있다. 이 중 현재의 광 전송 기술의 발전을 고려할 때 궁극적인 유선 가입자망은 FTTC(Fiber to the Curb)나 FTTH와 같은 광 가입자망 형태로 진화될 것이다. 이러한 광 가입자망 구축을 위한 구조로 최근 PON (Passive Optical Network)에 대한 관심이 고조되고 있다. PON은 하나의 OLT(Optical Line Termination)에 여러 개의 ONU (Optical Network Unit)를 수동분배기를 사용하여 연결 함으로써 트리 구조의 분산 토폴로지를 형성하는 가입자망 구조이다. 따라서 전-광(electro-optic) 신호의 변환 없이 여러 가입자간의 신호를 커플링하여 다중화된 신호를 고속 기간망에 전달할 수 있어 FTTC나 FTTH에 적합한 구현 방식으로 제시되고 있다. ATM을 표준 전송 모드로 사용하는 B-ISDN의 액세스망으로서 PON은 ATM 셀들을 수용하기 위한 전송 구조인 APON(ATM over PON) 형태로 구성되며 이에 대한 연구가 유럽을 중심으로 활발히 진행중이다.^[1-3]

APON에서 정보 전송은 ATM 셀에 액세스망 오버 헤드가 추가된 슬롯 단위의 TDMA 기반으로 이루어진다. ATM 로컬 교환기로부터 가입자망으로 들어오는 하향 데이터 스트림은 트리 구조의 속성으로 인해 ATM 셀이 하향 채널을 통해 모든 NT에 방송되는 형태로 전송된다. 반면, 사용자 측의 정보 전송을 위한 상향 채널은 다수의 가입자들이 하나의 OLT로 정보를 전송하기 위해 공유되기 때문에 가입자간의 셀 전송을 중재하고 효율적으로 채널을 액세스할 수 있는 매체 접근 제어 프로토콜이 요구된다.^[1-3] APON에서 각 NT에 발생된 셀들은 일정한 전송 지연 시간 내에 가능하면 발생된 트래픽 특성을 유지하면서 기간망에 전달될 것을 요구하므로 MAC 프로토콜은 상향 채널에서 다중

화된 셀들의 전송 지연 변이(CDV)를 최소화 할 수 있도록 설계되어야 한다. 또한 ATM 망은 멀티미디어 서비스를 제공하기 위하여 각 미디어의 전송 특성에 따라 CBR/VBR, ABR, UBR등 다양한 트래픽 형태와 서비스 클래스를 지정한다. 따라서 APON 기반의 고속 광 가입자망에서 멀티미디어 서비스를 위한 ATM 셀 흐름들을 효율적으로 전송하기 위해서는 트래픽 특성을 고려한 매체 접근 제어(MAC; Medium Access Control) 및 허락 분배 기법이 필요하다.^[4,5]

본 논문에서는 APON 기반의 광 가입자망에서 멀티 클래스 트래픽의 효율적인 매체 접근 제어를 위한 허락 분배 기법을 제안하였다. 이를 위하여 전송을 위한 상향 프레임의 주기적 요구 슬롯에 트래픽 유형별 요구 필드를 두어 상향 데이터 셀들의 전송을 요구한다. OLT에서는 각 클래스별로 전송의 우선 순위를 부여한 윈도우 기반 허락 분배 알고리즘에 의해 허락 정보를 발생시켜 하향 채널을 통해 전송한다. 이 때 CBR/VBR 트래픽에 대해서는 *Running-window* 개념을 적용한 분산 알고리즘을 수행하여 전송 요구된 셀들의 발생률과 전송률을 근접시킴으로써 CDV와 셀 전송 지연을 최소화할 수 있도록 한다. 또한 ABR 트래픽에 대해서는 CBR/VBR 허락 분배 후 FIFO 방식에 의해 여분 대역을 우선적으로 할당하여 전송 지연을 줄이고 서비스율을 높인다. 남은 대역은 UBR 트래픽에 대한 허락을 분배하여 망 자원의 이용률을 높일 수 있도록 한다. 제안된 셀 허락 분배 기법은 발생된 트래픽의 속성을 변화시키지 않고 ATM 셀의 전달이 가능하여 멀티클래스 트래픽의 유형별 전송 품질(QoS)을 만족시킬 수 있다.

본 논문은 5장으로 이루어져 있다. II장에서는 APON 구조 및 멀티클래스 트래픽의 전송 특성을 기술하고, III장에서는 멀티클래스 트래픽의 전송을 위한 APON MAC프로토콜을 제안하였다. IV장에서는 제안한 프로토콜의 성능 평가 결과를 기술하고 V장에서 결론을 맺었다.

II. 멀티미디어 정보의 전송을 위한 APON 구조

1. APON 시스템 구성

사용자 정보를 다중화하고 고속 기간망으로부터의 데이터를 전달하기 위한 APON시스템은 그림 1과 같이 OLT(Optical Line Termination), ONU(Optical

Network Unit), ODN (Optical Distribution Network) 3 종류의 서브시스템으로 구성된다.^[1,2]

OLT는 트리 구조의 루트에 위치하여 가입자들로부터의 데이터 흐름을 집중화시키고, 기간망에서 가입자망에 들어오는 데이터를 분배하는 역할을 수행한다. 따라서 OLT내 MAC 제어기는 상향 채널을 이용하고자 하는 B-NT1에 공평하고 효율적으로 채널을 분배하여야 한다. ODN은 ONU와 OLT사이에 위치하며, 광신호의 분배를 위한 수동 분배기를 사용하여 트리 토플로지의 PON 구조를 형성한다. ITU-T의 G.983에서 지정하고 있는 현재 PON의 광 분기율은 1:32이며, OLT에서 ONU까지의 최대 거리는 20Km 이내로 한정된다.^[6]

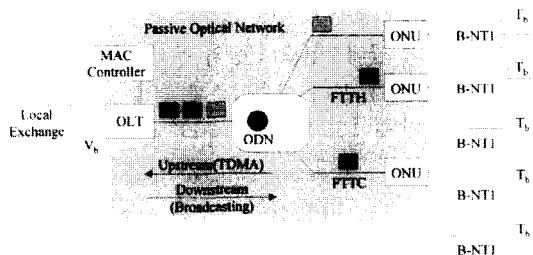


그림 1. APON의 시스템 구성
Fig. 1. APON system architecture.

APON을 위한 가입자망은 FTTC인 경우에 최대 8개의 B-NT1이 하나의 ONU를 공유할 수 있으며, FTTH의 경우 하나의 B-NT1이 이에 접속된다. 각 NT는 그림1에서와 같이 ATM을 위한 Tb인터페이스를 통해 사용자에 연결된다. 각 가입자에게 적당한 전송 속도를 제공하기 위해 Tb인터페이스는 155.520 Mbps (STM-1 in SDH), 기간망과 가입자망사이의 V_b인터페이스는 622.080 Mbps(STM-4 in SDH)의 전송 속도를 갖는다.^[1,2,6]

2. 요구/허락형 매체 접근 제어 프로토콜

APON에서 정보의 전송은 ATM 셀에 액세스망 오버헤드가 추가된 슬롯 단위의 TDMA 기반으로 이루어진다. ATM 로컬 교환기로부터 가입자망으로 들어오는 하향 데이터 스트림은 트리 구조의 속성으로 인해 ATM 셀이 하향 채널을 통해 모든 B-NT1에 방송되는 형태로 전송된다. 반면, 사용자 층의 정보 전송을 위한 상향 채널은 다수의 가입자들이 하나의 OLT로 정보를 전송하기 위해 공유되기 때문에 가입자간의 셀 전송을 중재하고 효율적으로 채널을 액세스할 수 있는 매체

접근 제어 프로토콜이 요구된다.^[4,5]

APON에서 상향 채널의 TDMA 슬롯을 보다 효율적으로 다수의 ONU가 공유하기 위해서는 예약 방식을 도입한 동적 슬롯 할당 기법이 적용되어야 한다. 따라서 APON을 위한 매체 접근 제어 프로토콜은 상향 데이터의 전송이 이루어지기 전에 OLT에게 전송을 요구하고 이에 대한 허락 정보를 하향 채널을 통해 전송함으로써 셀 전송이 이루어지는 요구/허락 (Request/Permit) 형 전송 구조를 기반으로 한다. 그럼 2는 요구/허락 과정에서 셀 전송 허락이 이루어지기까지 OLT와 B-NT1 사이의 셀 흐름을 나타내고 있다.

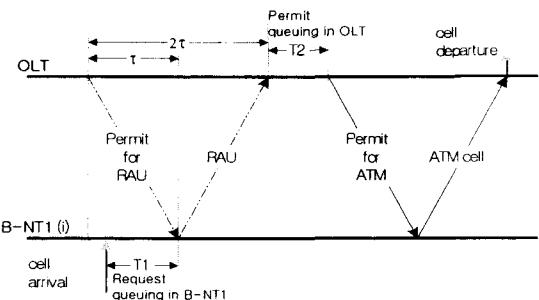


그림 2. 요구/허락 정보 흐름도
Fig. 2. Information flow for Request/Permit processing.

모든 상향 슬롯의 전송은 MAC 제어 기능을 가진 OLT로부터 하향 채널을 통해 허락(permit) 정보를 받음으로써 이루어진다. 정보 전송을 원하는 NT는 지역 큐에 대기하고 있는 셀들에 대한 요구 정보를 전송하기 위해 OLT로부터 RAU(Request Access Unit) 슬롯의 허락을 기다린다. RAU 슬롯의 허락은 MAC 프로토콜의 요구 메커니즘에 따라 주기적, 또는 여분 대역을 통해 전송된다. 각 NT는 RAU 슬롯 내에 자신이 액세스 가능한 요구 슬롯을 통해 새로 발생한 셀의 정보를 OLT에 전송한다. 요구 정보는 발생한 셀의 개수 또는 현재 대기중인 전송큐의 길이 등으로 표시한다. OLT에 요구 정보가 도착하면 MAC 제어기는 수신된 요구 정보를 기반으로 허락 알고리즘을 수행하여 ATM 셀에 대한 허락 정보를 동적으로 할당한다. 할당된 허락 정보는 큐에 저장되고, 하향 데이터 슬롯의 MAC 필드 부분에 순차적으로 포함되어 전송의 허락을 알린다. 전파 지연 시간 후에 모든 NT가 하향 슬롯 정보를 수신하면 셀 전송에 대한 허락을 받은 NT 노드만이

바로 다음 상향 슬롯에 셀을 전송함으로써 충돌없이 동적인 TDMA 슬롯 액세스가 이루어진다. 셀의 발생으로부터 전송이 완료되기까지의 전송 지연 시간은 그림 2와 같이 요구 슬롯 및 허락 정보의 전송과 데이터 슬롯의 전송에 필요한 전파 지연 시간(3τ), 셀 발생 후 요구까지의 대기 시간(T_1) 및 허락 분배 과정 후 하향 채널을 통해 허락 정보가 전송되기까지의 대기 시간(T_2)으로 구성된다.

APON은 각 가입자로부터의 정보를 전달하기 위한 전달망의 역할을 수행하므로 각 NT에 발생된 셀들은 가능하면 발생된 트래픽 특성을 유지하면서 기간망에 전달될 것을 요구한다. 따라서 APON을 위한 효율적인 MAC 프로토콜은 셀 전송 지연 시간을 일정하게 유지하고 상향 채널에서 다중화 된 셀들의 전송 지연 변이(CDV)를 최소화 할 수 있도록 설계되어야 한다.

3. ATM 트래픽 유형별 전송 요구 사항

ATM 망은 멀티미디어 서비스를 제공하기 위하여 각 미디어의 전송 특성에 따라 CBR/VBR, ABR, UBR 등 다양한 트래픽 형태와 서비스 클래스를 지정한다. 따라서 APON 기반의 광 가입자망에서 멀티트래픽 클래스의 ATM 셀 흐름들을 효율적으로 전송하기 위해서는 매체 접근 제어의 허락 분배 과정에서 트래픽 클래스별 전송 특성이 고려되어야 한다.^[4] 효율적인 멀티미디어 서비스를 제공하기 위해 ATM 망에서는 서비스 특성에 따라 트래픽을 다음과 같은 몇 가지 유형으로 나누고 각 유형별 성능 기준을 제시하고 있다.^[7]

- CBR (constant bit rate) : 고정 비트율 데이터 전송으로 셀 전송 지연, 셀 지연 변이(CDV) 및 셀 순실 측면의 성능 요구
- VBR (variable bit rate) : 가변 비트율 데이터 전송으로 실시간 서비스인 경우 셀 지연 변이, 비실시간 서비스인 경우 셀 순실률 측면에서 성능 요구
- ABR (available bit rate) : 여분 대역을 위한 가변 데이터 전송, 전송 지연이나 CDV 요구 조건은 없으나 MCR(Minimum Cell Rate) 보장 요구
- UBR (unspecified bit rate) : 채널 이용률을 높이기 위한 트래픽 유형으로 전송 지연이나 CDV 측면의 성능 요구 조건 없음.

위의 전송 특성을 살펴보면 CBR 및 VBR 트래픽은 셀 전송 지연 및 CDV 측면의 성능이 요구되며, 비실시간 VBR 인 경우에도 CDV 성능은 셀 순실률에 중대한

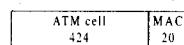
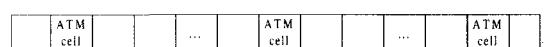
영향을 준다. 따라서 본 논문에서는 APON에서 위와 같은 ATM 트래픽 클래스별 성능 요구 조건을 고려한 윈도우 기반 허락 분배 기법 및 매체 접근 제어 프로토콜을 제안하였다.

III. APON에서 멀티클래스 트래픽의 전송을 위한 윈도우 기반 허락 분배 기법

1. 전송을 위한 프레임 구조

본 논문에서는 먼저 APON에서 멀티클래스 트래픽을 전송하기 위한 프레임 구조를 제안하였다. 제안된 APON MAC 프로토콜에서는 상/하향 444bits의 전송 슬롯을 사용하며 프레임 구조는 그림 3과 같다. 상향 데이터 전송을 위한 프레임은 ATM 셀의 전송을 위한 정보 슬롯과 전송 허락을 요구하기 위한 RAU 슬롯으로 구성된다. 각 B-NT1은 주기적으로 전송되는 RAU 슬롯을 통해 자신의 요구 정보를 OLT에 알리고, OLT는 이를 기반으로 허락 분배 알고리즘을 수행하여 하향 채널을 통해 해당 B-NT1에 허락 정보를 전송한다. 각 슬롯 시간마다 허락 정보를 수신한 B-NT1은 허락된 정보 슬롯을 통해 ATM 셀을 전송한다. 상향 채널은 분산된 여러 NT들로부터 정보가 집중되므로 물리적 전송 동기를 위해 ATM 셀에 4 bits의 GAP과 16 bits 프리앰뷸를 추가하여 ATM 정보 슬롯을 구성한다.

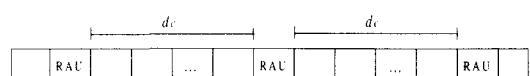
Downstream transmission frame



PT : permit cell load type
CRC : CRC field for error check

PT	Permit	CRC	Spare
3	7	4	6

Upstream transmission frame



GAP : transmission gap
PL : physical preamble
QL-1 : request of CBR/VBR
QL-2 : request of ABR
QL-3 : request of UBR
CRC : CRC field for error check

그림 3. 상/하향 TDM 프레임 구조

Fig. 3. Upstream & downstream frame structure.

RAU 슬롯은 8개의 B-NT1에 대한 요구 정보를 통합한 형태이며, 같은 길이(54 bits)를 갖는 8개의 요구 필드와 18 bits의 여분 필드로 구성된다. 각 요구 필드는 10 bits의 전송 GAP과 16 bits의 물리 계층 프리앰뷸, 17 bits의 요구 정보 및 오류 검출 코드 7 bits 그리고 4 bits의 여분 필드로 구성된다. 요구 정보는 다음 상향 프레임의 슬롯을 예약하기 위한 B-NT1의 각 트래픽 유형별 요구 정보를 나타내는 데, CBR/VBR과 ABR 트래픽을 위한 6 bits의 QL-1, QL-2, 그리고 UBR 트래픽을 위한 5 bits의 QL-3로 구성된다. 각 B-NT1은 CBR/VBR, ABR, UBR 트래픽에 대한 세 종류의 로컬 대기큐를 운영하며 ATM 슬롯 안의 QL-1, QL-2, QL-3는 각각 CBR/VBR, ABR, UBR 셀에 대한 큐의 길이를 나타낸다.

하향 프레임은 ATM 셀과 OLT의 허락 정보를 전송하기 위한 20 bits의 MAC 필드로 이루어진다. 하향 프레임의 정보 슬롯은 노드간의 신호 집중 없이 기간망으로부터의 데이터 흐름을 방송하는 방식으로 전송이 이루어지므로 슬롯간 동기가 용이하여 물리적 동기를 위한 별도의 프리앰뷸은 사용되지 않는다. MAC 필드는 허락된 셀의 종류를 표시하는 3 bits의 PT(Permit Type) 필드, 7 bits의 전송할 B-NT1의 주소 및 4 bits의 CRC와 6 bits의 여분 필드로 구성된다. PT 필드는 RAU(PT=0), CBR/VBR 셀(PT=1), ABR 셀(PT=2), UBR 셀(PT=3)에 대한 허락 정보를 각각 나타낸다. ATM 셀에 대한 허락을 수신한 B-NT1에서는 해당 트래픽의 셀을 상향으로 전송할 수 있다.

2. 윈도우 설정 및 세그먼트 별 트래픽 분산

제안한 MAC 프로토콜에서는 각 정보 슬롯에서의 MAC 오버헤드를 줄이기 위해 [4,5]에서와 같은 정보 슬롯내 요구 필드를 사용하는 대신 주기적으로 RAU 슬롯을 전송한다. 앞서 기술한 바와 같이 RAU 슬롯은 8개의 NT에 대한 요구 정보를 전송할 수 있으므로 망 내에 32개의 B-NT1을 수용하기 위해서는 4개의 RAU 슬롯 주기가 요구된다. 따라서 RAU 슬롯의 요구 정보는 한 NT가 그 이전 주기에서 요구 정보를 전송한 후부터 현재의 요구 시점, 즉, 요구 정보 전송 주기 동안에 새로 발생한 셀에 관한 정보가 된다. APON에서 사용자 측에 발생한 셀들이 발생 패턴을 유지하면서 기간망에 전달되기 위해서는 요구된 셀들이 전송 허락될 때 요구 주기와 같은 단위 시간 안에 전송 허락을

분배함으로써 셀 도착률과 전송률을 동일하게 맞춰주어야 한다. 본 논문에서는 주기적 요구 정보로부터 셀 도착률을 유추하기 위해 윈도우라는 개념을 설정하고 윈도우를 다시 여러 개의 세그먼트 단위로 나누어 트래픽을 분산시킨다.

허락 분배를 위한 윈도우는 한 B-NT1이 RAU 슬롯에 요구 정보 전송 후 다음 요구까지의 요구 정보 주기 시간으로 설정된다. 임의의 RAU 슬롯에 대한 윈도우는 해당 RAU 슬롯에서 전송 요구된 셀들에 대한 전송 허락이 이루어 질 단위 시간을 의미한다. 셀 도착률과 전송률을 균형시키기 위해서는 같은 NT로부터 발생한 셀들에 대한 허락이 운집되지 않고 윈도우 시간 안에 균등하게 배분되어야 한다. 이를 위 본 논문에서는 설정된 윈도우를 다시 여러 개의 세그먼트로 나누어 각 NT에 대해 트래픽 클래스별로 셀 전송 요구량을 세그먼트 단위로 나누어 분배한다. 즉, 세그먼트당 발생한 정보량을 유추하여 이를 세그먼트 정보테이블에 등록한다. 즉 한 주기의 세그먼트 정보테이블은 단위 세그먼트 시간동안에 NT들에게 허락되어야 할 트래픽의 양을 나타낸다.

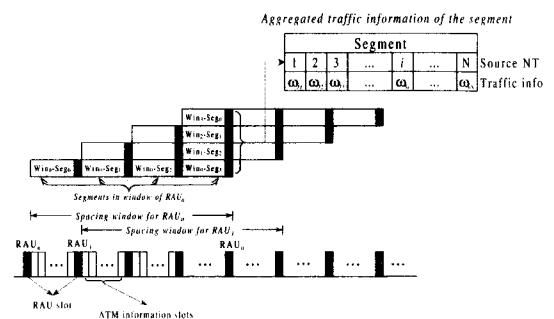


그림 4. 윈도우 설정 및 세그먼트 정보 테이블

Fig. 4. Segment information table in one spacing window.

그림 4는 RAU 슬롯에 따라 설정된 허락 윈도우를 표시하고 있다. 망 내에 N 개의 노드가 존재하고, 한 RAU 슬롯은 m 개의 ONU에 대한 요구 필드로 이루어 진다고 할 때(본 논문에서 $m=8$) 한 ONU는 $[N/m]$ ($= n_{req}$, 단 $|x|$ 는 x 보다 크거나 같은 최소의 자연수)개의 요구 블록마다 한 번씩 셀 전송 요구를 할 수 있다. 따라서 하향 데이터 채널에서 d_c 슬롯마다 한 번씩 RAU 슬롯에 대한 허락이 이루어진다고 가정할 때, 한 B-NT1이 RAU 슬롯의 액세스 후 다음 요구까

표 1. *Running-Window* 기반 허락 분배 알고리즘
Table 1. *Running-Window* based permit distribution algorithm.

Permit distribution algorithm

```

for all nodes ( $i=0 \sim N-1$ ) do begin
     $weight_i = w_{0i}$  ;
endfor
/*  $N=\text{empty cell}$  */
 $weight_N = d_c - \sum_{i=0}^N w_{0i}$  ;
for  $i=0$  to  $N$  do begin      /* running-weight initialization */
     $running\_weight[i] = weight_i$  ;
endfor

 $Max\_weight = -d_c$  ;
 $permit = -1$  ;

for the  $d_c$  time slots begin
    for the all nodes  $i$  which  $w_{0i}>0$  do begin
        if( $running\_weight[i] > Max\_weight$ ) then begin
             $Max\_weight = running\_weight[i]$  ;
             $permit = i$  ;           /* select NT of maximum running-weight */
        endif
         $running\_weight[i] = time\_weight[i] + w_{0i}$  ;
    endfor
    if ( $0 \leq permit \leq N$ ) then begin
        Permit for the NT  $permit$ ;
         $running\_weight[permit] = running\_weight[permit] - w_{0i} - \sum_{i \neq permit} running\_weight[i]$ 
    ;
    endif
endfor

```

지의 주기, 즉 윈도우의 크기는 다음과 같다.

$$Window-size = d_c \cdot n_{req} + n_{req} = n_{req} \cdot (d_c + 1)$$

전송되는 셀들의 분산을 위하여 한 윈도우는 n_{req} 개의 세그먼트로 나뉘어지고 각 세그먼트의 크기는 d_c 와 같으며, 각 세그먼트에 대해 N 개의 B-NT1 엔트리를 포함하는 요구 정보 테이블을 운영한다. NT_i 의 전송 요구량이 RC_i 일 때 각 세그먼트($0 \sim n_{req}-1$) 당 전송 요구량은 다음과 같은 방법으로 분배된다. 먼저 다음의 식을 만족하는 정수 I_i 를 구한다.

$$RC_i = n_{req} \cdot I_i + R_i \quad (0 \leq R_i < n_{req})$$

I_i 는 해당 세그먼트에서 전송 허락되어야 할 최소한의 트래픽이다. RC_i 는 n_{req} 의 정수배가 되지 않을 수도 있으므로 세그먼트 당 전송 요구량, 즉, NT_i 의 s 번째 세그먼트의 할당 요구량 w_{si} 는 다음과 같이 결정된다.

$$\begin{cases} w_{si} = w_{si} + I_s + 1 & (s=0 \sim R_i) \\ w_{si} = w_{si} + I_s & (s=R_i + 1 \sim n_{req}) \end{cases}$$

그림 4와 같이 한 세그먼트에는 여러 윈도우가 중첩되므로 각 윈도우에서 요구된 ONU들의 트래픽 정보가 합쳐져서 전체 노드들에 대한 세그먼트별 요구 정보를 형성한다. 다음 요구 블록에 대한 처리가 이루어 질 때 새 윈도우는 전송된 세그먼트를 제외하고 마지막 세그먼트 뒤에 하나의 세그먼트 정보를 확장하여 설정된다.

OLT에서는 RAU 슬롯을 통해 요구 정보를 받고 해당 RAU 슬롯에 대한 윈도우 설정 및 세그먼트별 트래픽 할당이 끝나면 현재의 세그먼트에 대한 허락 분배 알고리즘을 수행하여 허락 정보를 발생시킨다. 이 때 허락 분배 과정에서 같은 ONU에 대한 허락이 연속적으로 발생할 경우 전송되는 셀들이 운집되어 협상된 call의 peak rate 보다 빠른 속도로 전송됨으로써 심한 CDV를 발생시키고 수신측에서 셀 손실을 유발할 수 있다. 따라서 세그먼트별로 할당된 트래픽의 허락 분배 과정에서 같은 ONU에 발생한 셀들에 대한 허락이 연속적으로 이루어지지 않도록 셀 간격을 조절하는 spacing 메커니즘이 필요하다. 본 논문에서는 *Running-Window* 개념을 사용한 허락 분배 알고리즘

을 수행하여 허락을 분산시키고 하향 채널을 통해 허락 정보를 전송한다.

3. 트래픽 클래스 별 허락 분배 알고리즘

◆ CBR 및 VBR 트래픽 - *Running-Window* 허락 분배 알고리즘

수신된 RAU 슬롯에 대한 윈도우가 설정되고 세그먼트 당 셀 전송 요구량이 결정되면, 이어서 맨 앞에 위치한 세그먼트에 대해 허락 정보의 분배가 이루어진다. 앞서 기술된 ATM 트래픽 클래스별 특성과 성능 요구 사항을 보면 CBR/VBR 트래픽은 전송 지연과 CDV 측면에서 엄격한 성능을 요구하고, ABR 트래픽은 망의 부하 상황에 따라 융통성 있는 대역 할당이 이루어지며, UBR 트래픽은 망 자원의 효율적인 이용에 초점을 둔다. 본 논문에서는 허락 정보 할당 시 각 트래픽 클래스 별 서비스 특성을 고려하여 우선 순위를 적용한 허락 분배 알고리즘을 제안하였다.

먼저 APON에서 CBR/VBR 속성을 가지는 실시간 응용 서비스를 제공하기 위해서는 전송 요구된 셀들의 발생 패턴이 유지되어야 하며, CAC(Call Admission Control)에서 협상한 peak data rate 보다 빠른 속도로 전송되지 않아야 한다. 따라서 CBR/VBR 트래픽에 대해서는 허락 분배 과정에서 같은 ONU에 대한 연속적인 허락으로 인해 셀들이 버스트성을 갖지 않도록 *Running-window* 알고리즘을 제안하여 운집된 셀들을 분산시킬 수 있도록 하였다. CBR/VBR 트래픽은 다른 트래픽들보다 우선적으로 슬롯이 할당되므로 망의 부하가 많아지는 상황에서도 우선적으로 전송되어 평균 전송 지연 시간을 줄일 수 있다.

제안된 *Running-window* 알고리즘을 표 1에 의사코드로 기술하였다. 윈도우 설정 및 세그먼트 별 트래픽 분배 과정 후 한 세그먼트 시간 동안 각 NT에 전송 허락될 CBR/VBR 트래픽 요구량이 결정되었을 때, *Running-window* 알고리즘은 각 NT의 전송 요구량에 비례하는 weight를 부여하여 슬롯 타임별로 weight 값을 업데이트 해나가면서 요구량이 많은 NT에 대해 짧은 간격으로 자주 슬롯을 할당해준다. 셀 전송 요구량이 0보다 큰 NT에 대해 허락 정보가 발생하고 나머지 대역은 빈 슬롯으로 채워지게 되므로 weight 값은 전송할 것이 있는 NT와 빈 슬롯에 대해서만 할당한다. 각 NT는 세그먼트에 할당된 자신의 전송 요구량과 같은 크기의 weight 을 갖고 빈 슬롯에 대한 weight 은 세그먼트 내의 사용 가능한 대역에서 다른 NT들의

weight 합계를 뺀 값으로 설정된다. 매 타임 슬롯 단위로 전송 허락될 NT의 결정은 NT 별 *running-weight* 값을 비교하여 이루어진다. 각 NT 별 *running-weight* 값은 자신의 weight 값으로 초기 설정되고 타임 슬롯이 증가할 때마다 weight 만큼씩 증가된다. 각 타임 슬롯마다 *running-weight* 가 가장 큰 노드에 전송 허락(Permit)이 할당된다. 할당된 NT의 *running-weight* 값은 현재 값에서 다른 NT들의 *running-weight* 값들의 합을 뺀 값으로 재설정된다.

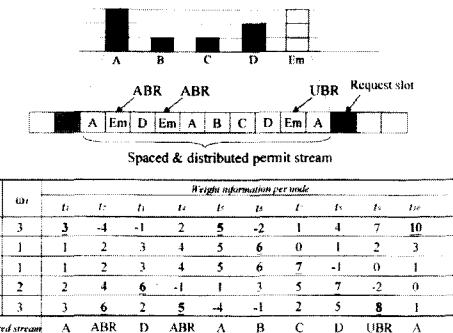


그림 5. *Running-window* 기반 허락 분배 알고리즘

Fig. 5. The permit distribution algorithm based on *Running-window* concept.

그림 5는 *Running-window*기반 허락 분배 알고리즘의 수행 예를 보인 것이다. 한 세그먼트가 10개의 슬롯으로 이루어졌다고 가정하고, 그림 5와 같이 각 NT의 전송 요구량이 할당되었을 때, 요구량에 비례한 weight를 사용하여 *Running-window* 알고리즘을 수행하면 각 타임 슬롯별로 아래와 같은 허락 분배 결과가 얻어진다. 제안된 허락 분배 알고리즘은 많은 셀 전송을 요구한 NT에 연속적 허락을 하지 않고 허락 정보가 세그먼트 내에서 분산시킴을 알 수 있다.

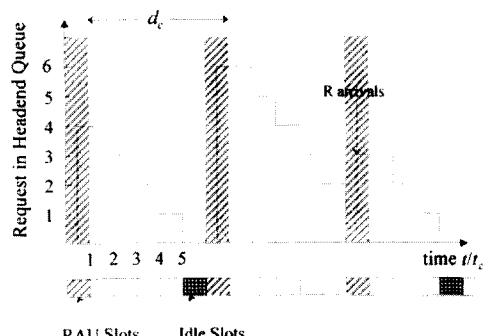


그림 6. 허락 분배에 따른 OLT의 허락 큐 상태 (예)

Fig. 6. An example of permit queue occupancy in OLT.

표 2. 시뮬레이션을 위한 트래픽 환경
Table 2. Traffic environment for simulation.

Traffic Specifications			
	CBR(Constant) / VBR(On-Off)	ABR(On-Off)	UBR(Poisson)
Peak bit rate	CBR(2Mbps+10Mbps) VBR(20Mbps)	20 Mbps	20 Mbps
Mean bit rate	CBR(2Mbps+10Mbps) VBR(2Mbps)	2 Mbps	2 Mbps
Intensity	50%	40%	10%
Total aggregate link capacity of Vb interface : 622.080Mbps			
Maximum aggregate capacity for one ONU : 155.520Mbps			
Propagation delay from ONU to OLT(μ s) : 100.204 μ s			

알고리즘에 의해 결정된 허락 정보는 OLT에 허락 큐에 순차적으로 저장되고 하향 채널을 통해 NT에 전송된다. RAU 슬롯 수신 후 허락 정보가 할당됨에 따라 변하는 OLT의 허락 큐 상태의 예를 그림 6에 나타내었다.

이와 같은 원도우 기반 허락 분배 알고리즘은 매 RAU 슬롯이 도착할 때마다 OLT에 의해 수행되어야 한다. 따라서 OLT는 복잡도 $O(n)$ 의 제안된 허락 분배 알고리즘을 한 RAU 슬롯 주기 내에 수행할 수 있도록 고속 하드웨어나 처리기를 통해 구현되어야 한다.

대해 세그먼트별 분배가 이루어지며, 하향 스트림의 빈 슬롯에 FIFO 방식으로 ABR 셀들을 할당한다. UBR 트래픽의 전송은 해당 세그먼트에 ABR 전송 요구가 없고, 하향 스트림에 빈 슬롯이 있는 경우에만 이루어진다. 그림 6에 제안된 트래픽 클래스별 허락 분배 모델을 도시하였다. CBR/VBR에 트래픽은 원도우 분산 (Window-spacer) 알고리즘에 의한 허락 분배가 이루어지고, 허락 분배 후 설정된 하향 데이터의 빈 슬롯을 검색하여 ABR 및 UBR에 대한 허락이 전송된다. 이 과정 또한 그림 5의 허락 분배 예에서 도시하였다.

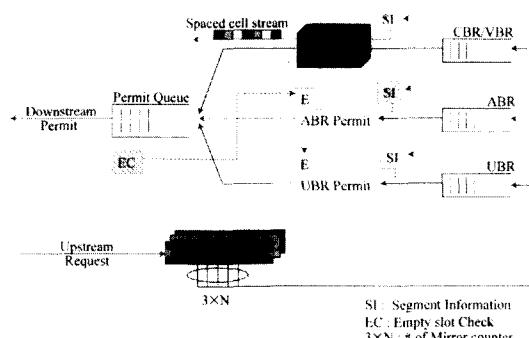


그림 7. 제안한 트래픽 소스별 허락 분배 모델
Fig. 7. The proposed permit distribution model for multiclass traffic source.

◆ ABR 및 UBR 트래픽의 전송

ABR 및 UBR 트래픽은 망의 사용 가능한 대역폭을 최대로 이용할 수 있도록 전송률이 유동적으로 변하는 트래픽으로 전송 지연 측면에서의 성능을 요구하지 않는다. 따라서 CBR/VBR의 우선적 허락 분배가 이루어진 후 하향 트래픽의 여분 대역에 ABR 및 UBR 트래픽의 허락이 분배된다. ABR 트래픽도 전송 요구량에

IV. 성능평가

본 논문에서는 제안한 MAC 프로토콜의 성능을 평가하기 위하여 시뮬레이터를 구성하고 기존에 제시되어온 RACE-II 프로젝트의 GlobalFIFO[4] 프로토콜의 성능과 비교 분석하였다. 시뮬레이션을 위한 APON 전송 모델은 [6]의 1:32 분기율을 기반으로 32개의 ONU 가 각각 하나의 B-NT1을 수용하고 있는 FTTH형 구조를 가정하였다. 상/하향 채널은 모두 622.080 Mbps의 속도의 TDMA 전송 형태를 가지며, 한 ONU는 상향 채널을 통해 최대 155.520 Mbps의 전송 속도로 데이터를 전송할 수 있다. 전송 요구를 위한 RAU 슬롯은 16 슬롯을 주기로 전송된다. 또한 분산되어 있는 ONU간의 타이밍 동기를 맞추기 위해 OLT는 Ranging 과정을 수행하여 모든 ONU가 같은 거리에 존재하는 것으로 간주함으로써 대역 할당 제어를 용이하게 한다. OLT에서 ONU까지는 100.204 μ s의 전파 지연 시간을 갖는다고 가정하였다.

시뮬레이션은 CBR와 VBR 트래픽 속성을 모델링

하기 위하여 다음과 같은 두 가지 트래픽 모델을 사용하였다. 먼저 CBR 트래픽은 일정한 주기를 가지고 셀을 발생시키는 constant cell rate 모델을 통해 구현하였다. 구현한 CBR 모델은 exponential 분포함수에 의해 새로운 호가 발생되어 Poission 분포 함수에 의해 결정된다. 뒤로 지속 시간 동안 트래픽이 발생되는 특징을 가진다. 불규칙하고 변화가 심한 VBR 트래픽 소스를 위해서는 On-Off 트래픽 모델^[1]을 사용하였다. On-Off 트래픽의 특성은 mean bit rate 과 peak bit rate 으로 정의되며, On 상태 동안에는 Peak bit rate 으로 셀이 발생되고 Off 상태 동안에는 셀이 발생되지 않는 버스트성을 가진다. On 상태와 Off 상태의 지속 시간은 exponential 분포에 의해 결정된다.

시뮬레이션을 위한 트래픽 환경은 표 2와 같다. 실험을 위한 입력 트래픽으로 2Mbps, 10Mbps의 CBR 소스와 2Mbps 평균비트율을 가지는 VBR (On-Off) 소스를 사용하였고, ON-Off 속성의 ABR 트래픽, Poisson 발생률을 가진 UBR 트래픽을 적용하여 제안한 프로토콜의 성능을 분석하였다.

성능 평가 기준으로서 CBR/VBR 의 전송 지연 특성과 OLT의 V_b인터페이스에서 측정한 1-point CDV의 분포를 Complementary Distribution ($=Pr(X > x)$)을 통해 나타내었고, 망 부하에 따른 각 트래픽 유형별 평균 전송 지연 시간을 구하여 기존 프로토콜과 비교하였다.

전송 지연 시간은 NT에 셀이 발생한 시점에서 요구/허락 과정 후 OLT가 상향 채널을 통해 해당 데이터 셀을 수신한 시점까지의 시간을 측정하였다. 1-point CDV는 peak cell rate을 기준으로 하여 셀간 전송 간격, $T = 1/(\text{peak cell rate})$ 로 하고 k 시점에서 셀의 실제 도착 시간을 a_k , 셀의 도착 참조 시점을 C_k 라고 하였을 때 C_k 와 a_k 의 차이로서 구해진다. 셀의 도착 참조 시점은 다음과 같다.

$$\begin{cases} C_0 &= a_0 \\ C_{k+1} &= a_k + T & \text{if } c_k < a_k \\ C_{k+1} &= c_k + T & \text{if } c_k \geq a_k \end{cases}$$

이 때 k 시점에서의 1-point CDV, y 는 다음과 같다.

$$y_k = C_k - a_k$$

그림 8은 제안된 프로토콜에서 CBR과 VBR 트래픽의 전송 지연 분포를 보인 것이다. CBR와 VBR 트래픽 모두 망의 부하가 변하더라도 일정한 지연 특성을

보임을 알 수 있으며, 각 부하에서는 지연 분포도 작은 분산을 가지고 일정하게 분포된다. 이는 CBR/VBR 트래픽이 제안된 허락 분배 알고리즘에 의해 원래 발생한 트래픽 패턴을 유지하면서 상향 채널을 통해 전송됨을 의미한다.

그림 9와 10은 망 부하(traffic load= ρ)를 0.4에서 0.8까지 변화시키면서 CBR과 VBR 트래픽의 CDV 분포를 측정한 그래프이다. 망 부하가 변하더라도 CBR 트래픽은 일정한 전송 지연 분포를 가지므로 CDV 변화가 크지 않을음을 알 수 있으며 GlobalFIFO에 비해 향상된 CDV 성능을 보인다. 높은 밀집성(Burst)을 갖는 VBR은 망의 부하에 따라 CDV가 다소 변화하나 GlobalFIFO의 최대 CDV가 210μs인 반면, 제안된 프로토콜은 98μs 이하로 향상된 CDV 성능을 보였다.

그림 11은 망 부하에 따른 각 트래픽 유형별 평균 전송 지연 특성을 도시한 것이다. Running-window 개념을 이용한 분산 알고리즘에 의해 허락이 분산된 CBR 및 VBR 트래픽은 망 부하에 상관없이 일정한 평균 전송 지연 특성을 보이며, 이는 액세스망으로서의 APON 특성에 부합된다.

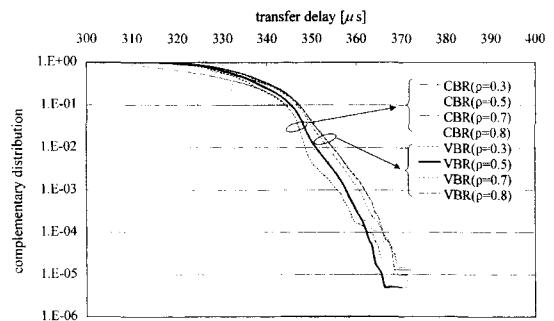


그림 8. CBR 및 VBR 트래픽의 전송 지연 특성
Fig. 8. Transfer delay of CBR/VBR traffic.

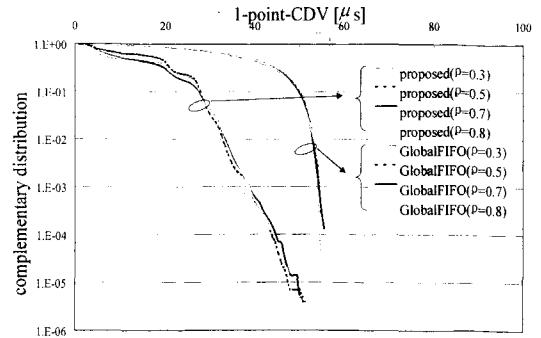


그림 9. 망 부하에 따른 CBR 트래픽의 CDV 성능
Fig. 9. CDV performance of CBR traffic with various offered load.

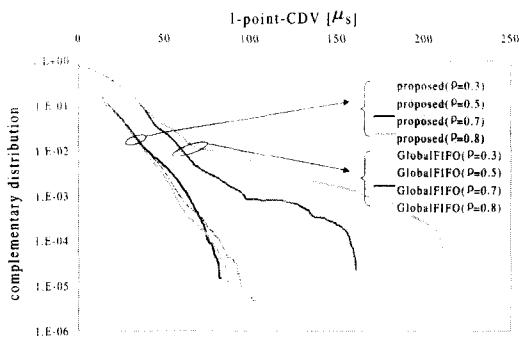


그림 10. 망 부하에 따른 VBR 트래픽의 CDV 성능
Fig. 10. CDV performance of VBR traffic with various offered load.

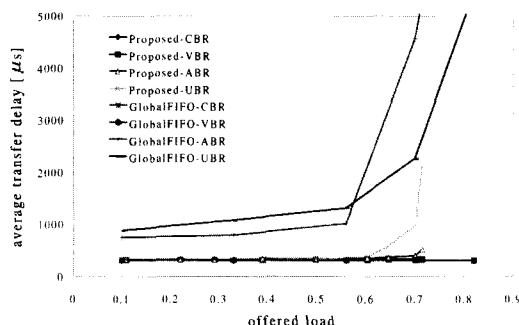


그림 11. 각 트래픽 유형별 평균 전송 지연 시간 비교
Fig. 11. The comparison of average transfer delay with various traffic categories.

망의 이용률에 따라 전송율이 변하는 ABR 트래픽은 적은 망 부하에서는 안정된 전송 지연 시간을 보이나, 망의 부하가 큰 경우 전송 지연도 선형적으로 증가한다. 가장 낮은 우선 순위를 가지고 서비스되는 UBR 트래픽은 망의 부하가 커질수록 평균 전송 지연 시간도 큰 폭으로 증가함을 볼 수 있었다. ABR과 UBR 트래픽에 대해 제안된 프로토콜의 성능이 평균 전송 지연 시간과 서비스율 측면에서 GlobalFIFO에 비해 큰 폭으로 향상되었음을 알 수 있다.

V. 결론

본 논문에서는 APON에서 멀티클래스 트래픽의 효율적인 전송을 위한 윈도우 기반 허락 분배 기법을 제안하였다. 제안된 MAC 프로토콜은 주기적 요구 메커니즘을 사용한 상향 프레임에 트래픽 유형별로 요구 필드를 두어 발생한 셀들의 전송을 요구할 수 있도록 하고, 각 트래픽의 특성을 고려한 허락 분배 알고리즘

을 제안하여 트래픽 유형별 전송 품질을 만족할 수 있도록 하였다. 즉, CBR/VBR 트래픽에 대해서는 Running-window 개념을 이용한 분산 알고리즘을 수행하여 전송 요구된 셀들의 발생률과 전송률을 균형시킴으로써 CDV와 셀 전송 지연을 최소화할 수 있도록 하고, ABR 트래픽에 대해서는 허락 분배 후 여분의 대역을 우선적으로 할당함으로써 전송 지연을 줄이고 서비스율을 높였다. 또한 남은 대역은 UBR 트래픽에 대한 허락을 분배하여 망 지원의 이용률을 높일 수 있도록 하였다. 시뮬레이션을 통해 제안된 기법의 성능을 기존 프로토콜과 비교 분석한 결과 CBR/VBR 트래픽의 CDV 성능이 크게 향상되었으며, ABR과 UBR 트래픽은 서비스율과 평균 전송 지연 시간 측면에서 성능 향상을 보였다.

참고 문헌

- [1] U. Killat, editor. Access to B-ISDN via PONs: ATM Communication in Practices. John Wiley & Sons Ltd & B.G. Teubner, 1996.
- [2] Babul Miah and Laurie Cuthbert, An Economic ATM Passive Optical Networks, *IEEE Comm Magazine*, pp.62-68, March 1997.
- [3] Ingrid Van de Voorde and Gert Van der Plas, Full Service Optical Access Networks: ATM Transport on Passive Optical Networks, *IEEE Comm Magazine*, pp.70-75, April 1997.
- [4] F. Panken, C. Blondia, O. Casals, J. Garcia, A MAC Protocol for ATM PONs Supporting Different Service Categories, *ITC15*, pp.825-834, 1997.
- [5] Joachim Charzinski, A New Approach to ATM Access Networks, *Proceedings of SPIE Conference*, vol. 2917, pp.108-119, 1996.
- [6] ITU-T Recommendation G.983, "High Speed Optical Access Systems based on Passive Optical Network(PON) Techniques," 1998.
- [7] ITU-T Recommendation I.356, "B-ISDN ATM Layer Cell Transfer Performance," 1995.
- [8] H.S.Lee, A.Fujii, Y.C.Kim, Window-based Permit Distribution Scheme for ATM PON, *Technical Report of IEICE, IEICE SSE98-45*, pp.19-24, July 1998.

저자 소개



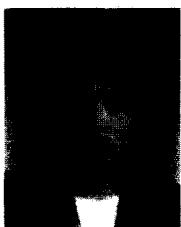
李 湖 淑(正會員)

1994.2 전북대학교 컴퓨터공학과(공학사). 1996.2 전북대학교 컴퓨터공학과(공학석사). 1997.9~1998.9 일본 동북대학교 전기·통신공학부(교환 연구원). 2000.2 전북대학교 컴퓨터공학과(공학박사) 예정



魯 善 植(正會員)

1993.2 전북대학교 컴퓨터공학과(공학사). 1995.2 전북대학교 컴퓨터공학과(공학석사). 현재 전북대학교 컴퓨터공학과 박사과정 재학중



殷 知 淑(正會員)

1998.2 전북대학교 컴퓨터공학과(공학사). 현재 전북대학교 컴퓨터공학과 석사과정 재학 중

金 永 川(正會員) 第 32 卷 A 編 第 9 號 參照

현재 전북대학교 컴퓨터공학과 교수