
G.983.1 기반의 ATM PON에서 MAC을 위한 승인요청 프로토콜에 관한 연구

정 해*, 김진희**, 권순철***

A Study on the Grant Request Protocol for the MAC of ATM PON Based on ITU-T G.983.1

Hae Chung, Jin-Hee Kim, Sun-Chul Kwun

요 약

ATM PON은 국사 내에서 하나의 OLT가 수동 (passive) 광 분기 방식을 통해 가입자 지역의 최대 64 ONU를 제어함으로써, FTTx 형태의 가입자를 하나의 플랫폼에서 경제적으로 수용할 수 있는 장점이 있다. 이 시스템이 동작하기 위해서는 효율적인 MAC 프로토콜이 구현되어야 하는데, ITU-T G.983.1에서 MAC 분야는 아직 추후 연구 과제로 남아있다. 본 논문은 G.983.1의 ATM PON이 동작하기 위한 MAC 프로토콜에서 ONU가 상향으로 셀을 전송하는데 필요한 승인요청 방법을 제안한다. G.983.1 기반이 아닌 MAC 프로토콜의 장단점을 살펴본 후, 승인요청에 필요한 미니슬롯의 주기와 길이를 계산하고 구현에 적합한 최적 값을 결정한다. 또한, 물리계층 OAM 셀을 코딩하는 방법과 결정된 파라미터들을 할당하는 절차를 제안한다.

Abstract

As an OLT in the central office controls up to 64 ONUs in the subscriber area via a passive optical splitter, the ATM PON system can accommodate FTTx in a single platform with low cost. To operate the system, it is important to implement an efficient MAC protocol, however, the protocol is currently the further study area in the ITU-T G.983.1. In this paper, we suggest the MAC protocol which is needed to

* 금오공과대학교 전임강사

** 한국통신 연구개발본부

*** 한국통신 가입자망연구소 책임연구원, 연구기획팀장

접수일자 : 1999년 12월 11일

send cells of ONU to upstream, and based on the ITU-T G.983.1. We survey conventional MAC protocols which are not based on G.983.1, and then formulate the minislot period and length for the grant request and determine the optimal value of each parameter. Also, we suggest a coding scheme for the grant field of the PLOAM cell and the procedure allocating optimal parameters to the ONU.

I. 서 론

초고속 정보통신 서비스는 크게 국간망과 가입자 액세스망의 기반 위에서 비롯된다. 고속 데이터 서비스 개념이 대두된 이래, 이를 위한 효율적인 망을 구성하기 위하여 끊임없이 연구가 지속되어 왔다. 대개 국간 전송방식은 DWDM (Dense Wavelength Division Multiplexing) 기술을 이용한 전광 망의 형태로 발전할 것으로 예상되고, 유선 가입자망은 궁극적으로 FTTH (Fiber-to-the-Home)의 형태로 전개 될 것으로 간주된다. 그러나 동선과 동축케이블과 같은 기존의 통신기반을 무시할 수 없기 때문에, 현재 여러 가지 형태의 가입자망이 존재한다. 따라서 궁극적인 망 형태로 진화가 용이하면서, 경제성과 효율성을 고루 갖춘 가입자망을 개발하는데 관심이 집중되고 있으며, 이것을 달성하기 위해서는 여러 가지 조건들을 고려하여야 한다[1]~[3].

일반적으로 가입자라 함은 주거지역, 학교, 사무실, SOHO에서 대기업에 이르기까지 다양하다. 그 외에 고려할 수 있는 가입자로서 서비스 제공자가 있고, IMT-2000이 상용화 될 무렵에는 무선 기지국도 새로운 유선 가입자로 등장할 수 있다. 이와 같이 이미 많은 형태의 가입자가 존재하고 추후에 새로운 형태의 가입자가 등장함으로써, 이들이 요구하는 대역폭은 서로 다를 것이며, 국사에서 떨어진 거리도 다양하게 분포될 것이다. 현재 동선과 동축케이블을 이용한 ADSL (Asymmetric Digital Subscriber Line) 및 FTTC (Fiber to the Curb) 그리고 HFC (Hybrid Fiber Coaxial)와 MCNS (Multimedia Cable Network System) 등은 주로 일반 주거용 가입자를 대상으로 함으로써, 대역폭과 서비스 반경에 제약이 따른다. 그러므로 차세대 가입자망은 단일한 플랫폼에서 요구사항이 다른 가입자를 수용하여 시스템을 저가로 구현할 수 있어야 한다[4].

이러한 환경을 고려할 때 APON (ATM Passive Optical Network)은 차세대 가입자망으로서 좋은 대

안이 될 수 있다. APON의 특징은 국사에 설치된 OLT (Optical Line Termination)에 연결된 하나의 광케이블을 통해 하향으로 전달하는 신호는 스플리터 (splitter)를 통과하면서 최대 64 가닥의 광케이블로 분기하여 ONU (Optical Network Unit)에 방송 (broadcast)된다. 반대로 여러 대의 ONU들이 전송하는 신호는 결합기 (combiner)를 통해 하나의 광케이블에 다중화 되어 OLT에 전달된다. OLT와 ONU 사이의 거리는 20 Km까지 지원하고, ONU의 설치 장소 및 처리용량에 따라 FTTCab (Fiber-to-the-Cabinet), FTTC, FTTB (Fiber-to-the-Building), FTTH (Fiber-to-the-Home) 형태로 전개되며, 특히 FTTH와 같이 맥내에 설치된 ONU를 ONT (Optical Network Termination)라 칭한다 [5]. 전송속도는 하향이 155.52 및 622.04 Mbits/s를 상향은 155.52 Mbits/s를 지원한다. 또한, 특정한 ONU에 주어진 용량 내에서 상·하향으로 임의의 대역폭을 제공할 수 있다. 결국 APON은 하나의 플랫폼에서 다양한 가입자망 형태인 FTTx (Fiber-to-the-x)를 수용하므로, 주거용 가입자에게는 FTTCab 이나 FTTC에 ADSL 혹은 VDSL 접속을 제공하거나 나아가 FTTH를 제공함으로써 용량을 자유롭게 조절할 수 있다. 또한 대규모 사업자나 서비스 제공자가 거주하는 빌딩에는 FTTB나 경우에 따라 FTTH를 설치할 수 있다. 그러므로 APON은 현재뿐만 아니라 미래의 서비스를 대비한 좋은 해법으로 간주된다.

APON을 구현하기 위한 주요 기술로서 크게 ranging과 MAC (Medium Access Control) 프로토콜이 있다. 하향 신호는 스플리터를 통해 분기되어 방송됨으로서 보안문제를 제외하면 특별한 어려움이 없다. 그러나 ONU들이 상향으로 보내는 신호는 수동소자인 결합기를 통과한 후 다중화 되기 때문에 비록 OLT가 어떤 타임슬롯을 특정 ONU가 사용하도록 지정하였다 할지라도, 각각의 ONU와 OLT 사이의 거리 (0 ~ 20 Km)가 다르면 셀 간의 충돌이 발생할 수 있다. APON은 링크 용량

을 효율적으로 사용하고 서비스 품질을 유지하기 위하여 충돌을 방지해야 하나, 저렴한 가격과 용이한 유지 보수를 위해 수동소자로 구현된 스플리터와 결합기는 이러한 문제를 해결할 수 없다. 그러므로 OLT는 새로 등록되는 ONU를 감지하여 거리를 측정 한 후, ONU들이 셀의 전송하기 전에 대기하는 시간인 등화지연 (equalized delay)을 다르게 할당하여, 모든 ONU들이 가상적으로 동일한 위치에 존재하는 것처럼 보이게 하는데, 이것을 ranging 프로토콜이라 한다. 이것은 이미 G.983.1에서 표준화가 완료된 상태이다.

APON에서 MAC 프로토콜은 다수의 ONU가 필요로 하는 다양한 대역폭을 동적으로 제공하는 기술로서 아직까지 추후 연구과제로 남아있다. MAC은 크게 승인요청 프로토콜 (Grant Request Protocol, 이하 GRP)과 승인분배 알고리즘 (Grant Distribution Algorithm, 이하 GDA)으로 구성된다. GRP는 ONU가 상향으로 셀 전송을 위해 타임슬롯을 할당받으려 OLT에게 자신의 정보를 전달하고, OLT는 이에 따라 셀 전송 승인을 제공하는데 필요한 절차와 과정을 말한다. 그리고 OLT가 승인을 발행하기에 앞서, ONU들이 보내준 정보를 취합하여 적절한 방법으로 승인을 분배하는 방법을 GDA라고 한다. 따라서 GRP는 OLT와 ONU의 호환을 위한 외적인 요소이고 GDA는 순수하게 OLT의 내적인 요소이다. GRP는 프레임 구조와 밀접한 관계가 있으며, GDA는 구현 방식에 따라 링크의 효율에 영향을 미친다. 효율적인 시스템의 구현을 위해서 두 가지가 모두 중요한 요소이나, GRP의 개발이 선행된 후에 GDA는 점차적으로 개선해 나갈 수 있다. 본 논문은 OLT와 ONU 간의 시스템 호환을 위한 GRP를 제안하는 것이 목적이다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 먼저 II장에서 G.983.1의 MAC과 관련된 내용을 소개하고, G.983.1의 기반이 아닌 MAC 프로토콜의 동향을 살펴본다. III장에서는 MAC에 필요한 ranging의 개요를 설명하고, ONU가 셀 승인 요청을 위하여 전달하는 미니슬롯 (minislots)의 주기와 길이, 링크 오버헤드 등을 계산한다. IV장에서는 수치 결과를 통하여 프로토콜이 동작할 때 필요한 최적의 파라미터를 결정하고, 이를 바탕으로 PLOAM

(Physical Layer Operation And Maintenance) 셀의 승인필드의 코딩방식과 파라미터 할당절차를 제안한다. V장에서 결론을 내리고 추후 연구되어야 할 사항을 언급한다.

II. APON의 동향

1. G.983.1 TC 계층

APON의 전송수렴 (Transmission Convergence, TC)계층과 프레임의 구조는 G.983.1에 자세히 기술되어 있으므로, 여기서는 MAC 프로토콜과 관련된 중요한 요소들만 기술하기로 한다. [3]과 [5]에 주어진 바와 같이 하향 프레임은 56개의 타임슬롯으로 구성되어 주기적으로 반복되며, 각 타임슬롯은 53바이트의 크기를 가짐으로서 일반적인 셀과 구조가 동일하다. 그리고 상향 프레임은 그림 1과 같이 53개의 타임슬롯이 반복되며, 각 타임슬롯은 56바이트의 크기로서, 3바이트의 오버헤드

표 1. 하향 PLOAM 셀의 유료부하 내용

Table 1. Payload content of downstream PLOAM cell

1	IDENT	25	GRANT20
2	SYNC1	26	GRANT21
3	SYNC2	27	CRC
4	GRANT1	28	GRANT22
5	GRANT2	29	GRANT23
6	GRANT3	30	GRANT24
7	GRANT4	31	GRANT25
8	GRANT5	32	GRANT26
9	GRANT6	33	GRANT27
10	GRANT7	34	CRC
11	CRC	35	MSG_PON_ID
12	GRANT8	36	MSG_ID
13	GRANT9	37	MSG_FIELD1
14	GRANT10	38	MSG_FIELD2
15	GRANT11	39	MSG_FIELD3
16	GRANT12	40	MSG_FIELD4
17	GRANT12	41	MSG_FIELD5
18	GRANT14	42	MSG_FIELD6
19	CRC	43	MSG_FIELD7
20	GRANT15	44	MSG_FIELD8
21	GRANT16	45	MSG_FIELD9
22	GRANT17	46	MSG_FIELD10
23	GRANT18	47	CRC
24	GRANT19	48	BIP

와 53 바이트의 셀로 구성된다. 3 바이트 오버헤드는 상향으로 전달되는 연속적인 두 셀 사이의 간격을 유지하고, 비트 및 바이트 동기 작업을 수행하는데 이용된다.

하향 프레임의 56 개 셀 중에 첫 번째와 스물아홉 번째 타임슬롯은 주기적으로 PLOAM 셀이 점유한다. PLOAM 셀 헤더는 일반적인 물리계층 셀과 동일하나 다만 유료부하 식별자 (payload identifier)가 110으로 코딩되어 APON에서 사용되는 특수한 OAM 셀임을 나타내고 있으며, 48 바이트 payload의 구조는 표 1과 같다. 먼저, IDENT 필드는 이 PLOAM 셀이 프레임 내의 첫 번째 것인지 혹은 두 번째 것인지를 나타낸다. 다음으로 등장하는 SYNC1, SYNC2 필드는 OLT가 ONU에게 1 KHz 기준 클럭을 제공하기 위한 것이다. 나머지의 구성은 크게 승인필드와 메시지필드로 구분된다. 승인필드는 지정된 타임슬롯을 누가 사용할 것인지를 결정해 준다. 즉, j ($j = 1, 2$)번째 PLOAM 셀의 GRANT k ($1 \leq k \leq 27$)라는 것은 상향 53 개의 타임슬롯 중에서 $27(j - 1) + k$ 번째 것을 GRANT k 라는 ID를 할당받은 개체 (ONU가 아닐 수도 있음)가 사용함을 의미한다. 다만 두 번째 PLOAM·셀의 마지막 승인 ($j = 2, k = 27$)은 그 누구에게도 할당하지 않고 항상 idle로 채워지는데, 그 까닭은 상향 타임슬롯이 53 개로 구성되기 때문이다. 현재 G.983.1에는 OLT가 ONU로 하여금 상향으로 전송을 허가하는 것들로서 ranging grant, unassigned grant, idle grant로 각각, 11111101, 11111110, 11111111 세 가지만이 정의되어 있고 나머지는 OLT가 할당하도록 하고 있다. 이러한 할당은 ranging 절차에서 PLOAM 셀의 메시지필드를 통해 이루어지며, 이 필드는 ONU에 대한 OLT의 명령어와 할당할 파라미터 값들로 채워진다. 본 논문에서는 시스템 구현에 반드시 필요한 사용자 셀, 상향 PLOAM 셀, 그리고 분할슬롯 (divided slot)의 승인필드의 코딩 값을 IV 장에서 정의할 것이다.

하향과 달리 상향 프레임의 타임슬롯은 OLT가 지정해 주는 승인이 무엇이나에 따라 사용자 셀, 상향 PLOAM 셀, 그리고 분할슬롯으로 채워질 수 있다. 그 중에서 분할슬롯은 그림 1에서 보는 바와

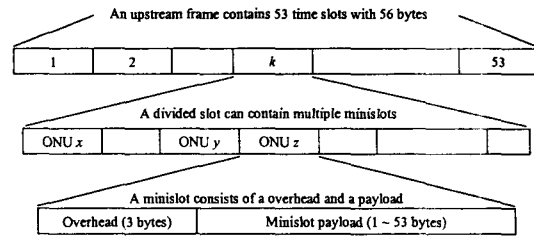


그림 1. 분할슬롯의 형식
Fig. 1. Format of divided slot

같이 상향 56 바이트 타임슬롯을 점유하고 있고, 그 안에는 한 개 이상의 미니슬롯으로 채워서 링크의 용량을 절약한다. 이 미니슬롯에는 OLT가 제어하는 ONU 혹은 개체가 승인을 요청하는 내용이 들어간다. 현재 미니슬롯의 유료부하 길이는 그림과 같이 1 ~ 53 바이트를 사용하게 되어 있으며, 정확한 길이와 사용의 주기는 아직 정의되어 있지 않다. 따라서 본 논문에서는 미니슬롯 사용하는데 있어서 필요한 파라미터를 정의하여 계산하고 최적 값을 산출할 것이다.

2. G.983.1 기반이 아닌 MAC 프로토콜

유럽에서는 수요밀집지역이 아닌 곳에서도 고속 데이터 서비스를 제공하기 위하여 APON을 일찍부터 연구해 왔다. 여기서는 유럽의 RACE-II BAF (Broadband Access Facility)의 MAC과 일본의 후지쓰에서 개발한 MAC 프로토콜에 대하여 알아보기로 한다. 지금부터 OLT에서 MAC 제어를 담당하는 개체를 MMPC (Master MAC Protocol Controller)라고 하고, 이에 따라 ONU에서 제어를 받는 개체를 SMPC (Slave MAC Protocol Controller)라고 하기로 한다.

먼저 널리 알려진 global FIFO (First-in-First-out) 프로토콜이 있다. 이 프로토콜은 퀸 메리 대학과 런던 대학의 연구결과이고, 그 중 spacing과 관련된 한정 주기법칙 (bounded period rule)은 스페인의 바로셀로나 대학의 연구 결과이다[1],[6]. 이 프로토콜에서 사용하는 프레임 구조는 상·하향 모두 셀 오버헤드가 존재한다. 상향으로 ATM 셀을 보내고 있는 SMPC는 자신이 보내는 셀의 앞의 오버헤드를 이용하여 요청 정보 (현재 큐의 길이)를

보낸다. 상향으로 셀을 보내고 있지 않은 SMPC는 요청 블록 (request block)을 이용해서 자신의 정보를 전달한다. 이 요청블록은 G.983.1의 분할슬롯 개념과 유사하다. 모든 SMPC가 보내는 요청정보는 MMPC의 global FIFO 큐에 저장되고, 이 큐의 내용에 따라 MMPC는 하향 셀의 오버헤더마다 하나씩 승인을 제공하는 cell-by-cell의 승인을 제공한다. 따라서 G.983.1에서 PLOAM 셀의 승인필드를 이용하여 한꺼번에 승인을 제공하는 것과 큰 차이가 있다. 승인의 종류는 상향 셀 승인과 요청블록 승인이 있다. 이 프로토콜의 특징은 트래픽 변화에 빠른 대응을 보장한다. global FIFO 큐가 비어 있는 동안에 요청블록에 대한 승인을 제공하므로 이에 대한 대역의 소모는 거의 없다. 이것은 가장 보편적으로 간주되는 프로토콜이지만, G.983.1에서는 상향 셀의 오버헤더에 큐 길이 정보를 실을 수 없는 관계로 전적으로 수용할 수는 없는 방법이다.

다음으로 일명 McFRED라고 하는 프레임 기반 (frame based) 프로토콜이 있는데, 상 하향 모두 125 μ s의 프레임 구조로 되어 있으며 각각, 제어 정보가 들어가는 블록들이 선행되고 셀이 들어가는 블록이 뒤에 나타난다[2]. 상향 프레임의 제어 블록은 32 개의 ONU가 각각 8 비트로 구성된 m 개의 MAC 정보를 전달한다. MMPC는 상향 제어 블록의 요청정보를 해석하여 하향 프레임의 제어 블록에 승인을 실는다. 이 프로토콜은 ONU의 수가 증가할수록 제어블록이 길어져서 고정적으로 소비되는 링크용량이 증가한다. 그리고 상향으로 셀이 전달되는 블록은 각각의 ONU 별로 구획이 나누어져 있어서 OLT에서 별도의 spacing 기능이 요구되는 단점이 있다. 그래서 이 방법은 ATM 방식보다는 STM 방식에 적합하다.

DAA (Dynamic Allocation Algorithm) 프로토콜에서 사용하는 프레임 구조는 global FIFO와 동일하다. 특이한 사항으로서 SMPC는 현재의 큐 길이를 전달한 대신 주어진 시간 (윈도우) 내에서 새로 도착한 셀의 수를 전달한다[2]. 그 이유는 도착하는 셀의 수를 윈도우의 길이로 나눔으로서 MMPC가 셀의 도착률을 유추하기 위함이다. 산출된 도착률을 구간으로 필요한 대역을 계산하여 승인을 제공한다. 이 프로토콜은 새로 도착한 셀의 수를 전

달하기 때문에 OLT는 ONU들의 현재 보유하고 있는 큐의 길이를 추적하기 위하여 미러 (mirror) 카운터를 가지고 있다. 요청 정보의 전달과정에서 에러가 발생하면, 미러 카운터의 값이 실제 ONU가 가지고 있는 큐의 값과 차이가 날 수 있기 때문에 강인성 (robustness)을 위한 별도의 프로토콜을 고안해야 하므로 구현이 복잡한 편이다.

차세대 프로토콜이라고 하는 Belt Permit Programming (BPP) MAC 프로토콜은 BAF (RACE-II Project R2024) 과제의 지원으로 아테네 국립공과대학에서 수행한 연구결과이다. 초기에는 셀의 도착 위치를 고려하여 APON 시스템의 전체에서 FIFO를 유지하는 방법을 제안하였고[7], 후에 지연 우선 순위까지 고려하는 것으로 개선하였다[8]. BPP가 고려하는 중요한 요소는 예약 (reservation) 기반의 액세스 방식이 왕복전파지연이 크면 상향에 대한 다중화 기능에 나쁜 영향을 초래하여 ONU 간의 선입선출이 보장되지 않는다는 것이다. 따라서, 이 프로토콜은 상향 프레임의 요청블록에 ONU에 도착한 셀의 시간정보를 실을 수 있도록 상향 프레임 구조를 설계하였다. MMPC는 이 정보를 이용하여 ONU에 도착한 트래픽 패턴에 거의 유사하게 승인을 제공하여 셀 지연변이를 줄이는 것을 가장 큰 목적으로 한다. 이 프로토콜은 다른 것에 비해 상대적으로 셀의 지터 측면에서 가장 우수할 것으로 판단된다. 그러나, ONU의 수가 증가할수록 너무 많은 오버헤더가 요구되며, 구현이 복잡한 것이 단점이다.

마지막으로 후지쯔 연구소에서 제안한 Threshold Algorithm이 있다[9]. 이 프로토콜은 5 가지의 다양한 방법으로 승인과 요청이 이루어진다. 그 중에서 첫 번째 방법은 global FIFO와 유사하다. 즉, 요청을 위해서 10 비트의 셀 오버헤더를 이용한다. 두 번째 방법은 SMPC가 주기적으로 셀을 전송하여 큐의 길이를 알려준다. 세 번째와 네 번째 방법은 오버헤더의 길이를 줄이기 위해서 정확한 큐 길이를 알려주는 대신 큐의 임계 범위의 상태를 제공하는 방법을 이용한다. 다섯 번째 방법은 오버헤더가 없는 경우로서, 전체 대역은 모든 ONU에게 동일하게 공유되어, 상향 타임슬롯을 ONU들에게 일정한 양으로 배분하여 사용하도록 하고 있다.

이 프로토콜은 구현이 단순하며 상향 프레임이 가지는 오버헤더를 줄일 수 있으나, 그 오버헤더가 줄어짐으로서 ONU 간의 통계적 다중화 이득이 감소할 소지가 있다.

Ⅲ. 승인요청 프로토콜

1. 프로토콜의 기본요건

MAC 프로토콜이 동작하기 위해서는 상향으로 셀 전송을 허가하는 대상을 무엇으로 할 것이냐에 대한 정의가 있어야 한다. G.983.1에는 표 1에서 보는 바와 같이 PLOAM 셀에서 승인필드는 1 바이트로 정의되어 있으므로 식별할 수 있는 승인의 종류는 256 개이다. G.983.1에서 이미 세 개의 승인은 정의되어 있다. 그리고 승인을 제공하는 하나의 대상에 대하여 트래픽 (셀) 승인뿐만 아니라, 상향 PLOAM 셀과 분할슬롯 승인이 제공되어야 한다. 따라서 가상채널이나 가상경로를 대상으로 승인을 제공하는 데는 상당히 부족하다. 또한 UNI (User Network Interface, 즉, T_B 인터페이스)를 대상으로 제공하는 것도 문제가 될 수 있다. 왜냐하면, 대용량 ONU의 경우 100 개 이상의 가입자 접속을 제공할 수 있기 때문이다. 그러므로 ONU/ONT (PON_ID)를 대상으로 승인을 제공하는 것이 타당하다. 이를 바탕으로 IV 장에서 승인필드의 코딩방식을 제공한다.

다음으로 ONU가 미니슬롯을 통해 전달하는 정보에 대하여 고려해 보자. 가장 단순한 방식은 아무런 정보 없이 OLT가 ONU에게 고정적인 승인을 제공함으로써 일정한 용량을 제공하는 것을 생각할 수 있다[9]. 이것은 구현이 단순한 반면, ONU간의 통계적 다중화 이득을 얻을 수 없으므로 링크의 효율을 저하시킨다. 반면에 전술한 McFRED에서는 승인을 제공할 때, 큐의 길이뿐만 아니라 ATM 계층의 트래픽 파라미터를 이용하기도 한다. 이것은 링크용량을 가장 효율적으로 사용할 가능성이 크나, OLT와 ONU의 구현을 복잡하게 하여 구현 가격의 상승을 유발한다. 두 방법의 중간해법으로 큐 길이를 전달하는 방식이 널리 사용된다. APON의 MAC 프로토콜은 ATM의 하부계층 (TC 계층) 기능으로 ATM 계층과 무관하게 독립적으로 프로토콜을 수행할 수도 있어야 하므로 본 논문에서는 큐 길이를 전달하

는 방식을 사용하기로 한다.

마지막으로 큐 길이정보를 전달하는 방법에 대하여 고려한다. 이것은 프레임의 구조와 밀접한 관계가 있다. RACE-II의 BAF에서 사용하는 상향 프레임의 구조를 보면 셀의 선행자를 통하여 큐 길이 정보를 수시로 전달할 수 있게 되어있다. 또한 셀 승인 역시 하향 셀의 선행자를 통해 전달된다. 그러나 G.983.1에서는 승인이 주기적인 하향 PLOAM 셀을 통하여 한꺼번에 전달되며, ONU의 정보는 상향 분할슬롯을 이용하도록 되어있다. 따라서 분할슬롯 내의 미니슬롯을 이용하여 주기적으로 ONU의 큐 길이 정보를 전달하는 것이 타당하다. 다음의 절에서 미니슬롯의 주기범위를 얼마로 하는 것이 합리적인가에 대하여 기술한다.

2. 미니슬롯의 주기

ONU가 큐 길이 정보를 전달함에 있어 그 주기를 결정하는 것이 중요한 이슈가 되며 링크의 효율과 반응시간에 대한 적절한 협상이 요구된다. 예를 들어, 주기를 짧게 하면, OLT는 요청에 대한 승인을 신속하게 제공할 수 있으나, 빈번한 분할슬롯의 사용으로 인하여 링크용량을 소모하며, 주기를 길게 할 경우에는 링크용량의 소모는 작다 할지라도 ONU의 셀 지연을 초래하여 서비스 품질이 저하된다. 따라서 적절한 주기를 찾아내는 것이 중요하다. 이는 APON의 ranging 프로토콜과 밀접한 관계를 가진다. 이 프로토콜의 개요를 설명하기 위해 다음의 파라미터를 사용한다.

- T_{pd} : OLT와 ONU 사이의 전파지연 (propagation delay)
- T_{res} : ONU의 응답시간 (response time)
- T_d : 등화지연 (equalized delay)
- T_{eqd} : 등화 왕복지연 (equalized round trip delay)

OLT가 PLOAM 셀을 이용하여 셀 승인을 제공하면, 전파지연이 경과한 후에 PLOAM 셀이 ONU에 도착한다. 이 전파지연은 OLT와 ONU 사이에서 광 신호가 전달되는데 걸리는 시간으로 ONU의 거리에 따라 다르게 나타난다. 광케이블 통한 신호의 전달속도는 진공의 2/3에 해당하므로 최대 거리

가 20 Km일 때, 최대 전파지연은 100 μ s에 해당한다. OLT가 보낸 신호는 방송되므로 모든 ONU가 PLOAM 셀을 해석한다. PLOAM 셀을 수신한 직후에서 해당 ONU가 그것이 자신에 대한 승인임을 인식하고 상향으로 셀을 전송하기 직전까지 걸리는 처리시간을 ONU의 응답시간이라 하며, 7 ~ 9 셀 (56 바이트 셀)시간이 소요된다[5]. OLT가 PLOAM 셀에 각 ONU들이 서로 다른 타임슬롯에 셀 전송을 승인하였다 할지라도, ONU들이 OLT와 떨어진 거리가 다르기 때문에 광케이블이 공유되는 구간에서 충돌이 발생할 수 있다. 이를 방지하기 위하여 새로운 ONU가 PON에 연결되어 전원이 켜지면, ranging이라는 절차를 수행한다. 이 절차의 목적은 연결된 ONU에게 등화지연 (T_d)을 할당하는 것이다. 즉, 가까운 거리에 있는 ONU는 상향 셀 전송에 대한 승인을 받은 후 긴 지연을 두고 셀을 전송하게 하고, 멀리 있는 ONU는 승인을 받은 후 작은 지연을 갖고 셀을 전송하도록 하여 논리적으로 동일한 거리에 있는 것처럼 보이게 한다. 결국, 등화 왕복지연이란 OLT가 승인을 제공한 시점에서 해당 ONU가 보낸 셀이 OLT에 도착할 때까지 걸리는 시간으로, 거리에 관계없이 모든 ONU에 동일하게 적용되도록 하는 지연을 의미하며 다음의 관계식이 성립한다[5].

$$T_{eqd} = T_p + T_{res} + T_d + T_p = 2T_p + T_{res} + T_d \dots\dots\dots (1)$$

이 식에서 T_{pd} 과 T_{res} 는 각 ONU마다 다를 수 있지만, ranging을 통하여 OLT가 ONU에게 조정된 T_d 를 할당함으로써 일정한 등화 왕복지연을 얻을 수 있다. 이와 같이 APON의 MAC 프로토콜은 ranging 프로토콜의 기반 위에서 동작 가능하다.

미니슬롯의 주기를 T_{ms} 라고 정의하고, 그림 2를 통하여 이 주기의 범위를 고찰해 보기로 한다. ONU가 수신하는 하향 프레임의 지속 시간은 T_f 이고, $0.5T_f$ 마다 PLOAM 셀이 도착한다. 또한 OLT가 수신하는 상향 프레임에는 특정 ONU로부터 T_{ms} 마다 미니슬롯이 도착한다. OLT는 미니슬롯들이 도착하면 큐 길이 정보를 이용하여 스케줄링을 수행하고, 그 결과를 하향 PLOAM 셀에 실어 보

내므로 주기 $0.5T_f$ 주기로 승인이 전달된다. 이는 ONU가 상향으로 미니슬롯을 하향 PLOAM 셀의 주기보다 더 빨리 전달해도 링크용량만 소모할 뿐, 더 나아지는 것이 없음을 의미한다. 따라서 미니슬롯의 최소 주기는 $0.5T_f$ 이다.

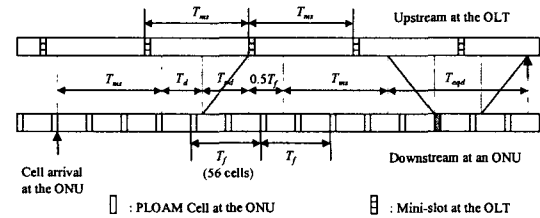


그림 2. 최대 셀 지연
Fig. 2. Maximum cell delay

미니슬롯의 최대 주기를 결정하기 위해서는 어떤 셀이 겪을 수 있는 모든 최악의 경우에 발생하는 지연을 감안하여야 하며, 그림 2는 이것을 설명한다. 우선 ONU에 어떤 셀이 도착하기 직전에 미니슬롯이 출발한 경우, 해당 셀의 정보를 실어주기 위해서는 T_{ms} 만큼을 기다려야 할 것이다. 그리고 ONU의 등화지연, T_d 후에 미니슬롯은 ONU를 출발하여 전파지연, T_{pd} 를 겪고 OLT에 도착한다. OLT는 $0.5T_f$ 마다 PLOAM 셀을 통해 승인을 전달해야 하므로 최소한 $0.5T_f$ 의 스케줄링 시간을 겪는다. OLT는 미니슬롯 내에 있는 셀들이 미니슬롯의 주기동안에 도착한 것들이므로 일반적인 경우 (과부하 아닌 상태)에는, 스케줄링 직후 T_{ms} 내에 서비스를 제공하는 것을 원칙으로 할 것이다. 이것은 T_{ms} 만큼의 지연을 더 겪는다는 것을 의미한다. 왜냐하면, 최악의 경우란 T_{ms} 내의 최후의 하향 PLOAM 셀의 맨 끝 필드에 승인을 제공하는 것이기 때문이다. 그리고 나서 ranging 절차에서 서술한 바와 같이 승인을 제공한 직후 T_{eqd} 가 경과한 후에 ONU의 버퍼에 들어있는 셀이 OLT에 도착한다.

이상의 기술과 그림 2에서, ONU에 도착한 셀이 겪을 수 있는 최악의 지연을 T^{max} 라고 정의할 때, $T^{max} = 2T_{ms} + T_d + T_{pd} + 0.5T_f + T_{eqd}$ 를 얻는다. 이것을 식 (1)을 이용하여 T_d 를 치환하면

$$T^{max} = 2T_{ms} + 2T_{eqd} - T_{pd} - T_{res} + 0.5T_f \quad \dots\dots (2)$$

로 변형된다. 결국 미니슬롯의 주기는 다음의 범위를 만족한다.

$$\frac{T_f}{2} \leq T_{ms} \leq \frac{T^{max} - 2T_{eqd} + T_{pd} + T_{res} - 0.5T_f}{2} \quad \dots\dots\dots (3)$$

ATM 망에서 실시간 트래픽의 끝점간의 지연을 고려할 때, 액세스 노드의 최대지연은 $T^{max} \leq 2$ ms로 제한하는 것이 타당할 것이다. 그 이상이 되면 끝점간의 통과 노드의 수가 5 개 이하라 할지라도, 최악의 경우에 왕복 20 ms 이상의 지연이 초래되고, 저속의 실시간 트래픽인 음성 의 경우 에 코 제거기를 설치해야 한다. 등화 왕복지연은 기본적으로 $1.48T_f$ 보다 큰 값을 가진다[5]. 만약 OLT 에서 상·하향 프레임시작 시간을 정렬하고자 한다면, 최소 $2.0T_f$ 의 값을 가지게 된다. 또한 T_{pd} 의 최소 값은 0 Km 거리의 ONU의 경우이므로 0 s 이고, 전술한 바와 같이 T_{res} 의 최소 값은 7 셀 시간이다. APON의 ONU는 하향 프레임에 동기를 맞추므로 (3) 식의 미니슬롯의 주기를 프레임의 단위로 표현하는 것이 편리하다. G.983.1에서는 상향 프레임은 53 개의 타임슬롯으로 구성되어 있으며, 분할슬롯의 경우를 제외하면 각각의 타임슬롯은 3 바이트의 선행자와 53 바이트의 셀로 구성된다. 이를 단순히 56 바이트 셀이라 부르기도 한다[5]. 상향 전송속도는 155.52 Mb/s를 가지므로 한 프레임의 절대적인 시간은 $T_f = 152.675 \mu s$ 에 해당한다. 따라서 미니슬롯의 주기는 $0.500T_f \leq T_{ms} \leq 4.366T_f$ 로 귀결된다.

이상에서 얻어진 미니슬롯의 범위 내에서 임의의 주기를 허용하는 것은 구현이 까다로워진다. 따라서 미니슬롯의 주기에 제한을 주어 구현의 용이함을 꾀할 필요가 있다. 본 논문에서는 $T_{ms} = 0.5mT_f$ ($1 \leq m \leq 8$, m은 정수)가 되도록 할 것으로 제안한다. 미니슬롯의 주기를 하향 PLOAM 셀의 주기의 배수가 되게 함으로써, OLT는 미니슬롯에 대한 승인 주기를 하향 PLOAM 셀 주기의 배수에 동기화 시킬 수 있다.

3. 분할슬롯의 주기와 링크 오버헤드

여기서는 지난 절에서 얻은 미니슬롯의 주기를 바탕으로 결정되는 분할슬롯의 주기와 링크 오버헤드를 구하기로 한다.

미니슬롯의 바이트 수, 하나의 분할슬롯에 들어갈 수 있는 미니슬롯의 수, 미니슬롯 주기 안에 필요한 분할슬롯의 수, 분할슬롯의 주기, 그리고 링크 오버헤드를 각각 $L_m, n_{ms}, n_{ds}, T_{ds}, C_o$ 라고 정의한다. 분할슬롯은 한 개의 상향 타임슬롯 (56 바이트)에 해당하므로, 하나의 분할슬롯에 들어갈 수 있는 미니슬롯의 수는 $n_{ms} = \lceil 56/L_m \rceil$ 이 될 것이다. 단, $\lceil x \rceil$ 는 x 이상의 최소의 정수이다. 접속된 ONU의 수를 N_u 라고 할 때, 미니슬롯의 주기 내에 $n_{ds} = \lceil N_u/n_{ms} \rceil$ 개의 분할슬롯이 필요하다. 결국 미니슬롯 주기에 n_{ds} 개의 분할슬롯이 필요한 것이므로, 분할슬롯의 주기는 $T_{ds} = T_{ms}/n_{ds}$ 가 된다. 한 프레임 (T_f)에는 53개의 타임슬롯이 포함되어 있으므로 T_{ds} 에는 $53T_{ds}/T_f$ 개의 타임슬롯이 있다. 이것은 $53T_{ds}/T_f$ 마다 타임슬롯 하나를 분할슬롯을 위해 사용해야 함을 의미하므로, 링크 오버헤드는 $C_o = T_f/(53T_{ds})$ 가 된다.

4. 미니슬롯의 길이

미니슬롯의 길이는 전달할 정보와 사용하는 프로토콜의 동작방식에 따라 좌우된다. 본 논문에서는 큐 길이 정보를 미니슬롯 내부 필드에 담기로 하였다. 그러나 사용할 프로토콜에 따라 큐 길이 정보가 가지고 있는 의미는 다르게 해석될 수 있다. 즉, 미니슬롯의 주기 내에 새로 도착한 셀 (미니슬롯을 보내기 직전 T_{ms} 동안 도착한 셀)의 수를 전달하는 방법과 현재 버퍼에 남아있는 모든 셀의 수를 전달하는 방법을 고려할 수 있다. Global FIFO의 경우는 전자와 후자의 것을 다 적용할 수 있고, DAA는 전자의 방식을 적용한다[2]. 전자는 큐 길이를 기록하는 필드의 길이가 상대적으로 짧을 수 있지만, II 장에서 기술한 바와 같이 구현이 복잡한 점이 있다. 반면에, 후자는 상대적으로 미니슬롯의 길이가 길어질 수 있지만, OLT의 미니슬롯에 코딩된 큐의 길이는 ONU의 현재의 큐 길이를 의미하기 때문에 미러 카운터 (mirror count)를

관리할 필요가 없으므로 구현이 단순하고, 자체적으로 에러에 대한 강인성을 유지한다. 왜냐하면, 어떤 미니슬롯에 에러가 발생하여 그것이 폐기된다 할지라도, 다음의 주기의 미니슬롯에서 해당 ONU의 정확한 큐의 길이가 전달되기 때문이다.

G.983.1 기반의 APON은 프레임의 구조가 Global FIFO와 다르지만 상기 두 가지 방식이 모두 적용될 수 있다. 그러기 위해서는 상대적으로 긴 미니슬롯의 길이가 요구되는 후자의 방식을 기준으로 그 길이를 산출해 보아야 할 것이다. 미니슬롯의 내부에서 큐 길이를 담는 필드의 길이는 어떤 ONU가 필요로 하는 최대의 셀 버퍼의 수를 고려하여 계산하여야 한다. TC 계층에서 필요로 하는 셀 버퍼의 최대 수는 어떤 ONU가 다른 ONU를 제치고 혼자서 전체 대역폭을 전부 사용하는 상황 (상향 전송속도에 해당하는 셀이 도착할 경우)을 가정하여 얻을 수 있다. 혼자서 사용하면 동시에 상향 전송속도까지 초과하는 경우는 고려할 필요가 없을 것이다. 이러한 환경에서 ONU의 큐가 비어있는 상태에서 첫 번째 셀이 도착한 시점에서 서비스 받기 직전까지의 시간을 계산해 보기로 한다. 다시 그림 2를 참조하면, 어떤 셀이 미니슬롯이 출발한 직후에 도착하면 그 정보가 OLT에 도착하는데 $T_{ms} + T_d + T_{pd}$ 가 소요된다. OLT에서 스케줄링 시간 $T_f/2$ 가 경과한 후 PLOAM 셀을 통해 승인을 보내고, T_{pd} 이후에 OLT에 승인을 담은 PLOAM 셀이 도착한다. Ranging 개요에서 밝힌 바와 같이 도착한 PLOAM 셀을 처리하는데 T_{res} 의 시간이 경과한 후부터 ONU는 상향으로 사용자 트래픽을 전달할 수 있다. 이후부터는 도착한 수만큼 승인을 제공받기 때문에 평형 상태가 된다. 결국 최초로 셀이 도착하여 승인을 받아 평형 상태에 도달하는 시간, T_{es} 는 식 (1)의 결과를 이용하면 다음과 같이 얻어진다.

$$T_{es} = T_{ms} + T_d + T_{pd} + 0.5T_f + T_{pd} + T_{res} \\ = T_{ms} + T_{eqd} + 0.5T_f \\ \dots\dots\dots (4)$$

이것은 셀이 도착하여 서비스를 받기 직전까지 걸리는 시간은 등화지연과 OLT에서의 스케줄링 시간을 합한 것과 같음을 의미한다. 만약 상향으로

전달하는 미니슬롯이 광선로에서 연속적으로 i 번 에러가 발생한 경우 도착한 셀이 서비스를 받기까지 걸리는 시간은 (4) 식을 다음과 같이 변형함으로써 얻어진다.

$$T_{es}^i = (i+1)T_{ms} + T_{eqd} + 0.5T_f \dots\dots\dots (5)$$

그러나 광케이블의 비트 에러율이 매우 낮기 때문에 2회 이상 연속으로 미니슬롯이 폐기되지는 않는다고 가정하면, $i = 1$ 로서 $T_{es}^i = 2T_{ms} + T_{eqd} + 0.5T_f$ 가 타당할 것이다. 위에서 언급한 최대 셀 버퍼 수는 T_{es}^i 동안에 155.52 Mbits/s의 속도로 유입되는 셀을 저장할 수 있는 버퍼 수를 의미한다. 이는 한 프레임 기간에 53 개의 셀이 도착하는 것이므로, TC 계층에서 요구되는 버퍼의 크기, Q_{TC} 는

$$Q_{TC} = \frac{53(2T_{ms} + T_{eqd} + 0.5T_f)}{T_f} \dots\dots\dots (6)$$

가 된다. 큐 길이를 코딩하는데 필요한 필드와 부가적 기능 (에러 검사 등)을 수행하는데 필요한 필드의 길이를 각각 l_q , l_a 라고 정의할 때, $l_q = \lceil \log_2 Q_{TC} \rceil$ 이다. 이로부터 미니슬롯의 길이는 미니슬롯 오버헤드 3 바이트를 포함하여 다음과 같이 산출할 수 있다.

$$L_m = 3 + \lceil (l_q + l_a)/8 \rceil \text{ [bytes]} \dots\dots\dots (7)$$

이 식의 결과를 바이트로 계산한 것은 미니슬롯의 크기를 바이트의 배수로 정의하기 때문이다[5].

IV. 수치결과를 통한 최적 파라미터 산출 및 할당 절차

1. 최적 파라미터 값의 결정

여기서는 III 장에서 계산한 내용을 바탕으로 구현에 가장 적합한 파라미터를 결정하고자 한다. 먼저 G.983.1의 규격을 준수하기 위해서는 최대 64 ONU가 연결된 상황에서도 $T_{ms} = 4.0T_f$ 를 만족해야 한다. 그래서 표 2는 $N_U = 64$ 이고 $T_{ms} = 4.0T_f$ 인 경우에 미니슬롯의 길이를 변화에 따라 하나의 분할슬롯에 들어가는 미니슬롯의 수, 한 주기에 필요한 분할슬롯의 수, 분할슬롯의 주기, 그리고 링크 오버헤드를 나타내었다. 미니슬롯은 기본적으로 3

표 2. 미니슬롯의 크기에 따른 분할슬롯의 주기와 오버헤더 ($N_U = 64$)

Table 2. Period of the divided slot and overhead for the mimislot size ($N_U = 64$)

L_m	$n_{ms} = \lfloor 56/L_m \rfloor$	$n_{ds} = \lfloor 64/n_{ms} \rfloor$	$T_{ds} = T_m/n_{ds}$	$C_o = T_f/(53T_{ds})$
4	14	5	$0.80T_f$	2.4 %
5	11	6	$0.67T_f$	2.8 %
6	9	8	$0.50T_f$	3.8 %
7	8	8	$0.50T_f$	3.8 %
8	7	10	$0.40T_f$	4.7 %
9	6	11	$0.36T_f$	5.2 %
10	5	13	$0.31T_f$	6.1 %

바이트의 오버헤더를 포함하기 때문에 최소한 4 바이트의 길이를 가져야 한다. 미니슬롯의 길이가 길어지면 분할슬롯에 들어갈 수 있는 미니슬롯의 수가 감소하기 때문에 주기 내에 필요한 분할슬롯의 수는 증가하고 이와 더불어 분할슬롯의 주기가 짧아져서 링크 오버헤더가 증가한다. 미니슬롯의 길이가 6과 7 바이트인 경우에 n_{ms} 가 다른데도 n_{ds} 가 같은 이유는 분할슬롯에 들어갈 수 있는 미니슬롯의 수가 9 혹은 8일 때, 미니슬롯의 주기 내에 필요한 분할슬롯의 수는 동일하기 때문이다.

표 3. 미니슬롯의 크기에 따른 분할슬롯의 주기와 오버헤더 ($N_U = 32$)

Table 3. Period of the divided slot and overhead for the mimislot size ($N_U = 32$)

L_m	$n_{ms} = \lfloor 56/L_m \rfloor$	$n_{ds} = \lfloor 32/n_{ms} \rfloor$	$T_{ds} = T_m/n_{ds}$	$C_o = T_f/(53T_{ds})$
4	14	3	$1.33T_f$	1.4 %
5	11	3	$1.33T_f$	1.4 %
6	9	4	$1.00T_f$	1.9 %
7	8	4	$1.00T_f$	1.9 %
8	7	5	$0.80T_f$	2.4 %
9	6	6	$0.66T_f$	2.8 %
10	5	7	$0.57T_f$	3.3 %

표 3은 현재 연결된 ONU의 수를 32로 하여 얻은 결과이다. 전체적으로 표 2와 동일한 변화 추세를

를 가지고 있고, 다만 필요한 분할슬롯의 수가 작기 때문에 분할슬롯의 주기가 길어져서 표 2에 비하여 링크 오버헤더가 약 절반 정도로 유지된다.

그러면 미니슬롯의 길이를 결정하기 위하여 식 (6)과 (7)을 계산해 보자. III.2에서 논의한 바대로 $T_{ms} = 4.0T_f$, $T_{eqd} = 2.0T_f$ 로 계산하면, Q_{TC} 는 556.5가 되므로 TC 계층에서 필요로 하는 버퍼의 수는 약 557 개 정도가 요구된다. 이에 따라 큐 길이를 코딩하는 필드의 길이는 $l_q = \lceil \log_2 557 \rceil = 10$ [bits]가 된다. 이것은 결국 미니슬롯의 길이가 최소한 5 바이트가 되어야 함을 의미한다. 그리고 여러 검사 필드와 추후에 다른 용도로 사용될 것을 고려하면 6 바이트가 선택할 수 있고, 만약 큐 길이 필드에 서로 다른 서비스 품질을 갖는 트래픽 클래스를 하나 더 수용하고자 한다면 7 바이트를 선택할 수 있다. 표 2와 3을 살펴보면 미니슬롯의 길이를 6과 7인 경우는 분할슬롯의 주기와 링크 오버헤더가 동일하기 때문에 미니슬롯의 길이를 7로 선택하는 것이 유리하다. 이렇게 할 경우 미니슬롯의 주기와 분할슬롯의 주기가 모두 하향 PLOAM 셀 주기의 정수배가 되므로 구현하기에 용이하다.

지금까지는 미니슬롯의 주기를 $4.0T_f$ 인 경우를 고려하였다. 이제 ONU의 수가 임의로 주어질 때 미니슬롯의 주기를 고려해 보자. ONU의 수가 많을 때는 소용량 ONU가 여러 대 연결되어 있고, 반대의 경우에는 대용량의 ONU가 연결되어 있는 경우가 일반적이다. 그러므로 전자의 경우에는 미니슬롯의 길이를 길게 해주어도 무방하고, 후자의 경우에는 미니슬롯의 주기를 짧게 해주는 것이 반응시간을 짧게 하여 좋은 성능을 유지하는 방법이 될 것이다. 분할슬롯의 주기를 ONU의 수에 관계없이 최대 ONU의 수를 기준으로 분할슬롯의 주기를 일정하게 유지하면 ($T_{ds} = 0.5T_f$), ONU의 수가 감소할 때 미니슬롯의 주기를 자연히 짧아지게 할 수 있다. 즉 다음과 같은 미니슬롯의 주기를 얻을 수 있다.

$$T_{ms}(N_U) = T_{ds} \lfloor N_U/n_{ms} \rfloor = 0.5T_f \lfloor N_U/8 \rfloor \dots\dots\dots (8)$$

이 식을 바탕으로 ONU의 수에 따라 미니슬롯 및 분할슬롯의 주기, 그리고 링크 오버헤더를 나타

낸 것이 표 4의 제안 1에 해당한다. 제안 1은 최대 ONU 수가 64인 경우로서, FTTH가 구현되는 상황에 가깝다. 그러나 초창기에는 FTTC로 운영되는 경우가 많으므로 32 개 이하의 ONU가 연결될 소지가 크다. 이 경우에 링크 오버헤더를 줄이고자 한다면 제안 2를 선택할 수도 있다. 어떤 안을 채택하든 미니슬롯의 주기는 $4.0T_f$ 이하로 유지한다.

표 4. 제안하는 미니슬롯의 주기

Table 4. Proposed period of the minislots

구분	제안 1			제안 2		
	T_{ms}	T_{ds}	C_o	T_{ms}	T_{ds}	C_o
1~8	$0.5T_f$	0.5T _f	3.8 %	$1.0T_f$	1.0T _f	1.9 %
9~16	$1.0T_f$			$2.0T_f$		
17~24	$1.5T_f$			$3.0T_f$		
25~32	$2.0T_f$			$4.0T_f$		
33~40	$2.5T_f$			$2.5T_f$	0.5T _f	3.8 %
41~48	$3.0T_f$			$3.0T_f$		
49~56	$3.5T_f$			$3.5T_f$		
57~64	$4.0T_f$			4.0		

2. 승인필드의 코딩방식과 파라미터 할당 절차

이제 PLOAM 셀에서 사용하는 승인필드의 코딩 방법에 대하여 논의한다. 표 2에 주어진 것처럼 미니슬롯의 길이를 7 바이트로 결정할 때, 64 대의 ONU를 지원하기 위하여 8 개의 분할슬롯이 필요

하다. 이것은 OLT가 분할슬롯 승인을 제공하기 위한 식별자가 8 개가 필요함을 의미한다. 이를 바탕으로 본 논문에서는 승인필드를 표 5와 같이 사용할 것을 제안한다. 먼저 최상위 비트 (bit 8)에 의해 망 제어용 승인과 사용자 트래픽 승인으로 분류한다. 망 제어용 승인의 경우, 7 번째 비트에 의해 상향 PLOAM 승인 (bit 7 = 0) 64 개와 그 외의 제어용 승인 (bit 7 = 1)으로 나누어진다. 일곱 번째 비트가 1인 경우는 G.983.1에서 기 정의된 유희승인, 무할당승인, 배치승인이 있고, 0인 경우는 분할슬롯에 대한 승인이 8 개 그룹에 대하여 주어진다. 즉, 하나의 분할슬롯에는 8 개의 미니슬롯이 포함되어 총 64 개의 ONU를 지원한다. 사용자 트래픽의 경우에 일곱 번째 비트가 1인 것은 해당 비트율의 트래픽을, 0인 것은 가변 비트율 트래픽에 대한 승인을 나타내며, 각각 64 대의 ONU를 식별한다.

전술한 바와 같이, 분할슬롯 하나가 1 ~ n_{ms} 개의 미니슬롯을 수용할 수 있다. 현재 N_U ($1 \leq N_U \leq 64$) 개의 ONU가 운영 중에 있다면, $n_{ds} = \lceil N_U/n_{ms} \rceil$ 개의 분할슬롯을 사용하는 것이 가장 효율적이다. 동일한 분할슬롯에 속해 있는 미니슬롯을 사용하는 ONU들을 하나의 그룹으로 간주하고 group_id를 분할슬롯 ID로 하여 OLT가 관리하게 된다. 이러한 사실을 고려하여 제안하는 프로토콜에서 미니슬롯의 할당절차는 다음과 같다.

- 새로운 ONU가 등록될 때: 현재 사용되고 있는 n_{ds} 개의 분할슬롯 중에 미니슬롯의 수가

표 5. PLOAM 셀의 승인필드에 대한 제안하는 코딩방식

Table 5. Proposed coding scheme for the grant field of the PLOAM cell

구분	Bit 8	Bit 7	Bit6 ~ 1	용도 (grant)	비고
제어용도	1	1	111111	Idle	Fixed in G.983.1
			111110	Unassigned	
			111101	Ranging	
			111100~001000	Reserved	
			000111~000000 (최대 8 개)	Divided slot	Future
0	OLT가 할당 (최대 64 개)	PLOAM	Proposed in this paper		
사용자 트래픽 용도	0	1		OLT가 할당 (최대 64 개)	CBR cell
		0		OLT가 할당 (최대 64 개)	VBR cell

n_{ms} 보다 작은 것이 있으면, 새로 등록될 ONU에게 그 분할슬롯 내의 공간에 미니슬롯을 사용하도록 미니슬롯 ID를 할당해 주고 동일한 group_id를 할당해 준다. 그렇지 않을 경우에는 새로운 group_id와 미니슬롯 ID를 생성함으로써 분할슬롯의 수가 하나 증가한다.

- ONU를 해지할 때: 해지할 ONU가 분할슬롯 하나를 혼자서 점유하고 있다면, 미니슬롯 ID가 해지될 뿐만 아니라, 분할슬롯 ID도 회수된다. 그렇지 않은 경우에는 일단 할당된 미니슬롯 ID만이 해지된다. 다음으로 모든 분할슬롯 내에서 사용되고 있는 미니슬롯의 수를 세어보고 분할슬롯의 수를 줄일 수 있는 경우(즉, $n_{ds} \geq \lceil N_U/n_{ms} \rceil$ 인 경우)에는 미니슬롯을 재배치하여 $n_{ds} = \lceil N_U/n_{ms} \rceil$ 가 되게 한다.

G.983.1의 규정을 준수하면서, 위와 같이 동작하기 위해서 다음과 같이 운영한다. 규격에 의하면 ranging과정에서 등화지연 값의 할당이 끝나면, 그 다음 절차로 해당 ONU에게 하향 PLOAM 셀의 메시지 필드를 이용하여 Divided_Slot_Grant_Configuration 메시지를 보낸다. 이 메시지의 DS_GR 필드(PLOAM 셀의 MSG_FIELD2)는 해당 ONU가 사용하게 될 분할슬롯의 승인 값이다. 이것을 위에서 정의한 group_id (혹은 분할슬롯 ID)로 사용한다. 그리고 메시지의 OFFSET 필드(PLOAM 셀의 MSG_FIELD4)는 해당 ONU가 사용할 미니슬롯이 분할슬롯 내에서 몇 번째 바이트에서 시작하는가를 나타내는데, 이것을 위에서 언급한 미니슬롯 ID로 사용한다. 이와 같이, Divided_Slot_Grant_Configuration 메시지를 이용하여 분할슬롯과 미니슬롯의 할당 및 해지를 용이하게 할 수 있다.

V. 결 론

본 논문에서 지금까지 G.983.1을 기반으로 하는 APON에서 표준화가 완성되지 않은 MAC 프로토콜의 GRP에 대하여 연구하였다. 먼저 큐 길이 정보를 전달함에 있어 분할슬롯을 구성하는 미니슬롯의 주기와 길이를 구하였고 링크 오버헤더를 계산하였다. 이를 바탕으로 수치결과를 통해 최적의

파라미터를 얻을 수 있었다. 즉, 미니슬롯의 길이는 7 바이트로 하고 8개의 미니슬롯이 하나의 분할슬롯을 구성하도록 하였다. 그리고 분할슬롯의 주기는 최대 64 개의 ONU를 지원할 때 $T_{ds} = 0.5T_f$, 즉 반 프레임 주기가 적당하다는 것을 알 수 있었으며, 이를 기준으로 연결된 ONU의 수에 따라 미니슬롯의 주기를 결정하였다. 최종적으로 PLOAM 셀의 승인필드를 코딩하는 방식과 G.983.1의 규격을 준수하는 범위에서 결정된 파라미터를 ONU에 할당하는 절차를 제안하였다. 제안된 프로토콜을 사용하여 구현된 시스템은 OLT와 ONU를 각각 다른 제조업체에서 제작하였다 하더라도 호환이 유지될 수 있을 것으로 사료된다.

APON의 성능에 크게 영향을 주는 요인은 승인 분배 알고리즘이다. 이것은 ONU로부터 수집된 큐 길이 정보를 가지고 OLT가 어떻게 스케줄링을 하는 것이 링크의 가용도를 최대화 할 수 있을 것인가에 관한 문제이다[10][11]. 뿐만 아니라 스케줄링 방식에 따라 셀의 spacing이 자동적으로 수행되는 것이 있고 (DAA와 BPP), 경우에 따라 OLT에서 별도로 spacing 기능을 추가해야 하는 상황이 발생하기도 한다 (McFRED). 그러므로 최적화된 APON을 구현하기 위해서는 G.983.1에 적합한 승인분배 알고리즘이 연구되어야 할 것이다.

참고문헌

- [1] B. Miah and L. Cuthbert, "An Economic ATM Passive Optical Networks," *IEEE Commun. Mag.*, pp. 62-68, March 1997.
- [2] U. Killat, *Access to B-ISDN via PONs: ATM Communication in Practice*, Wiley, 1996.
- [3] 정 해, 김 진희, 권 순철, "G.983.1 기반의 ATM PON을 위한 Ranging 프로토콜에 관한 연구," 한국해양정보통신학회 제 4권 제 1호, 2000. 4.
- [4] 정 해, "ATM PON 동향과 프로토콜," 제 3차 ATM-KIG Workshop, 1999. 10.
- [5] ITU-T Recommendation G.983.1, "Broadband Optical Access Systems Based on Passive

- Optical Networks (PON)," Geneva, Oct. 1998.
- [6] F. Panken, J. M. Barcelo, B. Miah, and S. Winstanley, "Investigation on Delay and CDV in an ATM-Based Optical Access Network," in *Proc. ATM'98 Workshop*, March 1998.
- [7] J. D. Angelopoulos, I. S. Venieris, and E. N. Protonotarios, "A Transparent MAC Method for Bandwidth Sharing and CDV Control at the ATM Layer of Passive Optical Networks," *Journal of Lightwave Technology*, vol. 14, no. 12, Dec. 1996.
- [8] J. D. Angelopoulos, G. C. Boukis, I. S. Venieris, "Delay Priorities Enhance Utilization of the ATM PON Access Systems," *Computer Commun.*, vol. 20, pp. 937-949, Dec. 1997.
- [9] M. Miyabe, M. Kasa, K. Tajima, T. Shinomiya, and H. Yamashita, "A Study of Dynamic Bandwidth Allocation for ATM-PON," *IEICE Trans. Commun.*, vol. E81-B, no. 12, Dec. 1998.
- [10] 정 해 외, "최적 ATM PON 구성을 위한 프로토콜 연구," 한국통신 가입자망연구소 중간연구보고서, 1999. 8.
- [11] 정 해 외, "최적 ATM PON 구성을 위한 프로토콜 연구," 한국통신 가입자망연구소 최종연구보고서, 1999. 12.



정 해(Hae Chung)

1987년 한양대학교 전자통신 공학과(학사)

1991년 한국과학기술원 전기 및 전자공학과(석사)

1996년 한국과학기술원 전기 및 전자공학과(박사)

1996년~1998년 엘지정보통신 선임연구원

1998년~현재 금오공과대학교 전임강사

*관심분야 : 가입자 액세스망, ATM망, 트래픽 제어, 통신 프로토콜



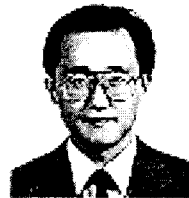
김 진 희(Jin-Hee Kim)

1987년 경북대 전자공학과(학사)

1991년 경북대 전자공학과(석사)

1991년~현재 한국통신 연구 개발본부

*관심분야 : 가입자망기술, ATM



권 순 철(Sun-Chul Kwun)

1983년 고려대 전자공학과(학사)

1985년 서울대 전자공학과(석사)

1990년 미국 Texas A&M Univ. (Ph. D.)

1985년~1986년 해태전자 특수 개발부

1991년~현재 한국통신 가입자망연구소 책임연구원, 연구기획팀장

*관심분야 : 가입자망기술