

WDM 기반의 광 가입자 망에서 우선순위 기반의 효율적인 가변 길이 메시지 예약 프로토콜

종신회원 이재훈*

Priority-based reservation protocol for variable-length messages in a WDM-based optical subscriber network

Jae hwoon Lee* *life Member*

요 약

광장 분할 다중화 (WDM) 기반의 다중 채널 망에서는 송신 노드와 수신 노드가 메시지 전송 기간동안 동일한 광장으로 동조될 수 있도록 하는 효율적인 프로토콜이 필수적이다. 이 논문에서는 서로 다른 QoS를 요구하는 가변 길이의 메시지를 우선순위 기반으로 전송할 수 있는 메시지 예약 프로토콜을 제안한다. 제안된 프로토콜에서는 높은 우선순위를 갖는 트래픽이 우선적으로 데이터 채널을 점유한다. 그렇지만 일단 송신 노드가 하나의 데이터 채널을 점유하면, 그 노드는 자신의 우선순위에 상관없이 점유한 데이터 채널을 독점적으로 사용할 수 있다. 또한 제안된 프로토콜은 망에 접속되어 있는 노드의 수의 변화에 무관하게 동작하며 어떠한 새로운 노드도 망의 초기화 요구 없이 언제든지 망에 접속할 수 있다. 제안된 프로토콜은 유한 노드 수의 모델에서 분석되었으며 처리율-지연 특성이 성능 측정을 위한 파라미터로서 조사되었다.

ABSTRACT

In a multi-channel network based of wavelength division multiplexing (WDM) technology, an efficient protocol is needed in order for the transmitter and receiver to be tuned to the same wavelength during message transmission time. This paper proposes a priority-based reservation protocol that can efficiently support variable-length messages that require different QoS requirements. In this proposed protocol, high-priority nodes can reserve the data channel before low-priority nodes. However, once a node reserves a data channel successfully, it can persistently use the reserved channel till message transmission is finished regardless of the priority of the node. Moreover, the protocol can operate independently of the number of nodes, and any new node can join the network anytime without requiring network re-initialization. The protocol is analyzed with a finite population model and the throughput-delay characteristics are investigated as performance measures.

I. 서 론

광섬유는 막대한 대역폭과 무시할 정도로 작은 여러 율, 그리고 수동 광소자의 사용으로 인한 높은 안정성 및 저 비용과 같은 우월한 성능을 가지고 있으며, LAN과 MAN 프로토콜에서는 이미 광섬유

가 광범위하게 사용되고 있다. 이러한 기존의 망에서 광섬유는 단지 시스템을 고속으로 동작할 수 있도록 하기 위하여 구리선 대신에 사용되며, 망에 접속되어 있는 노드들은 광섬유의 대역폭을 시분할 방식으로 배분하여 사용한다. 단일 모드 광섬유는 1.2~1.6 μm 의 저 손실 영역에서 약 20 THz 정도의

* 동국대학교 정보산업대학 정보통신공학과(jaehwoon@donguk.edu)

논문번호 : 040105-0308, 접수일자 : 2004년 3월 9일

※이 논문은 2002년도 한국학술진흥재단의 지원에 의해서 이루어졌음 (KRF-2002-003-D00290).

대역폭을 가지고 있다¹¹. 그러나 이러한 광섬유의 최대 가용 용량은 광섬유에 접속되어 있는 노드의 최대 전자 처리 속도인 수 *Gbps*로 제한된다. 파장 분할 다중화(Wavelength Division Multiplexing: WDM)는 이러한 광섬유의 막대한 대역폭을 이용하기 위한 기술이다¹². WDM에서 광섬유의 대역폭은 각각이 서로 다른 파장으로 동작하는 여러 개의 채널로 나뉘어지며, 각 채널의 대역폭은 노드의 전송율과 같다. 따라서 WDM 기술을 이용한 망은 다중 채널 망이 된다. 이 경우에는 망에 접속되어 있는 모든 노드들이 어떻게 이러한 광섬유의 막대한 대역폭을 효율적으로 이용하는가가 WDM 기반의 광가입자 망에서 중요한 이슈가 된다.

다중 채널을 수용하는 한 가지 방법은 각 노드가 각 채널 당 하나의 전송 레이저와 수신 필터 군을 장착하는 것이다. 그러나 이 방법은 송수신 장치가 고가이기 때문에, 단지 적은 수의 노드로 이루어진 망이 고려될 수 있다. 좀 더 많은 수의 노드를 수용하기 위한 다른 방법으로는 각 노드가 적은 수(즉, 하나 또는 둘)의 송신 장치와 수신 장치를 장착하도록 시스템을 설계하는 것이다. 이 경우, 노드의 송수신 장치의 변조 가능 여부에 따라 WDM은 (i) 고정 송수신 장치를 갖는 시스템, (ii) 고정 송신 장치와 가변 수신 장치를 갖는 시스템, (iii) 가변 송신 장치와 고정 수신 장치를 갖는 시스템, 그리고 (iv) 가변 송수신 장치를 갖는 시스템의 4가지로 분류될 수 있다¹³⁻¹⁴. 이 중에서 각 노드가 가변 송수신 장치를 장착하는 구조가 망에 좀 더 많은 수의 노드를 수용할 수 있다. 이 구조에서 메시지 전송이 가능하기 위해서는 송신단과 수신단이 메시지 전송 기간동안 동시에 동일한 파장으로 동조되어야 한다. 노드들 간의 제어 정보 교환을 위해서 하나의 파장이 제어 채널로서 사용되고, 다른 파장들은 데이터 채널로서 사용된다.

수동 성형 구조 기반의 초고속 광 가입자 망에서 다중 채널을 수용하기 위한 여러 가지 임의 액세스 프로토콜이 소개되고 제안되었다¹⁵⁻¹⁶. 이러한 프로토콜의 대부분은 고정 길이의 데이터 패킷의 전송을 기반으로 하고 있다. 그러나 회선 교환 트래픽이나 파일 전송과 같이 긴 전송 시간을 갖는 트래픽을 수용하고자 하는 경우에는 이러한 가변 길이의 메시지를 효율적으로 수용할 수 있는 프로토콜이 필수적이다. 가변 길이 메시지를 수용하기 위한 방법으로서 비동기 방식의 버퍼 예약 프로토콜이 제안되었다¹⁷⁻¹⁸. 이 프로토콜에서는 노드에 메시지가 도

착하면 그 노드는 slotted ALOHA 프로토콜을 이용하여 제어 채널을 통하여 자신의 제어 패킷을 전송한다. 전송되는 제어 패킷에는 메시지 길이와 목적지 주소에 대한 정보가 포함되어 있다. 만일 제어 패킷이 다른 것과의 충돌 없이 전송되면, 제어 패킷에 포함되어 있는 정보는 모든 노드에 저장되고 모든 노드들은 동일한 분산 예약 알고리즘을 구동하여 메시지 전송을 위한 데이터 채널과 전송 시간을 예약한다. 그러나 이와 같은 프로토콜에서는 새로운 노드가 망에 추가되는 경우 새로운 노드는 망에 접속되기 이전에 보내진 제어 패킷에 의해서 언제 어떤 데이터 채널이 다른 노드들에 의해서 예약되었는지를 알 수 없게 되며, 따라서 이러한 프로토콜을 이용하는 망에서는 새로운 노드가 망에 접속될 때마다 망의 초기화가 이루어져야 한다. 그러므로 망의 초기화 과정 없이 언제든지 노드가 망에 추가되거나 삭제될 수 있으면서도 가변 길이의 메시지를 수용할 수 있는 프로토콜이 필수적이다.

망의 초기화 없이 새로운 노드가 언제든지 망에 추가될 수 있고 목적지 충돌 현상이나 데이터 채널 충돌 현상을 방지하면서도 가변 길이의 메시지를 수용할 수 있는 여러 가지 프로토콜이 제안되었다¹⁹⁻²². 이 프로토콜에서는 전송되는 모든 트래픽들이 동일한 우선순위를 갖는다고 가정하였다. 그러나 현재의 통신망에는 최선형 서비스 기반의 데이터 트래픽 뿐만 아니라 음성 및 비디오와 같은 실시간 처리를 필요로 하는 멀티미디어 트래픽도 전송된다. 이러한 실시간 트래픽은 지연과 지터(jitter)에 민감하며 또한 대역폭 보장을 필요로 한다. 따라서 실시간 트래픽과 비실시간 트래픽이 하나의 망을 통하여 전송되는 경우에는 비실시간 트래픽에 비해서 실시간 트래픽이 우선적으로 처리될 수 있도록 하기 위한 프로토콜이 필수적이다.

이 논문에서는 서로 다른 우선순위를 갖는 가변 길이의 메시지를 효율적으로 전송할 수 있는 우선순위 기반 가변 길이 메시지 예약 프로토콜을 제안한다. 이 프로토콜에서 노드는 우선순위 기반의 동적 메커니즘을 이용하여 데이터 채널을 예약하지만, 일단 하나의 데이터 채널을 점유하면 메시지 전송이 완료될 때까지는 그 데이터 채널을 독점적으로 사용할 수 있다. 또한 제안된 프로토콜은 과거 정보 없이 가변 길이의 메시지를 전송할 수 있다. 따라서 새로운 노드도 망의 초기화 없이 언제든지 망에 접속할 수 있다. 또한 제안된 프로토콜을 이용하면 목적지 충돌 현상이나 데이터 채널 충돌 현상을 방지

할 수 있다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. II장에서는 우선 순위 기반 메시지 예약 프로토콜의 동작에 대해서 설명하고, III장에서는 제안된 프로토콜의 성능 분석을 위한 시스템 모델을 설정한다. IV장에서는 수학적 분석의 결과를 다양하게 보이고, 마지막으로 V장에서 결론을 맺는다.

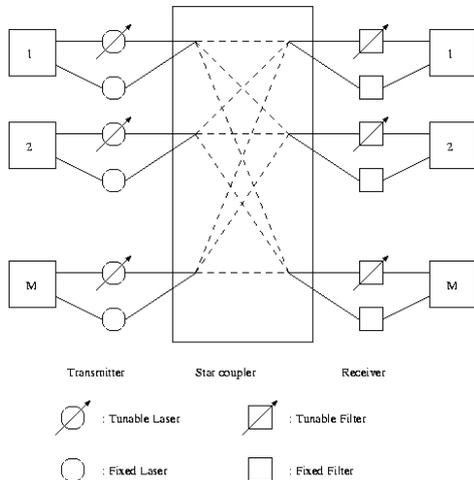


그림 1. 수동 성형 구조의 망 구성도.
Fig 1. Network architecture with a passive star topology

II. 우선순위 기반 메시지 예약 프로토콜

이 논문에서 고려되는 망 구조는 그림 1에 나타나 있다. 광섬유의 대역폭은 $(N + 1)$ 개의 WDM 채널로 나누어지며, 각각은 $(\lambda_0, \dots, \lambda_N)$ 의 서로 다른 파장을 가지고 있다. λ_0 채널은 제어 채널이라고 하며 노드들 간의 액세스를 조절하기 위하여 사용된다. $(\lambda_1, \dots, \lambda_N)$ 파장을 갖는 채널들은 실제의 메시지 전송을 위한 데이터 채널로서 사용된다. 망에는 $M(M > N)$ 개의 노드가 있으며, 이 노드들은 p 의 우선순위를 갖는 노드들로 분류된다. 각 노드에는 한번에 단지 하나의 메시지를 저장할 수 있으며, 메시지는 하나 이상의 고정 길이의 데이터 패킷으로 구성된다. 노드는 중앙에 위치한 수동 성형 커플러의 입력 포트와 출력 포트에 접속되어 있으며, 성형 커플러의 입력 포트로부터 들어온 빛 에너지는 모든 출력 포트에 동일하게 나누어진다. 즉, 성형 커플러는 방송 매체와 같이 동작한다. 각 노드에는 제어 채널에 고정되어 있는 고정 송신 장치와 고정 수신 장치가 장착되어 있다. 노드에는 또한 독립적

으로 N 개의 데이터 채널 중 하나의 채널에서 동작할 수 있는 가변 송신 장치와 가변 수신 장치를 가지고 있다.

모든 채널은 그림 2에 나타나 있는 것과 같이 고정 길이의 데이터 패킷의 전송 시간인 T_0 로 슬롯화된다. 데이터 채널에서의 슬롯은 데이터 슬롯이라고 하며 실제의 메시지를 포함한다. 제어 채널에서의 슬롯은 제어 슬롯이라고 한다. τ 를 종단 간 전파 지연이라고 하고, T_c 를 제어 패킷의 전송 시간이라고 하자. 그러면 제어 채널의 한 슬롯은 다시 τ 와 각각이 T_c 의 크기를 갖는 x 개의 미니슬롯으로 나누어진다. 즉, 한 슬롯에서 전송된 모든 제어 패킷은 그 슬롯 기간 내에 모든 노드에게로 전파된다. 제어 채널은 slotted ALOHA 프로토콜의 경쟁 방식을 이용하여 모든 노드들에게 공유된다. 제어 패킷은 제어 채널을 통하여 전송되며, 노드 간의 신호와 메시지 전송 기간동안 데이터 채널의 점유를 위하여 사용된다. 제어 패킷에는 소스 주소, 목적지 주소, 데이터 채널 번호, 그리고 우선순위가 포함된다. 그림 2에는 데이터 채널 번호와 우선순위가 나타나 있다. 데이터 채널 충돌 현상은 둘 이상의 송신 노드가 동시에 하나의 데이터 채널을 이용하고자 하는 경우에 발생한다. 또한 둘 이상의 노드가 데이터 채널을 점유하는데 성공하지만, 같은 슬롯 시간에 동일한 수신 노드에게로 메시지를 전송하고자 하는 경우에 목적지 충돌 현상이 발생한다. 이러한 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌 현상 없이 자신의 메시지를 전송할 수 있도록 하기 위하여 모든 노드들은 다음과 같은 프로토콜을 준수해야 한다.

우선순위 기반 메시지 예약 프로토콜

2.1 제어 채널 감지 상태 (CCMS)

슬롯 t 의 시작에 송신 노드 i 에 수신 노드 j 로 전송하고자 하는 하나의 메시지가 발생하면, 노드 i 는 t 슬롯동안 제어 채널을 모니터링하여 목적지 주소가 j 인 성공 제어 패킷이 있는지 확인한다. 성공 제어 패킷은 뒤에서 정의하기로 한다. 만일 위와 같은 성공 제어 패킷이 발견되면, 노드 i 에서의 전송 절차는 다음 슬롯에 처음부터 다시 시작될 것이다. 그렇지 않은 경우 그 노드는 t 슬롯동안 제어 채널을 통하여 전송된 성공 제어 패킷의 수를 확인한다. 이 기간동안 전송된 성공 제어 패킷이 k 개 있다고 가정하자. 그러면 노드 i 는 $1 \sim k$ 미니슬롯 (또한 k 개의 데이터 채널)이 다른 노드들에 의해서 점유되었

다고 간주하고 남아 있는 $(x - k)$ 개의 미니슬롯 중 하나(즉, m 번째 미니슬롯)을 임의로 선택한다. 그런 후에 노드 i 는 다음 상태로 진행한다.

2.2 제어 패킷 전송 상태 (CPTS)

노드 i 는 제어 슬롯 $(t+1)$ 의 m 번째 미니슬롯을 통하여 자신의 제어 패킷을 전송한다. 이 경우의 제어 패킷은 신호 제어 패킷 (S_CP)이라고 하며, S_CP의 데이터 채널 번호는 0으로 설정된다. S_CP를 전송한 노드들은 슬롯 $(t+1)$ 의 끝에 자신들이 전송한 S_CP가 성공 제어 패킷인지 아닌지를 알 수 있다. 만일 S_CP가 성공 제어 패킷이 아니면, 그 노드는 처음 상태로 돌아가서 다음 슬롯에서 S_CP의 전송을 다시 시도한다. 만일 S_CP가 성공 제어 패킷이면 노드 i 는 데이터 채널 중의 하나를 성공적으로 점유했다고 간주한다. 노드 i 의 S_CP가 l 번째 성공 제어 패킷이고 또한 s 번째 성공 S_CP라고 하자. 그러면 그 노드는 현재 사용되고 있지 않은 데이터 채널 중에서 s 번째 데이터 채널 (즉, u 번째 데이터 채널)을 점유하고 자신의 가변 송신 장치를 u 번째 데이터 채널로 번조하고 다음 상태로 진행한다.

2.3 데이터 메시지 전송 상태 (DMTS)

이 상태에 있는 노드들에 의해서 전송되는 제어 패킷을 점유 제어 패킷 (R_CP)이라고 하며, R_CP에 있는 데이터 채널 번호는 해당 노드에 의해서 점유된 데이터 채널 번호(이 경우, u)가 사용된다. 노드 i 는 제어 슬롯 $(t+2)$ 의 l 번째 미니슬롯을 통하여 자신의 제어 패킷을 전송한다. 이 슬롯 이후부터 노드 i 는 메시지 전송이 완료될 때까지 점유한 데이터 채널을 통하여 자신의 메시지를 전송한다.

또한 만일 이전 슬롯에서 전송된 R_CP가 w ($w \leq l$)번째 성공 제어 패킷이면 현재 슬롯의 w 번째 미니슬롯을 통하여 자신의 R_CP를 전송한다. 만일 남아 있는 데이터 패킷의 수가 단지 하나인 경우에는 노드는 자신의 R_CP를 전송하지 않고 해당 데이터 채널을 통하여 데이터 패킷을 전송하고 전송이 끝나면 초기 상태로 돌아가서 다음 메시지를 기다린다.

앞에서 언급한 성공 제어 패킷의 정의는 다음과 같다. R_CP는 항상 성공 제어 패킷이며 제어 슬롯의 앞쪽에 위치한다. 또한 R_CP는 실제의 우선순위와 관계없이 제일 높은 우선순위를 갖는다고 간주한다. 다른 S_CP와 충돌이 발생하지 않고 전송된 S_CP 중에서는 높은 우선순위에서 낮은 우선순위의 순으로 정렬한 후에 왼쪽부터 차례로 이전의 성공 제어 패킷과 동일한 목적지 주소를 갖지 않은 패킷이 성공 제어 패킷이 된다. 단 성공 제어 패킷의 수는 데이터 채널의 수인 N 을 초과하지 않는다.

그림 2는 우선순위 기반 메시지 예약 프로토콜의 메시지 전송 절차의 예를 보여준다. (i)에서 노드 i 는 t 슬롯동안 제어 채널을 모니터링해서 3개의 성공 제어 패킷이 있는 것을 확인한다. (ii)에서 노드 i 는 1~3번째 미니슬롯이 다른 노드에 의해서 사용된다고 가정하고 비어 있는 4~5번째 미니슬롯중 하나를 임의로 선택한 후 자신의 S_CP를 전송한다. 이 예에서는 5번째 미니슬롯이 선택되었다. 제어 슬롯 $(t+1)$ 의 끝에 노드는 위의 프로토콜에 의해서 자신의 S_CP가 3번째 성공 제어 패킷이며, 또한 첫 번째 성공 S_CP임을 확인하고 현재 사용하지 않는 데이터 채널 중에서 첫 번째인 2번째 데이터 채널을 성공적으로 점유했다고 간주한다. (iii)에서 노드 i 는 3 번째 미니슬롯을 통하여 자신의 R_CP를 전송하고, 또한 두 번째 데이터 채널을 통하여 자신의

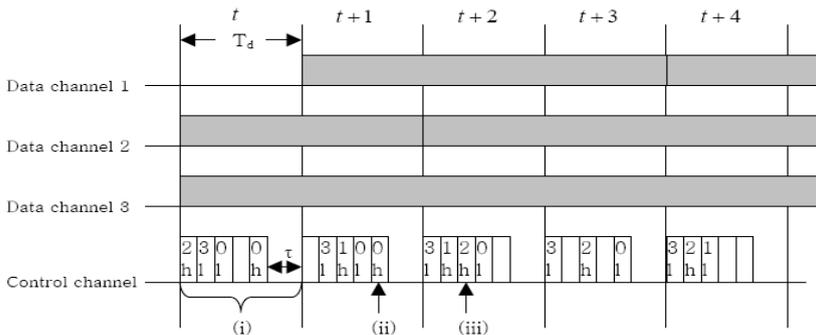


그림 2. 메시지 예약 프로토콜의 예.
Fig 2. Operation of priority-based message reservation protocol

메시지 전송을 시작한다. 제어 채널을 관찰하면, 한 노드로부터 전송되는 R_CP는 매 제어 슬롯마다 반복해서 나타난다. 이러한 R_CP는 항상 성공 제어 패킷이 되며, 데이터 채널과 목적지 충돌 현상을 방지할 수 있다. 따라서 일단 하나의 데이터 채널을 성공적으로 점유한 노드는 자신의 메시지 전송이 끝날 때까지 독점적으로 그 채널을 이용할 수 있다.

III. 성능 분석

이 논문에서는 유한 노드 모델을 이용하여 제안된 프로토콜을 분석한다. 망에는 높은 우선순위와 낮은 우선순위의 두 가지 종류의 우선순위를 갖는 트래픽이 전송된다고 가정한다. 이 이후의 식에서 아랫첨자 h 는 높은 우선순위를 나타내며, l 은 낮은 우선순위를 나타낸다. M 개의 노드는 M_h 개의 높은 우선순위를 갖는 노드와 $M_l (= M - M_h)$ 개의 낮은 우선순위를 갖는 노드로 나뉘어 진다. 각 노드는 휴지, 예비 그리고 전송의 3가지 상태 중의 하나에 있다고 가정한다. 메시지를 가지고 있지 않은 노드는 휴지 상태에 있다고 가정한다. 만일 노드가 데이터 채널을 통하여 자신의 메시지를 전송 중에 있다면 그 노드는 전송 상태에 있다고 가정한다. 그렇지 않은 경우 노드는 예비 상태에 있다고 하며 데이터 채널의 점유를 위해 노력한다. 휴지 상태에 있는 높은 우선순위를 갖는 노드는 λ_h 의 확률로 새로운 메시지가 도착하고, 휴지 상태에 있는 낮은 우선순위를 갖는 노드는 λ_l 의 확률로 새로운 메시지가 도착한다고 가정한다. 각 메시지를 이루고 있는 데이터 패킷의 수는 $1/\mu$ (슬롯)의 기하 분포에 의해서 정해진다고 가정한다. S_CP에 있는 목적지 주소는 M 목적지 주소 중의 하나로 동일한 확률에 의해서 지정되며, 또한 예약 실패로 인하여 S_CP가 재 전송될 때마다 S_CP의 목적지 주소는 동일한 확률에 의해서 M 목적지 주소 중의 하나로 재 지정된다고 가정한다^[1]. 위에서 언급한 가정을 바탕으로 슬롯의 시작에 시스템의 상태에 의해서 얻을 수 있는 마코프 체인을 이용하면 시스템을 모델링할 수 있다. 임베디드 포인트에서의 시스템 상태는 (k_1, k_2, k_3, k_4) 로 주어지며, k_1, k_2, k_3, k_4 는 각각 높은 우선순위 전송 노드의 수, 높은 우선순위 예비 노드의 수, 낮은 우선순위 전송 노드의 수, 그리고 낮은 우선순위 예비 노드의 수를 나타낸다. 여기에서 $k_1 + k_3$ 는 이전 제어 슬롯에서의 성공 제어 패킷의 수와 동일하다.

k_1 개의 높은 우선순위를 갖는 전송 노드 중에서 k_5 개의 노드가 자신의 메시지를 계속 전송할 확률을 $PC_h(k_5|k_1)$ 이라고 하면, $PC_h(k_5|k_1)$ 는 다음과 같이 계산될 수 있다.

$$PC_h(k_5|k_1) = {}_{k_1}C_{k_5} (1 - \mu)^{k_5} \mu^{(k_1 - k_5)} \quad (1)$$

$$\text{단, } {}_n C_k = \binom{n}{k} = \frac{n!}{k!(n-k)!} \text{ for } n \geq k \geq 0.$$

마찬가지로 k_3 개의 낮은 우선순위를 갖는 전송 노드 중에서 k_6 개의 노드가 메시지를 계속 전송할 확률을 $PC_l(k_6|k_3)$ 이라고 하면, $PC_l(k_6|k_3)$ 는 다음과 같이 계산될 수 있다.

$$PC_l(k_6|k_3) = {}_{k_3}C_{k_6} (1 - \mu)^{k_6} \mu^{(k_3 - k_6)}. \quad (2)$$

$PA_h(k_7|k_1, k_2)$ 를 $(M_h - k_1 - k_2)$ 개의 높은 우선순위를 갖는 휴지 노드 중에서 k_7 개의 노드에 메시지가 도착할 확률이라고 하면, $PA_h(k_7|k_1, k_2)$ 는 다음과 같이 계산될 수 있다.

$$PA_h(k_7|k_1, k_2) = {}_{M_h - k_1 - k_2}C_{k_7} \lambda_h^{k_7} \times (1 - \lambda_h)^{M_h - k_1 - k_2 - k_7}. \quad (3)$$

또한 $PA_l(k_8|k_3, k_4)$ 를 $(M_l - k_3 - k_4)$ 개의 낮은 우선순위를 갖는 휴지 노드 중에서 k_8 개의 노드에 메시지가 도착할 확률이라고 하면, $PA_l(k_8|k_3, k_4)$ 는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$PA_l(k_8|k_3, k_4) = {}_{M_l - k_3 - k_4}C_{k_8} \lambda_l^{k_8} \times (1 - \lambda_l)^{M_l - k_3 - k_4 - k_8}. \quad (4)$$

$PS(k_9, k_{10}|k_1, k_2, k_3, k_4)$ 를 k_2 개의 높은 우선순위를 갖는 예비 노드 중에서 k_9 개의 노드와 k_4 개의 낮은 우선순위를 갖는 예비 노드 중에서 k_{10} 개의 노드가 각각 데이터 채널을 성공적으로 점유할 확률이라고 하자. 이 확률은 다음과 같이 구할 수 있다. 예비 노드가 한 슬롯에서 목적지 충돌 현상 없이 자신의 S_CP를 전송하기 위해서는 그 노드가 선택한 목적지 주소가 이전 슬롯의 성공 제어 패킷에 있는 목적지 주소와 달라야 한다. $P_{dr,h}(l|k_1, k_3, k_2)$ 를 k_2 개의 높은 우선순위를 갖는 예비 노드 중에서 l 개의 노드가 제어 채널을 통하여 자신의 S_CP를 보낼 확률이라고 하면, $P_{dr,h}(l|k_1, k_3, k_2)$ 는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$P_{dr,h}(l|k_1, k_3, k_2) = {}_{k_2}C_l \left(\frac{M-k_1-k_3}{M} \right)^l \times \left(1 - \frac{M-k_1-k_3}{M} \right)^{k_2-l} \quad (5)$$

마찬가지로 $P_{dr,l}(m|k_1, k_3, k_4)$ 를 k_4 개의 낮은 우선순위를 갖는 예비 노드 중에서 m 개의 노드가 제어 채널을 통하여 자신의 S_CP를 보낼 확률이라고 하면, $P_{dr,l}(m|k_1, k_3, k_4)$ 는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$P_{dr,l}(m|k_1, k_3, k_4) = {}_{k_4}C_m \left(\frac{M-k_1-k_3}{M} \right)^m \times \left(1 - \frac{M-k_1-k_3}{M} \right)^{k_4-m} \quad (6)$$

$k_1 + k_3$ 개의 전송 노드는 한 제어 슬롯에서 우선순위 기반 메시지 예약 프로토콜에 의해서 결정되는 미니슬롯을 통하여 자신의 R_CP를 전송하며, 따라서 x 개의 미니슬롯 중 $(x - k_1 - k_3)$ 개는 이용 가능하다. S_CP를 전송하고자 하는 $l + m$ 개의 예비 노드 각각은 $(x - k_1 - k_3)$ 개의 이용 가능한 미니 슬롯 중 하나를 임의로 선택한 후 선택된 미니 슬롯을 통하여 자신의 S_CP를 전송한다. S_CP를 전송한 예비 노드들은 그 슬롯의 끝에 자신의 S_CP가 성공 제어 패킷인지 아닌지를 알 수 있다. $U(k_{11}, k_{12} | k_1 + k_3, l, m)$ 을 S_CP를 전송한 l 개의 높은 우선순위를 갖는 예비 노드들 중에서 k_{11} 개의 노드와 m 개의 낮은 우선순위를 갖는 예비 노드들 중에서 k_{12} 개의 노드로부터 전송된 S_CP가 성공 제어 패킷일 확률이라고 하자. $U(k_{11}, k_{12} | k_1 + k_3, l, m)$ 는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$U(k_{11}, k_{12} | k_1 + k_3, l, m) = \sum_{n=0}^{l+m} \sum_{s=0}^n Q(x - k_1 - k_3, n, l + m) \times \frac{\binom{l}{s} \binom{m}{n-s}}{\binom{l+m}{n}} Pr(M - k_1 - k_3, k_{11}, s) \times Pr(M - k_1 - k_3 - k_{11}, k_{12}, n - s) \quad \text{if } k_{11} + k_{12} < N - k_5 - k_6, \\ U(k_{11}, k_{12} | k_1 + k_3, l, m) = \sum_{n=0}^{l+m} \sum_{s=0}^n Q(x - k_1 - k_3, n, l + m) \times \frac{\binom{l}{s} \binom{m}{n-s}}{\binom{l+m}{n}} Pr(M - k_1 - k_3, k_{11}, s) \times \sum_{y=N-k_5-k_6-k_{11}}^x Pr(M - k_1 - k_3 - k_{11}, y, n - s)$$

$$\text{if } k_{11} < N - k_5 - k_6 \quad \text{and} \quad k_{12} = N - k_5 - k_6 - k_{11} \quad , \quad (7)$$

$$U(k_{11}, k_{12} | k_1 + k_3, l, m) = \sum_{n=0}^{l+m} \sum_{s=0}^n Q(x - k_1 - k_3, n, l + m) \times \frac{\binom{l}{s} \binom{m}{n-s}}{\binom{l+m}{n}} \sum_{z=N-k_5-k_6}^x Pr(M - k_1 - k_3, z, s) \quad \text{if } k_{11} = N - k_5 - k_6 \quad \text{and} \quad k_{12} = 0 \\ U(k_{11}, k_{12} | k_1 + k_3, l, m) = 0 \quad \text{otherwise.}$$

단,

$$Q(m, i, j) = \frac{{}_m C_i {}_i C_j i!}{m^j} \times \sum_{v=0}^{\min(m-i, j-i)} (-1)^v {}_{m-i} C_v v! (m-i-j)^{j-i-v}, \\ Pr(m, i, j) = \frac{{}_m C_{m-i}}{m^j} \sum_{y=0}^i (-1)^y {}_i C_y (i-y)^y.$$

여기에서, $Q(x - k_1 - k_3, n, l + m) \times \frac{\binom{l}{s} \binom{m}{n-s}}{\binom{l+m}{n}}$ 은 $(x - k_1 - k_3)$ 개의 미니슬롯이 사용 가능한 경우에 l 개의 높은 우선순위를 갖는 S_CP 중에서 s 개와, m 개의 낮은 우선순위를 갖는 S_CP 중에서 $n - s$ 개가 다른 것과 충돌이 발생하지 않은 확률과 같다. 또한 $Pr(M - k_1 - k_3, k_{11}, s)$ 는 $(M - k_1 - k_3)$ 개의 수신 노드가 메시지를 수신할 준비가 되어 있는 경우에 s 개의 충돌이 발생하지 않은 높은 우선순위를 갖는 S_CP 중에서 k_{11} 개의 S_CP(즉, 노드)가 서로 다른 목적지 주소를 선택함으로써 성공 제어 패킷이 될 확률과 같다. 또한, $Pr(M - k_1 - k_3 - k_{11}, k_{12}, n - s)$ 는 $(M - k_1 - k_3)$ 개의 수신 노드가 메시지를 수신할 준비가 되어 있고 k_{11} 개의 높은 우선순위의 S_CP가 성공 제어 패킷이 된 경우에 $n - s$ 개의 낮은 우선순위의 S_CP 중에서 k_{12} 개가 성공 제어 패킷이 될 확률과 같다. 위의 값을 이용하면 $PS(k_9, k_{10} | k_1, k_2, k_3, k_4)$ 는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$PS(k_9, k_{10} | k_1, k_2, k_3, k_4) = \sum_{l=0}^{k_2} \sum_{m=0}^{k_1} P_{dr,h}(l|k_1, k_3, k_2) P_{dr,l}(m|k_1, k_3, k_4) \times U(k_9, k_{10} | k_1 + k_3, l, m). \quad (8)$$

π_{k_1, k_2, k_3, k_4} 를 시스템이 안정 상태에 있을 때 슬롯의 시작에 k_1 개의 높은 우선순위 전송 노드, k_2 개의 높은 우선순위 예비 노드, k_3 개의 낮은 우선순

위 전송 노드와 k_1 개의 낮은 우선순위 예비 노드가 있을 확률이라고 정의하자. 또한 $P_{(u_1, u_2, u_3, u_4)(k_1, k_2, k_3, k_4)}$ 를 한 슬롯의 시작에 k_1 개의 높은 우선순위 전송 노드, k_2 개의 높은 우선순위 예비 노드, k_3 개의 낮은 우선순위 전송 노드와 k_4 개의 낮은 우선순위 예비 노드가 있을 때 다음 슬롯의 시작에 u_1 개의 높은 우선순위 전송 노드, u_2 개의 높은 우선순위 예비 노드, u_3 개의 낮은 우선순위 전송 노드와 u_4 개의 낮은 우선순위 예비 노드가 있을 조건부 확률로 정의하자. 그러면 π_{k_1, k_2, k_3, k_4} 는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$\Pi = \Pi P \quad \text{and} \quad \sum_{k_1=0}^N \sum_{k_2=0}^{M_h-k_1} \sum_{k_3=0}^{N-k_1-M_l-k_3} \sum_{k_4=0}^{M_l-k_3} \pi_{k_1, k_2, k_3, k_4} = 1 \quad (9)$$

단,

$$\Pi = \{ \pi_{k_1, k_2, k_3, k_4} \} \quad \text{과} \quad P = \{ P_{(u_1, u_2, u_3, u_4)(k_1, k_2, k_3, k_4)} \}$$

for $0 \leq k_1(u_1) \leq N$,

$$0 \leq k_2(u_2) \leq M_h - k_1(u_1)$$

$$0 \leq k_3(u_3) \leq N - k_1(u_1) \quad \text{and}$$

$$0 \leq k_4(u_4) \leq M_l - k_3(u_3).$$

그리고

$$\begin{aligned} P_{(u_1, u_2, u_3, u_4)(k_1, k_2, k_3, k_4)} &= \sum_{k_5=0}^{k_1} \sum_{k_6=0}^{k_3} PC_h(k_5|k_1) \\ &\times PC_l(k_6|k_3) PA_h(u_2 - k_2 + u_1 - k_5|k_1, k_2) \\ &\times PA_l(u_4 - k_4 + u_3 - k_6|k_3, k_4) \\ &\times PS(u_1 - k_5, u_3 - k_6|k_1, k_2, k_3, k_4). \end{aligned}$$

시스템의 높은 우선순위 처리율 S_h 와 낮은 우선 순위 처리율 S_l 은 다음과 같다.

$$\begin{aligned} S_h &= \sum_{k_1}^N \sum_{k_2}^{M_h-k_1} \sum_{k_3}^{N-k_1-M_l-k_3} \sum_{k_4}^{M_l-k_3} k_1 \pi_{k_1, k_2, k_3, k_4} \\ S_l &= \sum_{k_1}^N \sum_{k_2}^{M_h-k_1} \sum_{k_3}^{N-k_1-M_l-k_3} \sum_{k_4}^{M_l-k_3} k_3 \pi_{k_1, k_2, k_3, k_4}. \end{aligned} \quad (10)$$

또한 데이터 패킷의 전송 시간에 대한 평균 메시지 전송 지연 시간은 다음과 같다.

$$\begin{aligned} D_h &= M_h / (\mu S_h) - 1 / \lambda_h + 1 \\ D_l &= M_l / (\mu S_l) - 1 / \lambda_l + 1. \end{aligned} \quad (11)$$

IV. 분석결과 및 고찰

본 장에서는 여러 가지 시스템 파라미터를 이용

하여 제안된 프로토콜의 성능을 분석한다. 수학적 모델로부터 도출된 결과는 모의실험을 통하여 검증되었으며, 수학적 모델의 결과는 모의실험의 결과와 상당히 일치하는 것을 볼 수 있다. 모의실험 프로그램은 C 언어를 이용하여 작성되었다. 그림 3은 휴지 노드에서의 메시지 도착율이 증가함에 따라 제어 미니슬롯의 수에 따른 망 처리율에 대한 지연을 보여준다. 이 그림에서는 또한 비교를 위하여 참고 문헌 3의 결과를 이용하여 우선순위가 없는 경우의 처리율-지연도 나타내었다. 앞에서 언급한 성공 제어 패킷의 정의를 이용하여 R_CP, 높은 우선순위를 갖는 S_CP, 그리고 낮은 우선순위를 갖는 S_CP의 순으로 정렬된 패킷들을 예비 성공 제어 패킷이라고 정의하자. 물론 예비 성공 제어 패킷은 충돌이 발생하지 않고 또한 이전의 예비 성공 패킷과 동일한 목적지 주소를 갖지 않아야 한다. 실제로 이렇게 정렬된 예비 성공 제어 패킷 중에서 왼쪽으로부터 최대 N 개의 패킷이 성공 제어 패킷이 된다. 만일 그림 3에 나타나 있는 것과 같이 제어 미니슬롯의 수와 데이터 채널의 수가 동일한 경우 예비 성공 제어 패킷은 우선순위에 상관없이 모두 성공 제어 패킷이 된다. 따라서 이 경우에는 높은 우선순위를 갖는 노드와 낮은 우선순위를 갖는 노드가 동일한 성능을 겪는 것을 볼 수 있다. 반면 제어 미니슬롯의 수가 증가하게 되면 예비 성공 제어 패킷의 일 부분이 성공 제어 패킷이 될 것이며, 주로 높은 우선순위를 갖는 노드로부터 전송된 예비 성공 제어 패킷이 성공 제어 패킷이 될 것이다. 따라서 그림에서도 볼 수 있듯이 높은 우선순위를 갖는 노드가 낮은 우선순위를 갖는 노드보다 좋은 성능을 보이

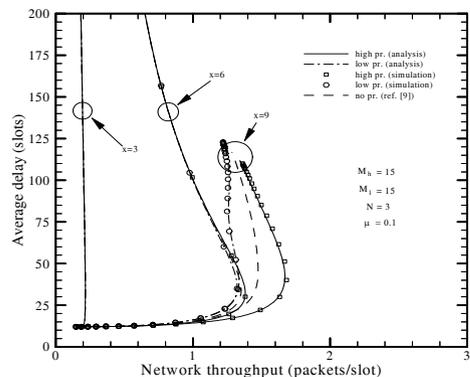


그림 3. 여러 가지 미니슬롯의 수의 경우에 처리율에 대한 지연.

Fig 3. Delay versus throughput for various numbers of minislots.

게 된다. 이러한 성능 차이는 제어 미니슬롯의 수가 증가하는 경우에는 더욱 확연히 나타난다. 또한 낮은 부하(load)에서는 대부분의 노드들이 휴지 상태에 있으며, 예비 상태에 있는 노드는 제안된 프로토콜을 이용하여 자신의 S_CP를 전송하고, 전송된 S_CP는 다른 것과의 충돌 없이 전달되어 성공 제어 패킷이 될 것이다. 따라서 낮은 부하 영역에서는 평균 지연이 주로 메시지를 전송하는데 걸리는 시간이 된다. 부하가 증가함에 따라 예비 노드의 수가 증가하게 되고, 또한 전송되는 S_CP의 수도 증가하게 된다. 이 경우에는 S_CP의 전송으로 인한 충돌 현상도 많이 발생하게 되어 노드가 예비 상태에 있는 시간이 증가하게 되며 따라서 평균 메시지 지연 시간이 증가하게 된다. S_CP의 충돌은 우선순위에 상관없이 발생하지만, 이러한

충돌을 겪지 않은 예비 성공 제어 패킷 중에서는 높은 우선순위를 갖는 패킷이 성공 제어 패킷이 될 확률이 높으며 따라서 그만큼 높은 우선순위를 갖는 노드로부터 전송되는 메시지의 평균 지연 시간은 낮은 우선순위를 갖는 노드로부터 전송되는 메시지의 평균 지연 시간보다 작다. 반면 높은 부하 영역에서는 S_CP의 충돌이 많이 발생하게 되어, 상대적으로 예비 성공 제어 패킷의 수가 작아지게 되어 처리율은 감소하게 되고 지연은 증가하게 된다. 또한 이 영역에서는 성공 제어 패킷이 되기 위해서는 우선적으로 다른 것과의 충돌이 일어나지 않는 것이 중요하며 따라서 높은 우선순위를 갖는 노드와 낮은 우선순위를 갖는 노드가 겪는 처리율-지연 성능의 차이는 줄어들게 된다.

그림 4는 노드 수의 변화에 따른 도착율에 대한

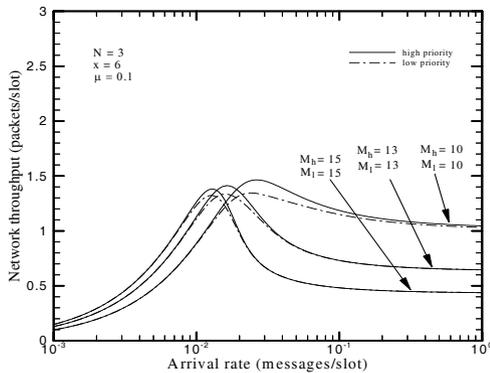


그림 4. 여러 가지 노드의 수의 경우에 휴지 노드의 도착율에 대한 망 처리율.
Fig 4. Throughput versus arrival rate for various numbers of nodes.

망 처리율을 보여준다. 노드의 수가 작은 경우에는 예비 노드의 수가 작기 때문에 전송되는 S_CP의 수도 작다. 따라서 낮은 부하 영역에서는 제어 패킷이 충돌할 확률이 작기 때문에 노드의 수가 증가할수록 성능도 향상된다. 반면, 부하가 증가할수록 S_CP의 충돌이 성능의 주된 요인이 되며, 따라서 노드의 수가 작은 경우가 그만큼 S_CP의 충돌을 겪지 않기 때문에 더 좋은 성능을 나타낸다.

그림 5는 평균 메시지 길이의 변화에 따른 도착율에 대한 망 처리율을 보여준다. 하나의 데이터 채널을 보면 실제로 메시지가 전송되는 시간과 그렇지 않은 시간으로 나눌 수 있다. 데이터 채널을 통해서 메시지 전송이 시작되는 시점을 renewal point 라고 하면 메시지 전송 중인 busy 상태와 메시지가 전송되지 않는 idle 상태로 구분할 수 있다. 데이터 채널이 idle 상태에 머무르는 시간은 전송되는 S_CP의 수가 작거나 또는 S_CP의 충돌이 많이 발생하게 되면 증가하게 된다. 반면 busy 상태에 머무르는 시간은 메시지의 길이와 동일하다. 따라서 평균 메시지 길이가 증가할수록 전송 노드에 의해서 점유되는 데이터 슬롯의 수도 증가하게 되어 더 좋은 성능을 나타낸다.

V. 결론

이 논문에서는 수동 성형 구조의 WDM 기반의 광 가입자 망에서 가변 길이의 메시지를 전송할 수 있는 우선순위 기반 메시지 예약 프로토콜을 제안 하였다. 이 프로토콜에서는 우선순위가 높은 노드가 데이터 채널을 점유할 확률이 높으며 따라서 처리율 및 지연 특성에서 우월한 성능을 보인다. 그렇지

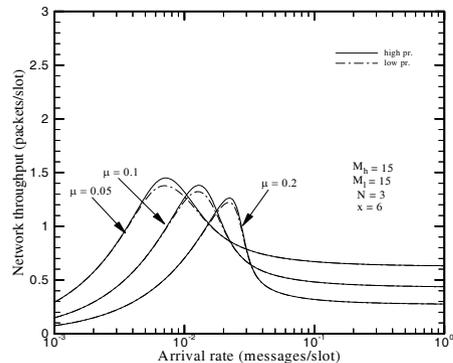


그림 5. 여러 가지 평균 메시지 길이의 경우에 휴지 노드의 도착율에 대한 망 처리율.
Fig 5. Throughput versus arrival rate for various message lengths.

만 일단 한 노드가 데이터 채널을 성공적으로 점유 하면, 그 노드는 우선순위에 상관없이 자신의 메시지 전송이 완료될 때까지 점유한 채널을 독점적으로 사용할 수 있다. 제안된 프로토콜의 성능은 유한 노드 수의 모델에서 분석되었고 여러 가지 시스템 파라미터에 대한 영향이 조사되었다. 우선순위 기반 메시지 예약 프로토콜은 음성이나 비디오와 같은 실시간 처리를 필요로 하는 트래픽 전송에 적합하다. 또한 제안된 프로토콜에서는 회선 교환 트래픽이나 긴 전송 시간을 갖는 트래픽과 같은 가변 길이의 메시지가 효율적으로 전송될 수 있다. 제안된 프로토콜은 망에 접속되어 있는 노드의 수에 무관하게 동작하며, 어떤 새로운 노드도 망의 초기화 없이 언제든지 망에 접속할 수 있다.

참 고 문 헌

- [1] R. Ramaswami, "Multiwavelength Lightwave Networks for Computer Communications", *IEEE Commun. Mag.*, pp. 78-88, Feb. 1993.
- [2] C. A. Brakett, "Dense Wavelength Division Multiplexing Networks: Principles and Applications", *IEEE J. Select. Areas Commun.*, SAC-6 pp. 948-964, Aug. 1990.
- [3] B. Mukherjee, "WDM-Based Local Lightwave Networks Part I : Single-Hop systems", *IEEE Network Mag.*, pp. 12-27, May 1992.
- [4] D. Sadot and E. Boimovich, "Tunable Optical Filters for Dense WDM Networks", *IEEE Commun. Mag.*, pp. 50-55, Dec. 1998.
- [5] G. B. M. Sudhakar, N. Georganas and M. Kavehrad, "Slotted Aloha and Reservation Aloha protocols for Very High-Speed Optical Fiber Local Area Networks Using Passive Star Topology", *IEEE J. Lightwave Technol.*, 9 (10), pp. 1411-1422, Oct. 1991.
- [6] J. C. Lu and L. Kleinrock, "A Wavelength Division Multiple Access Protocol for High-Speed Local Area Networks with a Passive Star Topology", *Performance evaluation*, 16 (1-3) pp. 223-239, Nov. 1992.
- [7] F. Jia B. Mukherjee, J. Iness and S. Ojha, "Variable-Length Message Scheduling Algorithms for a WDM-Based Local Lightwave Network", *Proc. INFOCOM*, pp. 1362-1369, 1994.
- [8] H. B. Jeon and C. K. Un, "Contention-Based Reservation Protocols in Multiwavelength Optical Networks with a Passive Star Topology", *IEEE Trans. on Commun.*, 43 (11) pp. 2794-2802, Nov. 1995.
- [9] J. H. Lee and C. K. Un, "Dynamic Scheduling Protocol for Variable-Sized Messages in a WDM-Based Local Network", *IEEE J. Lightwave Technol.*, 14 (7) pp. 1595-1600, July 1996.
- [10] J. H. Lee, "Persistent reservation protocol for variable-length messages in WDM-based local networks", *IEE Proc.-Commun.*, 148 (2) pp. 81-85, Apr. 2001.
- [11] J. H. Lee, "Improved Dynamic Protocol for Variable-Sized Messages in a WDM-Based Local Network with Nonzero Tuning Time", *IEICE Trans. on Commun.*, pp. 1447-1450, vol. E84-B, no. 5, May 2001.
- [12] J. H. Lee, "Synchronous Reservation Protocol for Variable-Sized Messages in WDM Networks", *IEICE Trans. on Commun.*, pp. 707-715, vol. E85-B, no. 4, Apr. 2002.
- [13] I. Chlamtac and A. Ganz, "Channel allocation protocols in frequency-time controlled high speed networks", *IEEE Trans. Commun.*, vol. 36, pp. 430-440, Apr. 1988.

이 재 훈 (Jae hwoon Lee)

중신회원



1985년 2월 한양대학교 전자공학과 학사

1987년 2월 한국과학기술원 전기및전자공학과 석사

1995년 8월 한국과학기술원 전기및전자공학과 박사

1987년 3월~1990년 4월 (주)

데이콤 연구원

1990년 9월~1999년 2월 삼성전자 정보통신부문 선임연구원

1999년 3월~현재 동국대학교 정보통신공학과 조교수
<관심분야> 초고속통신, 다중 액세스 프로토콜, 인터넷 프로토콜