

WDM 기반의 근거리 망에서 변조시간을 고려한 효율적인 가변 길이 메시지 예약 프로토콜

정희원 이재훈*

Efficient Message Scheduling Protocol for Variable-sized Messages in a WDM-based Local Network with Nonzero Tuning Time

Jae-hwoon Lee* *Regular Member*

요 약

파장 분할 다중화 (WDM) 기반의 다중 채널 망에서는 송신 노드와 수신 노드가 메시지 전송 기간동안 동일한 파장으로 동조될 수 있도록 하는 효율적인 프로토콜이 필수적이다. 이 논문에서는 송수신 장치의 변조 시간이 0이 아닌 경우에 가변 길이의 메시지를 효율적으로 수용할 수 있는 메시지 예약 프로토콜을 제안한다. 이 프로토콜에서는 일단 송신 노드가 하나의 데이터 채널을 점유하면, 메시지 전송이 완료되기 전까지는 점유한 데이터 채널을 독점적으로 사용할 수 있으며, 따라서 송수신 장치의 변조로 인한 오버헤드를 줄일 수 있다. 또한 제안된 프로토콜은 전체 정보를 필요로 하지 않기 때문에, 망에 접속되어 있는 노드의 수의 변화에 무관하게 동작할 수 있으며, 어떠한 새로운 노드도 망의 초기화 요구 없이 언제든지 망에 접속할 수 있다. 이 프로토콜을 이용하면 데이터 채널과 목적지 충돌 현상도 방지할 수 있다. 제안된 프로토콜은 유한 노드 수의 모델에서 분석되었으며, 처리율-지연 특성이 성능 측정을 위한 파라미터로서 조사되었다.

ABSTRACT

In a multi-channel network based on wavelength division multiplexing (WDM), an efficient protocol is needed for transmitter and receiver to be tuned to same wavelength during message transmission time. This paper proposes a message scheduling protocol that can efficiently support variable-sized messages, where tunable transceiver has nonzero tuning time. In this protocol, once a node reserves one data channel, it can persistently use the reserved channel till message transmission is finished. Therefore, overhead due to tuning time of the tunable transceiver can be reduced. Moreover, the protocol does not require any global information. Therefore, it can operate independently of the change of the number of nodes, and any new node can join the network at any time without requiring network initialization. With this protocol, one can avoid data channel and destination conflicts. 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

에러율 등의 우월한 특성을 가지고 있으며, FDDI 나 DQDB 와 같은 LAN 또는 MAN 프로토콜에서는 이미 광섬유가 사용되고 있다^[1]. 이러한 기존의

* 동국대학교 정보산업대학 정보통신공학과(jachwoon@dgu.ac.kr)

논문번호 : 00042-0207, 접수일자 : 2000년 2월 7일

※ 본 연구는 동국대학교 신입교원연구비 지원으로 수행되었습니다.

망에서 광섬유는 단지 시스템을 고속으로 동작할 수 있도록 하기 위하여 구리선 대신에 사용되며, 기존 망에서의 총 용량은 망에 접속되어 있는 노드들에게 시분할 적으로 배분된다. 망에 접속되어 있는 노드는 수 Gbps로 동작할 수 있는 전자소자로 이루어져 있다. 단일 모드의 광섬유는 1.2-1.6 μm 의 저손실 영역에서 약 20 THz 정도의 대역폭을 가지고 있다^[2]. 그러나 이러한 광섬유의 최대 가용용량은 광섬유에 접속되어 있는 노드의 최대 전자 처리 속도인 수 Gbps로 제한된다. 파장 분할 다중화 (Wavelength Division Multiplexing: WDM) 는 이러한 광섬유의 막대한 대역폭을 이용하기 위한 기술이다^[3,4]. WDM에서 광섬유의 대역폭은 각각이 서로 다른 파장으로 동작하는 여러 개의 채널로 나누어지며, 각 채널의 대역폭은 노드의 전송 율과 같다. 따라서 WDM 기술을 이용한 망은 다중 채널 망이 된다. 이 경우에는 망에 접속되어 있는 모든 노드들이 어떻게 이러한 광 매체의 막대한 대역폭을 효율적으로 이용하는 가가 광 망에서 중요한 이슈이다.

다중 채널을 수용하는 한가지 방법은 각 노드가 각 채널 당 하나씩의 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 노드를 수용하기 위한 다른 방법으로는 각 노드가 적은 수 (즉, 하나 또는 둘)의 송신 장치와 수신 장치를 장착하도록 시스템을 설계하는 것이다. 이러한 방법에서는 다중 채널 환경에서 통신이 가능하기 위해서는 송신단과 수신단이 동시에 동일한 파장으로 동조될 수 있기 위하여 송신 장치와 수신 장치가 변조 가능하여야 한다.

수동 성형 구조 기반의 초고속 광 LAN에서 다중 채널을 수용하기 위한 여러 가지 임의 액세스 프로토콜이 소개되고 제안되었다^[5-10]. 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 제안되었다^[11-12]. 이 프로토콜에서는, 노드에 메시지가 도착하면 그 노드는 slotted ALOHA 프로토콜을 이용하여 콘트롤 채널을 통하여 자신의 콘트롤 패킷

을 전송한다. 전송되는 콘트롤 패킷에는 메시지 길이와 목적지 주소에 관한 정보가 포함되어 있다. 만일 콘트롤 패킷이 다른 것과의 충돌 없이 전송되면, 콘트롤 패킷에 포함되어 있는 정보는 모든 노드에 구현되어 있는 목적지 버퍼에 저장된다. 그런 후에 모든 노드들이 동일한 분산 예약 알고리즘을 구동하여 메시지를 전송하기 위한 데이터 채널과 시간을 결정한다. 즉, 버퍼 예약 프로토콜은 전체 정보를 필요로 한다.

그러나 전체 정보를 필요로 하는 프로토콜은 다음과 같은 심각한 단점을 가지고 있다. 일단 망이 구축되면 망은 망 전체의 고장 없이 오랫동안 계속해서 구동되어야 한다. 그 기간동안 노드는 고장으로 인하여 망에서 제거될 수 있고, 또한 트래픽이 증가하게 되면 트래픽을 적절히 수용하기 위하여 새로운 노드가 망에 추가될 수 있다. 전체 정보를 이용하는 프로토콜의 경우, 새로운 노드를 포함하는 모든 노드는 송신노드와 수신노드 간에 어떤 데이터 채널이 언제 사용될 것인지를 알고 있어야 하는데, 새로운 노드는 망에 접속되기 이전의 정보를 가지고 있지 못하며, 따라서 전체정보를 필요로 하는 프로토콜을 이용하는 망에서는 새로운 노드가 망에 접속될 때마다 망의 초기화가 이루어져야 한다. 그러므로, 전체정보 없이 가변길이의 메시지를 수용할 수 있는 프로토콜이 필수적이다.

전체정보의 요구 없이 가변길이의 메시지를 수용할 수 있는 여러 가지 프로토콜이 제안되었으며, 이 프로토콜을 이용하면 새로운 노드도 망의 초기화 없이 언제든지 망에 접속될 수 있으며 또한 목적지 충돌 현상이나 데이터 채널 충돌 현상을 방지할 수 있다^[13-15]. 이 프로토콜에서는 송수신장치의 변조 시간을 0으로 가정하였다. 그러나 실제로 송수신장치를 한 파장에서 다른 파장으로 변조하는 데는 수 ms 에서 수 μs 정도의 시간이 걸린다^[16]. 그런데 동적 예약 프로토콜에서는 전송 노드가 매 슬롯마다 다른 데이터 채널을 사용할 가능성이 있으며, 따라서 이 프로토콜은 매 슬롯마다 가변 송수신장치의 변조를 필요로 한다^[15]. 즉, 동적 예약 프로토콜은 변조 시간에 의한 오버헤드로 인한 성능 저하의 가능성이 있다. 변조에 의한 오버헤드를 줄이기 위하여 동적 파장 할당 방식이 제안되었지만, 이 프로토콜은 목적지 충돌 현상을 해결하지 못하였으며 이것을 해결하기 위해서는 전체정보를 필요로 한다^[17]. 이 논문에서는 송수신장치가 0이 아닌 경우에 효율적으로 가변 길이의 메시지를 전송할 수 있는 메시

지 예약 프로토콜을 제안한다. 이 프로토콜에서 노드는 데이터 채널을 동적으로 예약하지만, 일단 하나의 데이터 채널을 점유하면 메시지 전송이 완료될 때까지는 그 데이터 채널을 독점적으로 사용할 수 있다. 따라서 메시지 전송 시간동안에는 추가적인 송수신 장치의 변조를 필요로 하지 않는다. 따라서 송수신 장치의 변조시간이 0이 아닌 경우에도 좋은 성능을 얻을 수 있다. 제안된 프로토콜은 전체 정보 없이 가변 길이의 메시지를 전송할 수 있다. 따라서 새로운 노드도 망의 초기화 없이 언제든지 망에 접속할 수 있다. 또한 프로토콜을 이용하면 목적지 충돌 현상과 데이터 채널 충돌 현상도 방지할 수 있다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. II장에서는 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.

II. 메시지 예약 프로토콜

이 논문에서 고려되는 망 구조는 그림 1에 나타나 있다. 광섬유의 대역폭은 $(N+1)$ 개의 WDM 채널로 나누어지며, 각각은 " $\lambda_0, \lambda_1, \dots, \lambda_N$ " 의 서로 다른 파장을 가지고 있다. λ_0 채널은 콘트롤 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 있다. 각 노드는 한번에 단지 하나의 메시지를 저장할 수 있으며, 메시지는 하나 이상의 고정 길이의 데이터 패킷으로 구성되어 있다. 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 노드는 콘트롤 채널에 고정되어 있는 고정 송신장치와 고정 수신장치가 장착되어 있다. 노드에는 또한 독립적으로 N 개의 데이터 채널 중 하나의 채널에서 동작할 수 있는 가변 송신장치와 가변 수신장치를 가지고 있다.

모든 채널은 그림 2에 나타나 있는 것과 같이 가변 송수신 장치의 변조 시간의 길이로 슬롯화되며,

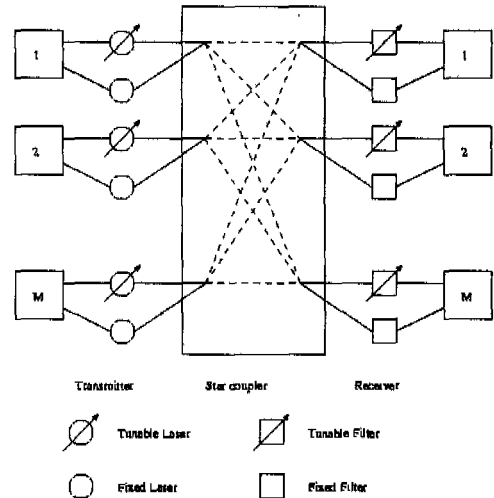


그림 1. 수동 성형 구조의 망 구성도

이 길이는 고정 길이의 데이터 패킷의 전송 시간인 T_d 와 같다. 데이터 채널에서의 슬롯은 데이터 슬롯이라고 하며 실제의 메시지를 포함한다. 콘트롤 채널의 슬롯은 콘트롤 슬롯이라고 한다. τ 를 종단 전파지연이라고 하고, T_c 를 콘트롤 패킷의 전송 시간이라고 하자. 그러면 콘트롤 채널의 한 슬롯은 다시 τ 와 각각이 T_c 의 크기를 갖는 x 개의 미니슬롯으로 나누어진다.

즉, 한 슬롯에서 전송된 모든 콘트롤 패킷은 그 슬롯 기간 내에 모든 노드에게로 전파된다. 콘트롤 채널은 slotted ALOHA 프로토콜의 경쟁방식을 이용하여 모든 노드들에게 공유된다. 콘트롤 패킷은 콘트롤 채널을 통하여 전송되며, 노드 간의 신호와 메시지 전송 시간동안 데이터 채널의 점유를 위하여 사용된다. 콘트롤 패킷에는 데이터 채널 번호와 목적지 주소가 포함된다. 그림 2에는 데이터 채널 번호가 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 등은 망의 성능을 저하시키기 때문에, 송신 노드는 데이터 채널과 목적지 충돌 현상 없이 자신의 메시지를 전송할 수 있도록 하기 위하여 다음과 같은 프로토콜을 준수해야 한다.

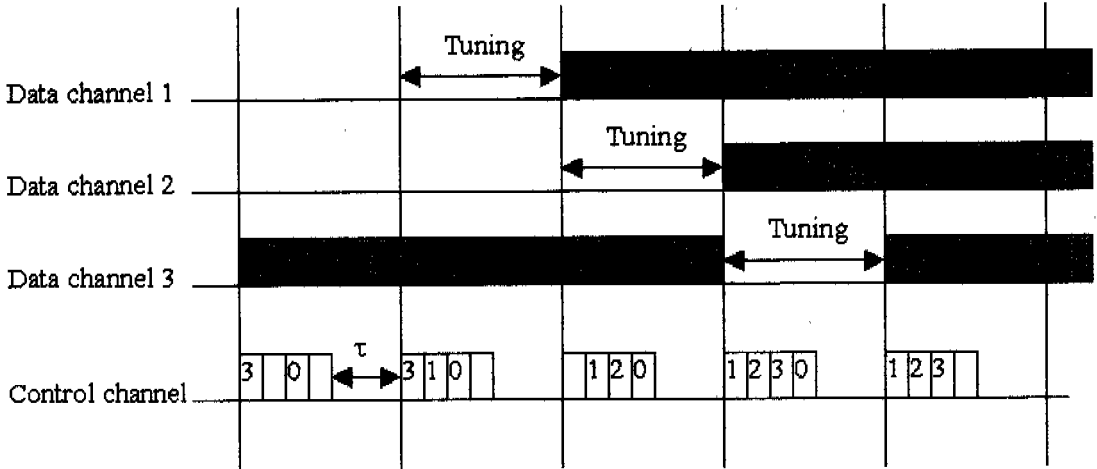


그림 2. 메시지 예약 프로토콜의 동작 예.

메시지 예약 프로토콜

(1) 컨트롤 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 컨트롤 채널을 모니터링하여 목적지 주소 어드레스가 j 인 성공 컨트롤 패킷이 없는지 확인한다. 여기에서 성공 컨트롤 패킷은 그것이 다른 패킷과 충돌하지 않고 해당 슬롯의 이전 미니슬롯에 존재하는 성공 컨트롤 패킷과 동일한 목적지 주소를 가지고 있지 않으며, 또한 성공 컨트롤 패킷의 수가 데이터 채널의 수인 N 을 초과하지 않는 것을 의미한다. 만일 위와 같은 성공 컨트롤 패킷이 발견되면, 노드 i 에서의 전송 절차는 다음 슬롯에 처음부터 다시 시작될 것이다. 그렇지 않은 경우에는 그 노드는 t 슬롯동안 컨트롤 채널을 통하여 전송된 성공 컨트롤 패킷의 수를 확인한다. 이 기간동안 전송된 성공 컨트롤 패킷의 수가 k 개 있다고 가정하자. 그러면 노드 i 는 $1 \sim k$ 미니슬롯 (또한 k 개의 데이터 채널)이 다른 노드들에 의해서 점유되었다고 간주하고 남아있는 $(x-k)$ 개의 미니슬롯 중 하나 (즉, m 번째 미니슬롯)를 임의로 선택한다. 그런 후에 노드 i 는 다음 상태로 진행된다.

(2) 컨트롤 패킷 전송 상태 (CPST)

노드 i 는 컨트롤 슬롯 $(t+1)$ 의 m 번째 미니슬롯을 통하여 자신의 컨트롤 패킷을 전송한다. 이 경우의 컨트롤 패킷은 신호 컨트롤 패킷 (S_CP)라고 하며, S_CP의 데이터 채널 번호는 0으로 설정된다.

S_CP를 전송한 노드들은 슬롯 $(t+1)$ 의 끝에 자신들이 전송한 S_CP가 성공 컨트롤 패킷인지 아닌지를 알 수 있다. 만일 S_CP가 성공 컨트롤 패킷이 아니면, 그 노드는 처음 상태로 돌아가서 다음 슬롯에 S_CP의 전송을 다시 시도한다. 만일 S_CP가 성공 컨트롤 패킷이면 노드 i 는 데이터 채널 중의 하나를 성공적으로 점유했다고 간주한다. 노드 i 의 S_CP가 l 번째 성공 컨트롤 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 다음 상태로 진행된다.

(3) 가변 송수신 장치 변조 상태(TTTS)

노드 i 는 데이터 슬롯 $(t+2)$ 기간동안 자신의 가변 송신 장치를 점유한 데이터 채널, 즉 u 데이터 채널로 변조한다. 이 기간동안 수신 노드 j 도 역시 자신의 가변 수신 장치를 선택된 데이터 채널로 변조할 것이다. 노드 i 는 또한 컨트롤 슬롯 $(t+2)$ 의 l 번째 미니슬롯을 통하여 자신의 컨트롤 패킷을 전송한다. 이 상태와 다음의 DMTS에 있는 노드들에 의해서 전송되는 컨트롤 패킷을 점유 컨트롤 패킷 (R_CP)라고 하며, R_CP에 있는 데이터 채널 번호는 해당 노드에 의해서 점유된 데이터 채널 번호 (이 경우, u)가 사용된다. R_CP는 한 컨트롤 슬롯에서 S_CP보다 앞의 미니슬롯에 위치하며, 항상 성공 컨트롤 패킷이 된다. 노드 i 는 슬롯 $(t+2)$ 의 끝에 자신의 R_CP가 몇 번째 성공 콘트

를 패킷인지 확인한 후, 다음 상태로 진행한다.

(4) 데이터 메시지 전송 상태 (DMTS)

슬롯 ($t+2$)의 끝에 전송 상태에 있는 노드는 자신의 콘트롤 패킷 (즉, R_CP)의 위치를 알 수 있다. R_CP가 $w(w \leq u)$ 번째 성공 콘트롤 패킷이라고 하자. 그러면 그 노드의 버퍼에 있는 데이터 패킷의 수가 둘 이상이면 ($t+2$) 슬롯동안 점유한 데이터 채널을 통하여 하나의 데이터 패킷을 전송하고, 또한 해당 콘트롤 슬롯의 w 번째 미니슬롯을 통하여 자신의 R_CP를 전송한다. 만일 남아있는 데이터 패킷의 수가 단지 하나인 경우에는 노드는 자신의 R_CP를 전송하지 않고 단지 해당 데이터 채널을 통하여 데이터 패킷을 전송하고 전송이 끝나면 CCMS로 돌아가서 다음 메시지를 기다린다.

그림 2는 메시지 예약 프로토콜의 메시지 전송 절차의 예를 보여준다. 그림 2에 나타나 있는 것과 같이, 슬롯 t 의 시작에 한 노드에 하나의 메시지가 발생하면, 그 노드는 위의 전송절차에 의하여 성공적으로 하나의 데이터 채널을 점유한다 (이 경우 2 번째 데이터 채널). 콘트롤 채널을 관찰하면, 그 노드로부터 전송되는 콘트롤 패킷 (즉, R_CP)은 매 콘트롤 슬롯마다 반복해서 나타나며, 이러한 패킷은 항상 성공 콘트롤 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

각 노드는 휴지, 예비, 변조 그리고 전송의 4가지 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. 또한 노드가 데이터 채널을 성공적으로 점유하고 자신의 전송 장치를 점유한 데이터 채널로 변조 중에 있는 노드는 변조 상태에 있다고 가정한다. 그렇지 않은 경우에는 노드는 예비 상태에 있다고 하며 데이터 채널의 점유를 위하여 노력한다.

휴지 상태에 있는 노드에는 σ 의 확률로 새로운 메시지가 도착한다고 가정한다. 각 메시지를 이루고 있는 데이터 패킷의 수는 평균 $1/\mu$ (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 재전송될 때마다 S_CP의 목적지 주소는 동일한 확률에 의해서 M 목적지 주소 중 하나로 재지정 된다고 가정한다^[5]. 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) 로 주어지며, k_1, k_2, k_3 는 각각 전송 노드의 수, 변조 노드의 수, 그리고 예비 노드의 수를 나타낸다. 이 경우 $k_1 + k_2$ 는 이전 콘트롤 슬롯에서의 성공 콘트롤 패킷의 수와 동일하다.

한 슬롯의 시작에 k_1 개의 전송 노드와 k_2 개의 변조 노드 그리고 k_3 개의 예비 노드가 있을 때, 그 슬롯에서 k_1 전송 노드 중에서 k_4 노드가 자신의 메시지를 계속 전송할 확률을 $PC(k_4|k_1, k_2, k_3)$ 이라고 하면, $PC(k_4|k_1, k_2, k_3)$ 는 다음과 같이 계산 될 수 있다.

$$PC(k_4|k_1, k_2, k_3) = {}_{k_1}C_{k_4} (1-\mu)^{k_4} \mu^{k_1-k_4} \quad (1)$$

단,

$${}^n C_k = n! / [k!(n-k)!] \text{ for } n \geq k \geq 0.$$

$PA(k_5|k_1, k_2, k_3)$ 를 $(M - k_1 - k_2 - k_3)$ 휴지 노드 중에서 k_5 노드에 메시지가 도착할 확률이라고 하면, $PA(k_5|k_1, k_2, k_3)$ 는 다음과 같이 계산될 수 있다.

$$PA(k_5|k_1, k_2, k_3) = {}^{M-k_1-k_2-k_3} C_{k_5} \sigma^{k_5} (1-\sigma)^{M-k_1-k_2-k_3-k_5} \quad (2)$$

$PS(k_6|k_1, k_2, k_3)$ 를 k_3 예비 노드 중에서 k_6 노드가 데이터 채널을 성공적으로 점유할 확률이라고 하자. $PS(k_6|k_1, k_2, k_3)$ 를 구할 수 있으면 망의 상태를 구할 수 있다. $PS(k_6|k_1, k_2, k_3)$ 는 다음과 같이 구할 수 있다. 예비 노드가 한 슬롯에 목적지 충돌 현상 없이 자신의 S_CP를 전송하기 위해서는 그 노드가 선택한 목적지 주소가 이전 슬롯의 성공 콘트롤 패킷에 있는 목적지 주소와 달라야 한다. $P_{dr}(k_1, k_2, k_3)$ 를 k_3 예비 노드 중에서 1개의 노드가 콘트롤 채널을 통하여 자신의 S_CP를 보낼 확률이라고 하면, $P_{dr}(k_1, k_2, k_3)$ 는 다음과 같이 구할

수 있다.

$$P_{dr}(k_1, k_2, k_3) = {}^m C_k \left(\frac{M-k_1-k_2}{M} \right)^{k_1} \left(1 - \frac{M-k_1-k_2}{M} \right)^{k_2-1} \quad (3)$$

k_1 개의 전송 노드와 k_2 개의 변조 노드는 한 콘트를 슬롯에서 메시지 예약 프로토콜에 의해서 결정되는 미니슬롯을 통하여 자신의 R_CP를 전송하며, 따라서 x 개의 미니 슬롯 중 $(x-k_1-k_2)$ 개는 이용 가능하다. S_CP를 전송하고자 하는 l 개의 예비 노드 각각은 $(x-k_1-k_2)$ 의 이용 가능한 미니 슬롯 중 하나를 임의로 선택하고, 선택된 미니 슬롯을 통하여 자신의 S_CP를 전송한다. S_CP를 전송한 예비 노드들은 그 슬롯의 끝에 자신의 S_CP가 성공 콘트를 패킷인지 아닌지를 알 수 있다. $U(s, l)$ 을 S_CP를 전송한 l 개의 예비 노드들 중에서 s 개의 노드로부터 전송된 S_CP가 성공 콘트를 패킷일 확률이라고 하자. 그러면 $U(s, l)$ 은 다음과 같이 구할 수 있다.

$$U(s, l) = \sum_{m=s}^l \Pr(M-k_1-k_2, s, m) \times Q(x-k_1-k_2, m, l) \text{ if } s < N-k_1-k_2$$

$$U(s, l) = 1 - \sum_{j=0}^{N-k_1-k_2-1} U(j, l) \text{ if } s = N-k_1-k_2 \quad (4)$$

$$U(s, l) = 0 \text{ otherwise.}$$

단,

$$Q(m, i, j) = \frac{{}^m C_m {}^m C_i {}^m C_j}{m!} \times \sum_{v=0}^{\min(m-i, j-i)} (-1)^v {}^{m-i} C_v v! (m-i-j)^{j-i-v},$$

$$\Pr(m, i, j) = \frac{{}^m C_{m-i}}{m!} \sum_{y=0}^i (-1)^y {}^m C_y (i-y)^y.$$

여기에서, $Q(x-k_1-k_2, m, l)$ 은 $(x-k_1-k_2)$ 개의 미니슬롯이 사용 가능한 경우에 l 개의 S_CP 중에서 m 개가 다른 것과 충돌이 발생하지 않을 확률과 같다. 또한 $\Pr(M-k_1-k_2, n, m)$ 은 $(M-k_1-k_2)$ 의 수신 노드가 메시지를 수신할 준비가 되어 있는 경우에 m 개의 충돌이 발생하지 않은 S_CP중에서 n 개가 서로 다른 목적지 주소를 선택할 확률과 같다. 위의 값을 이용하면 $PS(k_1, k_2, k_3)$ 는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$PS(k_1, k_2, k_3) = \sum_{k_1, k_2, k_3} U(k_1, l) P_{dr}(k_1, k_2, k_3). \quad (5)$$

π_{k_1, k_2, k_3} 를 시스템이 안정 상태에 있을 때 슬롯의 시작에 k_1 개의 전송 노드와 k_2 개의 변조 노드 그리고 k_3 개의 예비 노드가 있을 확률로 정의하고 또한 $P_{(u_1, u_2, u_3), (k_1, k_2, k_3)}$ 을 한 슬롯의 시작에 k_1 전송 노드와 k_2 변조 노드 그리고 k_3 예비 노드가 있을 때 다음 슬롯의 시작에 u_1 전송 노드와 u_2 변조 노드 그리고 u_3 예비 노드가 있을 조건부 확률로 정의하면 π_{k_1, k_2, k_3} 는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$\Pi = \Pi P \text{ and } \sum_{k_1=0}^N \sum_{k_2=0}^{N-k_1} \sum_{k_3=0}^{M-k_1-k_2} \pi_{k_1, k_2, k_3} = 1. \quad (6)$$

단,

$$\Pi = \pi_{k_1, k_2, k_3} \text{ and } P = P_{(u_1, u_2, u_3), (k_1, k_2, k_3)}$$

$$\text{for } 0 \leq k_1(u_1) \leq N, 0 \leq k_2(u_2) \leq N-k_1(u_1)$$

$$\text{and } 0 \leq k_3(u_3) \leq M-k_1(u_1)-k_2(u_2)$$

그리고,

$$P_{(u_1, u_2, u_3), (k_1, k_2, k_3)} = PC(u_1-k_2 | k_1, k_2, k_3) \times PS(u_2 | k_1, k_2, k_3) PA(u_3-k_3+u_2 | k_1, k_2, k_3).$$

전체 시스템 처리율 S_T 는 다음과 같다.

$$S_T = \sum_{k_1}^N \sum_{k_2}^{N-k_1} \sum_{k_3}^{M-k_1-k_2} k_1 \pi_{k_1, k_2, k_3}. \quad (7)$$

또한 데이터 패킷의 전송시간에 대한 평균 메시지 전송 지연 시간 D_T 은 다음과 같다.

$$D_T = \frac{M}{\lambda S_T} - \frac{1}{\lambda} + 1. \quad (8)$$

IV. 분석결과 및 고찰

본 장에서는 여러 가지 시스템 파라미터를 이용하여 제안된 프로토콜의 성능을 조사한다. 수학적 모델로부터 도출된 결과는 시뮬레이션을 통하여 검증하였다. 그림 3에서는 휴지 노드에서의 메시지 도착률이 증가함에 따라 여러 가지 평균 메시지 길이 등의 경우에 망 처리율에 대한 지연을 보여준다. 그

림 3에 나타난 것과 같이 수학적 모델의 결과는 시뮬레이션의 결과와 상당히 일치하는 것을 볼 수 있다. 평균 메시지 길이는 메시지의 전송 시간을 포함한다. 따라서 평균 메시지 길이가 증가함에 따라 평균 지연 시간도 따라서 증가한다. 낮은 로드에서는 자신의 메시지를 전송하고자 하는 노드는 제안된 프로토콜을 이용하여 자신의 S_CP를 전송하고, 전송된 S_CP는 다른 것과의 충돌 없이 전달될 것이다. 따라서 낮은 로드 영역에서 평균 지연은 주로 메시지를 전송하는데 걸리는 시간으로 이루어진다. 로드가 증가함에 따라 예비 노드의 수도 증가하게 되고 또한 S_CP의 수도 증가하게 되며, S_CP의 전송으로 인한 충돌 현상도 자주 발생하여, 노드가 예비 상태에 있는 시간도 더불어 증가하게 된다. 따라서 높은 로드 영역에서는 S_CP의 충돌로 인하여 처리율은 감소하게 되고 지연은 증가하게 된다. 제안된 메시지 예약 프로토콜에서는 일단 노드가 예약에 성공하면 메시지 전송이 완료될 때까지 점유한 데이터 채널을 독점적으로 사용할 수 있다. 따라서 평균 메시지 길이가 증가할수록 전송 노드에 의해서 점유되는 데이터 슬롯의 수도 증가하게 되며, 더 좋은 성능을 나타낸다.

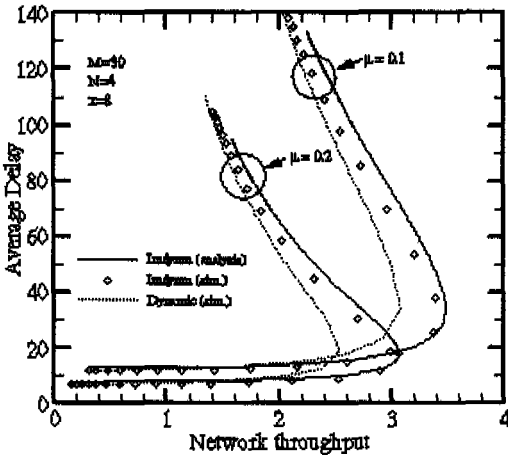


그림 3. 여러 가지 메시지 길이의 경우에 처리율에 대한 지연.

그림 3에서는 또한 이 논문에서 제안된 메시지 예약 프로토콜과 [15]에서 제안된 동적 예약 프로토콜의 시뮬레이션 결과와 비교하였다. 동적 예약 프로토콜의 경우, 전송 노드는 R_CP의 위치가 변경되면 가변 전송 장치의 변조가 필요하고, 따라서 하나의 메시지 전송 시간동안 R_CP의 위치가 변경되는

횟수만큼 변조도 필요하게 되며 그 수만큼 데이터 채널의 낭비를 유발하게 된다. 반면 메시지 예약 프로토콜에서는 메시지를 전송하기 전에 점유한 데이터 채널로 가변 송신 장치를 변조하게 되면 더 이상의 변조 없이 그 데이터 채널을 사용할 수 있기 때문에, 동적 예약 방식보다 우월한 성능을 나타낸다.

그림 4는 메시지 도착율이 증가함에 따라 여러 가지 데이터 채널의 수의 경우에 망 처리율에 대한 지연을 보여준다. k_1 전송 노드와 k_2 변조 노드가 있을 때, \bar{N}_e 을 이용 가능한 데이터 채널에 할당되는 평균 미니슬롯의 수라고 하자. 그러면 \bar{N}_e 는 근사적으로 $(x - k_1 - k_2)/(N - k_1 - k_2)$ 로 계산될 수 있다. 즉, 하나의 S_CP가 적어도 \bar{N}_e 중의 하나에서 성공적으로 전송된다면, 하나의 데이터 채널이 예비 노드에 의해서 점유될 수 있다. N 이 작은 경우에는 \bar{N}_e 은 증가하게 되며 처리율은 최대값에 근접하게 된다. 반면에 N 이 큰 경우에는 \bar{N}_e 는 감소하게 되고 S_CP의 충돌 확률이 증가하게 되며, 한 미니 슬롯에서의 S_CP의 충돌은 데이터 채널을 이용하지 못함으로 인한 성능의 저하를 가지고 오게 된다. 따라서, 높은 영역에서는 데이터 수가 증가한다고 해서 성능이 향상된다고 할 수는 없다.

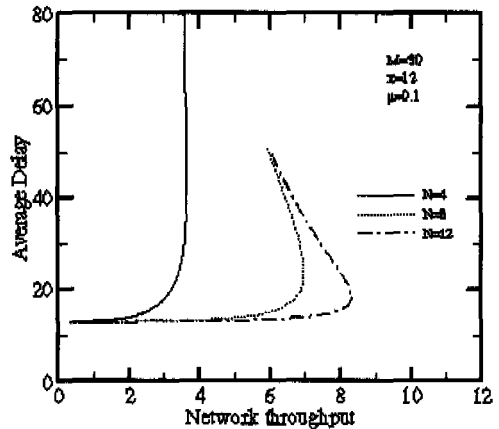


그림 4. 여러 가지 데이터 채널 수의 경우에 처리율에 대한 지연.

그림 5는 여러 가지 노드의 수의 경우에 도착율에 대한 망 처리율을 보여주고, 그림 6은 그림 5와 같은 조건에서 평균 지연을 보여준다. 노드의 수가 적은 경우에는 예비 노드의 수가 적기 때문에 콘트를 패킷의 수도 적다. 따라서 낮은 로드 영역에서는

콘트롤 패킷이 충돌이 일어날 확률이 적기 때문에 예비 노드의 수가 증가할수록 성능도 향상된다. 반면, 로드가 증가할수록 S_CP의 충돌이 성능의 주된 요인이 되어 작은 M 의 경우가 더 좋은 성능을 나타낸다.

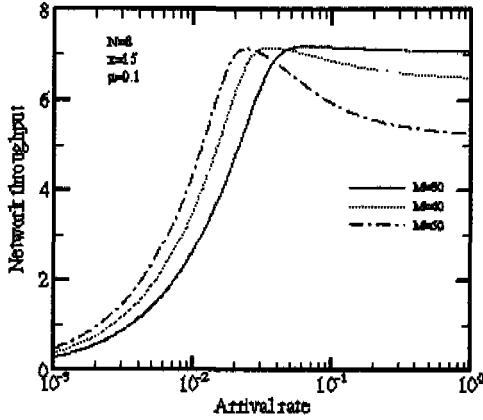


그림 5. 여러 가지 노드 수의 경우에 도착율에 대한 망 처리율.

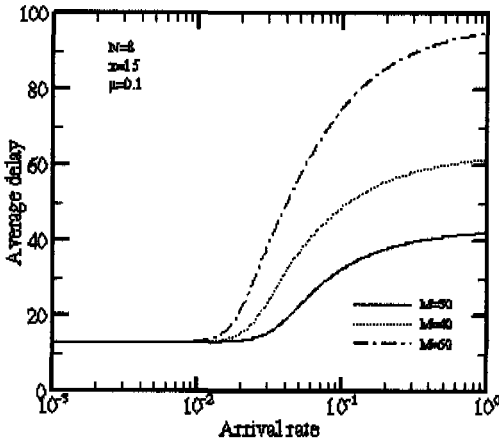


그림 6. 여러 가지 노드 수의 경우에 도착율에 대한 지연.

V. 결론

이 논문에서는 수동 성형 구조의 WDM 기반 근거리 망에서 가변 길이의 메시지를 전송할 수 있는 메시지 예약 프로토콜을 제안하였다. 이 프로토콜에서는 하나의 채널이 메시지 전송을 조절하기 위한 콘트롤 채널로서 사용된다. 각 노드는 콘트롤 채널에 고정되어 있는 고정 송신 장치와 고정 수신 장치를 가지고 있다. 각 노드는 또한 독립적으로 데이

터 채널 중 하나에서 동작할 수 있는 가변 송신 장치와 가변 수신 장치를 가지고 있다. 프로토콜의 성능은 유한 노드 수 모델에서 분석되었고 여러 가지 시스템 파라메타에 대한 영향이 조사되었다. 메시지 예약 프로토콜은 회선교환 트래픽이나 긴 전송 시간을 갖는 트래픽과 같은 가변 길이의 메시지 전송에 적합하다. 또한 제안된 프로토콜은 망에 접속되어 있는 노드의 수에 무관하게 동작하며 전체 정보를 필요로 하지 않는다. 따라서 어떤 새로운 노드도 망이 초기화 없이 언제든지 망에 접속될 수 있다. 메시지 예약 프로토콜에서는 메시지가 노드에 도착하면 그 노드는 동적 예약 프로토콜 방식에 의하여 데이터 채널을 점유한다. 그러나 일단 노드가 데이터 채널을 점유하면 그 노드는 메시지 전송이 완료될 때까지는 점유한 채널을 독점적으로 사용한다. 따라서 메시지가 전송되는 과정에 단 한번의 변조 시간이 필요하게 되며 따라서 가변 송수신장치의 변조시간이 0이 아닌 실제적인 경우에도 좋은 성능을 제공한다.

참고 문헌

- [1] R.Ramaswami, "Multiwavelength Lightwave Networks for Computer Communications", *IEEE Commun. Mag.*, pp. 78-88, Feb. 1993.
- [2] L. G. Razowsky, C. Barry, M. Hickey, C. A. Noronha Jr. and P. Poggiolini, "WDM Local Area networks", *IEEE Lightwave Telecommun. Syst. Mag.*, pp. 8-15, May. 1992.
- [3] C. A. Brakett, "Dense Wavelength Division Multiplexing Networks: Principles and Applications", *IEEE J. Select. Areas Commun.*, SAC-6 pp. 948-964, Aug. 1990.
- [4] B. Mukherjee, "WDM-Based Local Lightwave Networks Part I : Single-Hop systems", *IEEE Network Mag.*, pp. 12-27, May 1992.
- [5] 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.
- [6] M. I. Habbab, M. Kavehrad and E. W. Sundberg, "Protocols for Very High-Speed Optical fiber Local Area Networks Using a Passive Star Topology", *IEEE J. Lightwave Technol.*, LT-5 pp. 1782-1794, Dec. 1987.

- [7] N. Mehravari, "Performance and protocol improvements for very high speed optical fiber local area networks using a passive star topology", *IEEE J. Lightwave Technol.*, vol. 8, pp. 520-530, Apr. 1990
- [8] 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.
- [9] F. Jia and B. Mukherjee, "The receiver collision avoidance (RCA) protocols for a single-hop WDM lightwave networks", in *Proc. ICC*, pp. 6-10, 1992.
- [10] 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.
- [11] 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.
- [12] 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.
- [13] J. H. Lee and C. K. Un, "Asynchronous Reservation Protocol for Variable-sized Messages in a WDM-based Local networks", *Computer Communications*, 18 (12) pp. 880-888, Dec. 1995.
- [14] J. H. Lee and C. K. Un, "Synchronous Reservation Protocol for Variable-sized Messages in WDM Networks", *Proc. Globecom*, pp. 2210-2214, 1995.
- [15] 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.
- [16] D. Sadot and E. Boimovich, "Tunable Optical Filters for Dense WDM Networks", *IEEE Commun. Mag.*, pp. 50-55, Dec. 1998.
- [17] J. S. Choi and H. H. Lee, "A Dynamic Wavelength Allocation Scheme with Status Information for Fixed- and Variable-length Messages", *Proc. of Globecom*, pp. 2358-2362, 1998.

이재훈(Jae-hwoon Lee) 정희원
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 전임강사
<주관심 분야> 초고속통신, 다중 액세스 프로토콜, 인터넷 프로토콜