

論文96-33A-2-7

고속광통신망용 새로운 WDM/TDM 프로토콜

(A New WDM/TDM Protocol for Very High Speed Optical Networks)

李相綠*, 李誠根**, 朴鎮雨*

(Sang Rok Lee, Seung Keun Lee, and Jin Woo Park)

요 약

본 논문은 파장다중화를 통해 성형구조의 고속광통신망에 적합한 채널 다중접속 프로토콜을 제안한다. 제안된 프로토콜은 채널활용도가 높고 전파지연에 민감하지 않다. 제안된 프로토콜은 고속광통신망에서 커다란 성능제한 요소로 작용하는 전파지연을 고려하기 위해 제어채널과 간단한 상태표를 활용한다. 제어채널은 데이터 채널을 예약하기 위한 제어정보를 전송하며, 각 노드는 제어패킷을 수신한 후에 목적지노드와 데이터채널의 상태를 파악하기 위해 상태표를 구성한다. 제안된 프로토콜은 재전송 절차를 제거하고 데이터패킷과 제어패킷을 병렬로 전송함으로써 전파지연시간에 민감하지 않으며, 제안된 프로토콜의 수율과 평균지연시간 특성이 기존의 고속 채널 다중접속 프로토콜에 비하여 우수함을 해석적 모델링과 discrete event 시뮬레이션을 통해 입증하였다.

Abstract

This paper proposes the channel-access protocol suitable to a very high speed photonic WDM network with star configuration, which can provide a high channel utilization and insensitivity to the propagation delay. The proposed protocol employs a control channel and a simple status table to deal with the propagation delay which has been a major limiting factor in the performance of the very high speed optical communication networks. The control channel transmits control information in order to reserve access on data channels, and each node constitutes a status table after the reception of control packets which holds information about the availability of destination node and data channel. The proposed protocol is insensitive to the propagation delay time by removing necessity of the retransmission and by allowing parallel transmission of control packet and data packets. It is proved in analysis and discrete event simulation that the proposed protocol is superior in throughput and mean delay, especially at the high load conditions compared to the existing high speed channel-access protocols.

I. 서 론

광소자기술의 발달과 광대역서비스에 대한 요구의 증

* 正會員, 高麗大學校 電子工學科

(Dept. of Elect. Engineering, Korea Univ.)

** 正會員, 韓國通信

(Korea Telecom.)

接受日字: 1995年7月10日, 수정완료일: 1996年1月12日

가로 수 Gbps 의 전송속도를 갖는 고속광통신망이 등장할 것이다. 광의 대용량성을 최대로 활용가능한 고속 광통신망을 구현하기 위한 현실적인 기술은 고속의 전기적 신호를 변환없이 직접 여러개의 파장에 실어 전송하는 파장다중화(Wavelength Division Multiplexing: WDM) 방식이다. 파장다중화 방식을 이용한 고속광통신망구조에 적합한 다중접속 프로토콜이 여러 논문에서 발표되었다¹⁻⁷⁾.

파장다중화를 이용한 고속광통신망 설계시 기존의

통신망과 달리 다음 세가지 사항을 주로 고려해야 한다. 첫째, 노드간에 패킷이 전파하는데 요구되는 전파 지연시간이 패킷의 길이에 비해 매우 크다. 둘째, 파장 다중화 방식에서는 가변파장소자들을 요구하는데 가변 파장소자들의 동조시간(tuning time)이 매우 크다. 셋째, 가변파장소자들의 동조 해상도와 동조가능한 범위 등에 의해 사용가능한 파장수가 제한되므로 노드수가 증가함에 따라 패킷전송동안 충돌이 발생한다. 특히, 노드간 데이터 전송시 발생하는 전파지연(propagation delay) 시간이 데이터를 전송하기 위한 전송지연(transmission delay) 시간보다 매우 크므로 전파지연은 고속광통신망 설계시 고려할 큰 변수이다¹¹⁾. 예를 들어, 망의 반경이 2 km, 데이터 패킷 길이는 100 byte, 패킷전송속도는 622 Mbps 인 고속광통신망 구조를 고려할 때 데이터패킷의 전송지연 시간은 약 1.29 μ s 이지만 노드간 전파지연시간은 20 μ s 이므로 전송지연에 대한 전파지연의 비는 약 15 이다. 그러나, 기존 망의 경우 패킷전송속도가 10 Mbps 일 때 패킷의 전송지연시간은 80 μ s 이므로 전송지연에 대한 전파지연의 비는 매우 작다. 또한, 망의 반경이 커지거나 패킷전송속도가 빨라질 경우 전송지연에 대한 전파지연의 비는 더욱 커지게 된다.

예약방식을 이용한 다중접속 프로토콜에서 채널할당 과정에서의 충돌을 방지하기 위하여 제어전용채널을 할당하는 방식이 연구되어 왔다. 특히, Bogineni 의 연구¹²⁾에서 제안된 TDMA-C 프로토콜은 제어전용 채널을 할당하는 방식에 대한 연구의 하나로서 우수한 성능을 갖는 것으로 알려져 있다. 그러나, TDMA-C 프로토콜은 전파지연이 슬롯 크기보다 작을 때는 효과적으로 동작하지만 전파지연이 매우 큰 고속광통신망에서는 적용하기 어려운데, 이에 대한 근거는 다음과 같다. 전송할 패킷이 발생한 노드는 제어패킷을 송신한 후에 상태표를 통해 수신노드의 상태와 데이터채널의 상태를 파악한 후에 전송여부를 판단하게 된다. 이때 상태표는 제어패킷이 수신노드에 도착한 후에 수정되는데 전파지연이 커다란 제약으로 작용하는 고속광통신망에서는 제어패킷의 내용이 상태표에 반영되기 위해서는 전파지연 후에야 가능하므로 상태표의 적용이 비능률적이다.

본 논문에서는 전파지연이 망설계시 중요한 고려조건이 되는 고속광통신망에서 전파지연에 민감하지 않은 다중접속 프로토콜을 제안하였다. 제안된 프로토콜

은 WDM/TDM 프로토콜이라 칭하고 파장다중화를 이용한 성형구조의 광통신망에 적합한 다중접속방식으로 전용제어채널을 이용한 예약방식이다. 전송할 데이터패킷을 가진 노드들은 제어채널을 통해 제어패킷을 전송하고, 제어패킷을 수신한 후에 간단한 상태표를 구성하고, 동일한 중재알고리즘을 통해 데이터채널이 할당되므로 데이터패킷의 충돌을 방지한다. 따라서 WDM/TDM 프로토콜에서는 전용제어채널과 상태표의 효율적 활용에 의해 충돌이 발생하지 않고 재전송이 발생하지 않으므로 재전송에 의한 전파지연의 영향을 최소화 하였다. 2장에서는 고속광통신망의 망구조를 제시하고, 송수신방식과 중재알고리즘 등을 통해 다중접속 프로토콜을 정의하였다. 3장에서는 semi-Markov 프로세스를 이용한 해석적 모델을 구성하여 성능을 평가한 후 discrete event 시뮬레이션을 통해 해석적 모델의 타당성을 입증하였다. 그리고, 다양한 변수변화에 대해 TDMA-C 프로토콜과 비교분석하고, 전파지연시간에 의한 평균지연시간의 민감도를 분석하였다.

II. 망구조 및 다중접속 프로토콜

본 절에서는 고속광통신망에 적합한 망구조를 제시하고, WDM/TDM 프로토콜의 송수신방식, 그리고 충돌을 해결하기 위한 중재알고리즘을 통해 다중접속방식을 정의한다.

1. 망구조

WDM/TDM 프로토콜에 적합한 망구조는 그림 1에서 보듯이 성형구조를 통해 N 개의 노드가 연결되고 파장다중화를 통해 $C+1$ ($C \leq N$) 의 채널이 존재한다. 두개의 송신기는 제어패킷을 전송하기 위해 전용제어채널의 고정된 파장을 송신하는 제어패킷송신기와 임의의 데이터채널을 사용하기 위해 가변파장을 송신하는 데이터패킷송신기로 구성되고, 두개의 수신기도 각 송신기에 대응하는 역할을 하는 고정파장 제어패킷수신기와 가변파장 데이터패킷수신기로 구성된다.

그림 2는 WDM/TDM 프로토콜의 동작순서를 나타내는 시간 흐름도이다. 그림에서 모든 노드가 공동으로 사용하는 채널 0은 제어패킷을 전송하기 위한 제어채널로 사용되고 나머지 C 개의 채널은 데이터채널로 모든 노드에 의해 공유된다. 시간축은 하나의 제어패킷을

전송하는데 요구되는 시간인 제어슬롯을 기본단위로 한다. 제어채널은 시간축상에서 프레임으로 나뉘고 하나의 프레임은 각각의 노드가 할당된 슬롯에서 제어패킷을 전송하기 위한 N 개의 슬롯과 상태표를 확인하기 위한 1 개의 슬롯으로 구성된다. N 개의 슬롯은 각 노드에게 제어채널을 균등하게 접근할 기회를 제공하고 프레임의 마지막에서 상태표를 확인한 후에 데이터패킷의 전송여부를 판단한다. 또한, 데이터채널은 제어채널의 프레임과 동기 되어 프레임크기의 데이터패킷을 전송하게 되는데 데이터패킷의 길이가 프레임 크기보다 큰 경우에는 프레임단위로 나뉘어 전송된다.

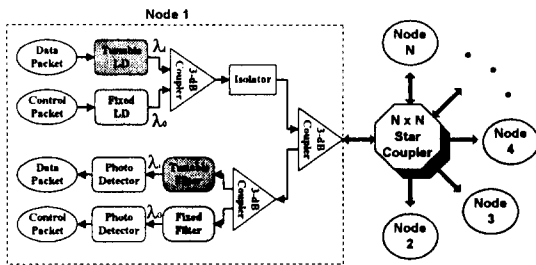


그림 1. 성형구조를 이용한 망 구성도
Fig. 1. Network architecture using star topology.

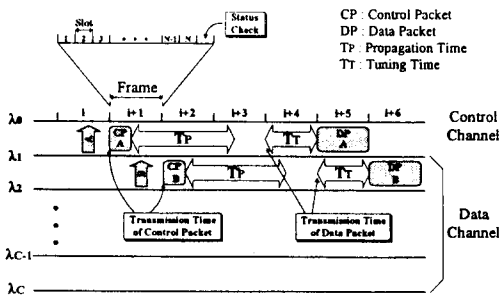


그림 2. WDM/TDM 프로토콜의 동작순서를 나타내는 시간흐름도
Fig. 2. Time diagram illustrating the operation of the WDM/TDM protocol.

제어패킷은 송신노드 번호, 수신노드 번호, 패킷의 발생시간 등으로 구성된다. 제어패킷은 프레임내에서 자신의 할당된 슬롯을 통해 전송되고 모든 제어채널 수신기는 항상 제어채널을 감시하면서 제어패킷을 수신하여 상태표를 구성한다. 그리고, 제어패킷으로 구성

된 상태표는 전송된 제어패킷을 기준으로 목적지 충돌 (하나이상의 송신노드가 동일 프레임에서 동일 수신노드를 지칭할 경우에 발생하는 충돌) 과 채널 충돌 (하나이상의 송신노드가 동일채널을 사용하여 데이터패킷을 전송하는 경우에 발생하는 충돌) 을 방지하기 위한 중재알고리즘에 적용된다.

2. 다중접속 프로토콜의 전송방식

임의의 노드에서 전송할 패킷이 발생하면 데이터패킷을 전송하기 전에 제어채널을 통해 사용가능한 데이터채널을 할당받기 위해 제어패킷을 전송한다. 제어패킷을 전송한 노드는 매 프레임에서 제어패킷을 수신하여 상태표를 구성한 후 전파지연시간 후에 프레임의 마지막 슬롯에서 상태표를 확인하여 데이터패킷의 송신가능 여부를 판단하게 된다.

그림 2는 노드 j 에서 전송할 패킷이 발생한 경우에 패킷을 전송하기 위한 절차를 보이고 있다. 프레임 i 에서 전송할 데이터패킷 A 가 발생하면 프레임 $(i+1)$ 의 고정할당된 j 번째 슬롯에서 패킷 A 를 전송하기 위한 제어패킷을 전송한다. 이 패킷은 전파지연후에 모든 노드에 도착하게 되므로 전파지연시간이 2 프레임 이라면 프레임 i 에서 전송할 패킷이 있는 모든 노드에 의해 발생한 제어패킷은 프레임 $(i+3)$ 에서 도착하여 상태표를 수정하게 된다. 그리고, 프레임 $(i+3)$ 의 마지막 슬롯에서 모든 노드는 상태표를 확인한 후 다음 절의 중재알고리즘을 적용하여 데이터패킷의 전송가능 여부를 판단하게된다. 만약 데이터패킷의 전송이 가능한 상태이면 프레임 $(i+4)$ 의 시작위치에서 데이터패킷을 전송하고, 전송불가능한 상태이면 다음 프레임에서 다시 상태표를 확인하게 된다. 그리고 프레임 $(i+1)$ 에서 발생한 데이터패킷 B 는 데이터패킷 A 의 전송성공 여부에 관계없이 프레임 $(i+2)$ 에서 제어패킷을 전송한다. 데이터패킷 B 에 대한 제어패킷은 전파지연시간 후 프레임 $(i+4)$ 에서 상태표에 반영되므로 노드는 상태표를 확인하여 이전 프레임에서 전송되지 못한 제어패킷 및 현재 프레임에서 도착한 제어패킷과 경쟁한 후 전송여부를 판단하게 된다.

제시된 망구조에서는 모든 노드들이 성형구조를 통해 연결되어 있으므로 제어패킷을 송신한 후에 전송가능여부를 판단하기 위해 요구되는 최소 전파지연시간은 송신노드와 수신노드간의 왕복전파지연시간이 아닌 송신노드와 허브간의 왕복전파지연시간이므로 전파지

연시간에 의한 영향을 감소시켰다. 또한, 채널할당과정에서 충돌이 발생하더라도 제어패킷을 재전송하지 않고 상태표에 유지한 후 다음 프레임에서 다시 경쟁하게 되므로 제어패킷을 재전송하는데 소요되는 시간을 최소화 한다. 일반적으로 재전송절차에서 가장 큰 지연 요소는 노드간 전파지연시간이므로 본 구조에서는 충돌에 의한 재전송절차를 제거함으로써 전파지연에 대한 영향을 최소화 하였다.

3. 중재 알고리즘

중재알고리즘은 동일 프레임 내에서 전송할 패킷을 가진 송신노드들 간에 목적지노드 충돌이나 데이터채널 충돌을 방지하기 위해 모든 노드에서 동일하게 적용된다. 그림 3에서 보듯이 중재알고리즘은 크게 목적지노드 충돌을 방지하기 위한 단계와 데이터채널 충돌을 방지하기 위한 2 단계로 구성되고, 목적지노드 충돌이 발생하는 노드에게 우선적으로 채널을 할당한다.

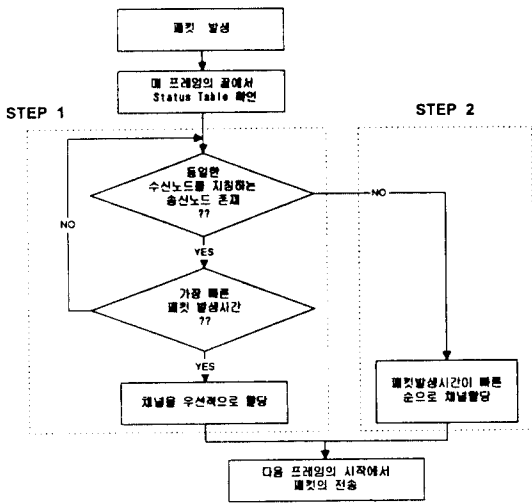


그림 3. WDM/TDM 프로토콜의 중재알고리즘의 흐름도

Fig. 3. Flowchart of arbitration algorithm of the WDM/TDM protocol.

제시된 중재알고리즘의 흐름은 다음과 같다. 단계 1에서는 목적지노드 충돌을 해결하기 위한 단계로 먼저 자신과 동일한 목적지를 가진 노드가 존재하는 지를 판단한다. 동일한 목적지를 지칭하는 노드들은 전송할 패킷의 발생시간을 비교하여 가장 발생시간이 빠른 노드만 채널을 할당받아 다음 프레임의 시작에서 데이터 패킷을 전송하게 되고 나머지 노드들은 다음 프레임의

끝에서 다음 프레임동안 도달하는 새로운 제어패킷들과 경쟁하여 전송여부를 다시 결정한다. 단계 2에서는 데이터채널 충돌을 해결하기 위한 단계로 동일한 수신기가 존재하지 않는 노드들은 단계 1에서 할당되고 남은 채널을 할당받게 되는데 패킷의 발생시간이 빠른 노드에게 우선적으로 채널을 할당하고, 채널을 할당받지 못한 노드는 다음 프레임의 끝에서 다시 경쟁하게 된다. 단계 1 또는 단계 2에서 채널을 할당받은 노드들의 제어패킷은 상태표에서 제거하고, 채널을 할당받지 못한 노드들은 채널을 할당받을 때까지 상태표에 유지되면서 매 프레임의 끝에서 도달하는 패킷들과 경쟁한다.

III. 성능 평가

본 절에서는 WDM/TDM 프로토콜의 성능을 평가하기 위해 semi-Markov 프로세스를 통해 해석적 모델을 구성하고, discrete event 시뮬레이션을 통해 타당성을 입증하였다. 그리고, WDM/TDM 프로토콜을 수율(throughput), 평균지연시간(mean delay time) 등의 성능평가 요소에 대해 기존의 TDMA-C 프로토콜과 비교하였다. 그리고, WDM/TDM 프로토콜에서 패킷의 평균지연시간의 전파지연시간에 대한 민감도를 분석하였다.

1. 해석적 모델

제시한 다중접속 프로토콜의 성능을 평가하기 위한 망의 구조와 전제조건은 다음과 같다. 첫째, 망은 N 개의 노드와 C 개의 데이터채널로 구성되고, 각 노드의 송신기는 B 개의 버퍼를 갖는다. 둘째, 각 노드에서의 패킷발생은 하나의 노드에서 단위시간당 λ 의 발생률을 갖는 포아송(Poisson) 프로세스를 따른다고 규정한다. 각 노드는 자신에게로 전송할 패킷을 발생하지 않는다. 셋째, 각 노드의 송신기의 동작은 독립적이고 통계적으로 동일한 프로세스로 모델링된다. 노드간의 통신은 독립적으로 발생되고 임의의 노드가 자신을 제외한 나머지 노드에게 전송할 패킷의 발생확률은 균일한 분포를 갖는다.

이상의 전제조건하에서 WDM/TDM 프로토콜의 성능을 평가하기 위하여 단일노드에서 송신기의 동작을 semi-Markov 프로세스로 표현하였다^[2]. 송신기의 동작을 묘사하기 위한 상태도는 그림 4(a) 와 같다. 즉, 송신기의 상태는 전송할 패킷이 발생하지 않은

'Idle' 상태 S_0 . 전송할 패킷이 발생한 후 상태표를 확인하기 위해 프레임의 마지막 슬롯까지 기다리는 'ST Wait' 상태 S_i . 매 프레임의 끝에서 데이터패킷의 전송가능여부를 판단하기 위해 상태표를 확인하는 'ST Check' 상태 S_{i+1} ($1 \leq i \leq B+1$). 상태표를 확인한 후에 데이터채널이 할당되어 다음 프레임의 시작에서 데이터패킷을 전송하는 'Transmission' 상태 $S_{(2B+3)+i}$ ($1 \leq i \leq B+1$). 그리고 상태표를 확인한 후에 충돌이 발생하여 다음 프레임의 끝까지 기다리는 'Frame Wait' 상태 $S_{(B+2)+i}$ ($1 \leq i \leq B+1$)로 구성된다. 여기서 'ST Check' 상태, 'Transmission' 상태, 'Frame Wait' 상태는 버퍼의 수에 따라 B 개의 상태로 세분된다. 그리고, 그림 4(b)는 각 상태간의 천이확률을 나타내고 있다. 여기서 b는 단위시간인 제어슬롯 크기동안 하나의 패킷이 발생할 확률을 나타내고, $pr[k]$ 는 각 상태에 머무르는 동안 k 개의 패킷이 발생할 확률을 나타내며 다음과 같이 정의된다.

$$b = 1 - e^{-\lambda} \quad (1.1)$$

$$pr[k] = \frac{1}{k!} e^{-\lambda N} [\lambda N]^k \quad (1.2)$$

P_b 는 매 프레임의 끝에서 상태표를 확인하는 'ST Check' 상태에서 채널을 할당받지 못한 블록킹 확률을 나타낸다. 블록킹 확률은 다음 세가지 경우에 의해 결정된다^[9]. 첫째, 임의의 노드에서 현재 고려중인 프레임이 아닌 이전 프레임에서 전송되었던 제어패킷이 이전 프레임에서 데이터채널을 할당받지 못하여 상태표에 대기 중이다가 현재 프레임에서 고려중인 노드가 지칭하는 목적지노드로 전송을 시도하는 경우이다. 둘째, 중재알고리즘의 단계 1에서 발생하는 충돌에 의한 것으로 고려중인 노드가 현재 프레임에서 전송한 제어패킷이 목적지노드 충돌이 발생하여 데이터채널을 할당받지 못하는 경우이다. 셋째, 중재알고리즘의 단계 2에서 발생하는 충돌에 의한 것으로 고려중인 노드가 현재 프레임에서 전송한 제어패킷이 목적지노드 충돌은 발생하지 않지만 허용되는 데이터채널이 없어서 데이터채널을 할당받지 못하는 경우이다.

또한, 각 상태에서 머무르는 시간인 체류시간 (sojourn time) μ_i 는 다음과 같다.

$$\mu_0 = \mu_{i+1} = 1 \quad \text{for } 1 \leq i \leq (B+1) \quad (2.1)$$

$$\mu_1 = \mu_{(B+2)+i} = \mu_{(2B+3)+i} = N \quad \text{for } 1 \leq i \leq (B+1) \quad (2.2)$$

그림 4(b)의 천이도에서 프로세스가 정상상태에 도달했다고 가정할 후 식(3)의 선형방정식을 통해 semi-Markov 프로세스의 Embedded Markov Chain에서 각 상태에서의 한계확률(limiting probability)을 구할 수 있다^[8].

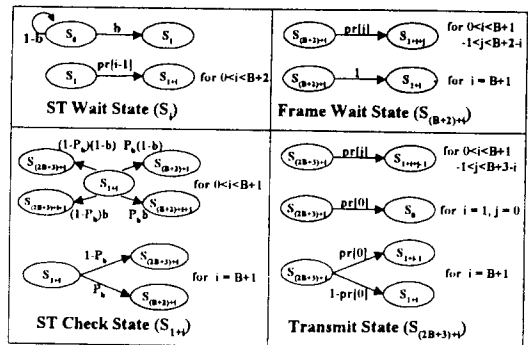
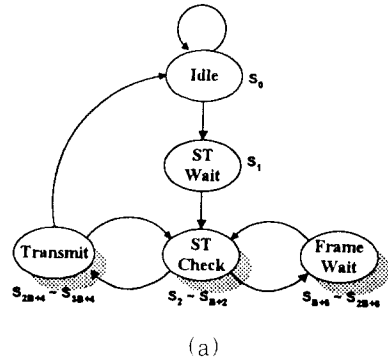


그림 4. WDM/TDM 프로토콜의 Semi-Markov 모델 (a) 상태도 (b) 천이확률

Fig. 4. Semi-Markov model for the WDM/TDM protocol. (a) State diagram (b) Transition probabilities.

$$\pi_i = \sum_j P_{ij} \pi_j \quad (3.1)$$

$$\sum_i \pi_i = 1 \quad (3.2)$$

"Idle" 상태에서 한계확률은 다음과 같다.

$$\pi_0 = (1-b) \pi_0 + \pi_{(2B+3)+1} \cdot pr[0] \quad (4)$$

"ST Wait" 상태에서 한계확률은 다음과 같다.

$$\pi_i = b \pi_i \quad (5)$$

“ST Check” 상태에서 한계확률은 다음과 같다.

$$\pi_{i+1} = \pi_i \text{pr}[i-1] + \sum_{j=1}^i \pi_{(B+2)+j} \cdot \text{pr}[i-j] + \sum_{j=1}^{i+1} \pi_{(2B+3)+j} \cdot \text{pr}[i+1-j] \quad \text{for } 1 \leq i \leq B \quad (6.1)$$

$$\pi_{i+1} = \pi_i \cdot \text{pr}[i-1] + \pi_{(B+2)+i} + \pi_{(2B+3)+i} \cdot (1-\text{pr}[0]) \quad \text{for } i = B+1 \quad (6.2)$$

“Full Wait” 상태에서 한계확률은 다음과 같다.

$$\pi_{(B+2)+i} = \pi_{i+1} \cdot P_b(1-b) \quad \text{for } i = 1 \quad (7.1)$$

$$\pi_{(B+2)+i} = \pi_{i+1-1} \cdot P_b b + \pi_{i+1} \cdot P_b(1-b) \quad \text{for } 2 \leq i \leq B \quad (7.2)$$

$$\pi_{(B+2)+i} = \pi_{i+1-1} \cdot P_b b + \pi_{i+1} \cdot P_b \quad \text{for } i = B+1 \quad (7.3)$$

“Transmission” 상태에서 한계확률은 다음과 같다.

$$\pi_{(2B+3)+1} = \pi_{i+1} \cdot (1-P_b)(1-b) \quad \text{for } i = 1 \quad (8.1)$$

$$\pi_{(2B+3)+i} = \pi_{i+1-1} \cdot (1-P_b)b + \pi_{i+1} \cdot (1-P_b)(1-b) \quad \text{for } 2 \leq i \leq B \quad (8.2)$$

$$\pi_{(2B+3)+i} = \pi_{i+1-1} \cdot (1-P_b)b + \pi_{i+1} \cdot (1-P_b) \quad \text{for } i = B+1 \quad (8.3)$$

가능한 모든 상태에서 전체 한계확률을 정규화 하면 다음과 같다.

$$\sum_{i=0}^{3B+4} \pi_i = 1 \quad (9)$$

식(4)~식(9)의 선형방정식으로부터 정상상태의 한계확률 π_i 를 구한 후에 semi-Markov 프로세스의 각 상태에서의 한계확률 P_i 는 식(10)으로 표현될 수 있다.

$$P_i = \frac{\pi_i \mu_i}{\sum_{j=0}^{3B+4} \pi_j \mu_j} \quad \text{for } 0 \leq i \leq (3B+4) \quad (10)$$

따라서 수율은 데이터패킷을 성공적으로 전송할 확률을 의미하므로 식(10)의 한계확률로부터 단위 시간 당 망의 전체 수율은 식(11)과 같다.

$$\text{‘Throughput’} = \sum_{i=1}^{B+1} P_{(2B+3)+i} \quad (11)$$

평균지연시간은 큐잉지연시간과 전파지연시간의 합으

로 구성된다. 큐잉지연시간은 Little’s Law $E[T] = E[N] / \lambda$ 에 의해 구해진다. 평균지연시간 $E[T]$ 는 단일노드에서의 평균패킷의 수 $E[N]$ 에 대한 부하 λ 의 비로 표현된다. 부하 λ 는 패킷의 평균 발생율을 나타내고 단일노드에서의 평균패킷의 수 $E[N]$ 은 식(12)에 의해 구해진다.

$$E[N] = \sum_{i=0}^{3B+4} E[N_i] P_i \quad (12)$$

식(12)에서 $E[N_i]$ 는 상태 S_i 에서 버퍼에 있는 평균패킷의 수를 나타낸다.

$$E[N_0] = 0 \quad (13.1)$$

$$E[N_j] = 1 + \sum_{i=0}^{(B+1)-j} i \text{pr}[i] \quad (13.2)$$

$$E[N_{i-1}] = i \quad \text{for } 1 \leq i \leq (B+1) \quad (13.3)$$

$$E[N_{(B+2)+i}] = i + \sum_{j=0}^{(B+1)-i} j \text{pr}[j] \quad \text{for } 1 \leq i \leq (B+1) \quad (13.4)$$

$$E[N_{(2B+3)+i}] = i + \sum_{j=0}^{(B+1)-i} j \text{pr}[j] \quad \text{for } 1 \leq i \leq (B+1) \quad (13.5)$$

따라서 전체평균지연시간은 다음 식으로 구성된다.

$$\text{‘Mean Delay’} = E[N] / \lambda + D_p \quad (14)$$

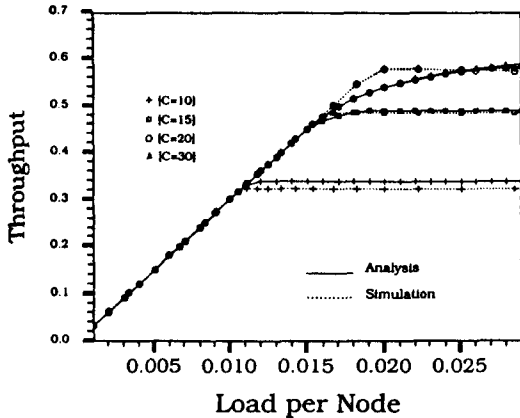
식(14)에서 D_p 는 송신노드에서 목적지노드까지 패킷이 전파하는데 요구되는 시간이다.

2. 성능분석 및 비교

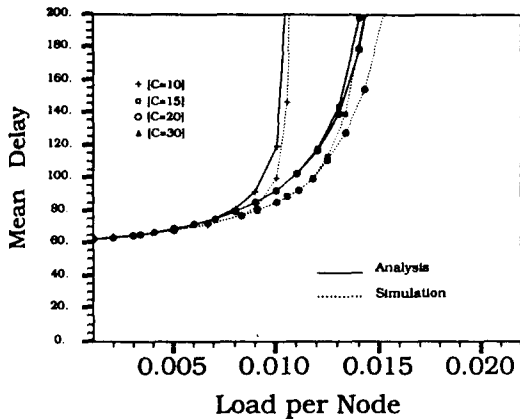
분석에서 사용된 변수는 다음과 같다. 1) N : 노드의 수, 2) C : 파장다중화된 데이터채널의 수, 3) B : 단일노드에서 버퍼의 수, 4) P : 데이터패킷 길이와 전파지연시간의 비를 나타낸다. Discrete event 시뮬레이터는 COMDISCO 사의 BONEs 시뮬레이터를 이용하였고 Batch mean 방식을 사용하여 시뮬레이션 결과를 얻었다. Batch mean 방식에서 배치(batch)간의 간섭을 최소화하고 신뢰도를 향상시키기 위해 50,000개 이상의 샘플을 수집하고 30개의 배치를 사용하였다^[10].

그림 5는 semi-Markov 프로세스를 이용한 해석적 결과의 타당성을 입증하기 위해 시뮬레이션 결과와 비교하였다. 그림 5는 $N=30, B=15, P=0$ 일 때 채널 수를 {10, 15, 20, 30}으로 변화하면서 수율과 평균지연시간 특성을 나타내고 있으며 실선은 semi-Markov 프로세스를 적용한 해석적 결과이고 점

선으로 표시된 것은 시뮬레이션 결과이다.



(a)



(b)

그림 5. 해석적 결과와 시뮬레이션 결과의 비교
(실선: 해석적 결과, 점선: 시뮬레이션 결과)
Fig. 5. Comparison of the analytic model to simulation results.
(Solid line: analysis, Dotted line: simulation)

그림 5(a)에서 해석적 결과와 시뮬레이션 결과가 4% 이내에서 일치함을 볼 수 있고, 과장다중화를 통한 데이터채널의 수가 시스템 전체 노드수의 60% 이면 모든 노드가 독립된 전용 데이터채널을 갖는 시스템과 동일한 특성을 얻을 수 있음을 볼 수 있다. 그리고, WDM/TDM 프로토콜은 중재알고리즘을 통해 허용된 데이터채널을 최대로 활용하므로 그림 5(a)에서 수율의 포화위치는 다음 식으로 구해질 수 있다.

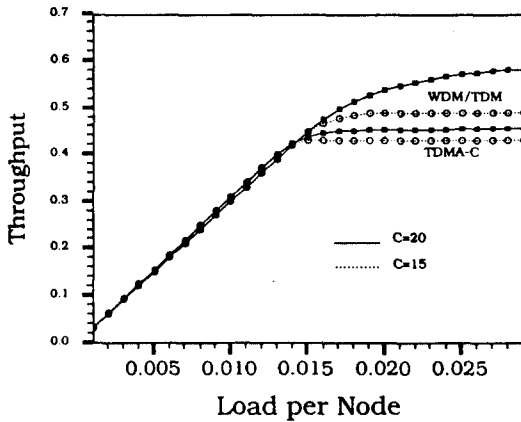
$$\text{'노드간 부하의 포화지점'} = \frac{\{\text{사용된 채널의 수}\}}{\{\text{전체 노드의 수}\}^2} \quad (15)$$

식(15)의 포화지점은 그림 5(a)에서 보듯이 해석적 결과와 시뮬레이션 결과가 타당함을 입증하고 있다. 예를 들어, 전체 채널수 C 가 10 이고 노드수 N 이 30 인 경우 식(15)에서의 예상 포화지점은 0.011 이고 그림 5(a)에서도 두 결과가 거의 일치한다. 즉, 망의 수율은 노드간 부하가 포화지점에 도달할 때까지 선형적으로 증가하다가 포화지점에서부터 수율은 일정하게 유지된다. 이로부터 제안된 알고리즘은 허용된 데이터채널을 최대로 활용함을 알 수 있다. 그러나, 전체 데이터채널수가 30 인 경우에는 식(15)에서 계산된 포화지점과 해석적 결과 및 시뮬레이션 결과와 일치하지 않고 전체 데이터채널수가 20 인 경우와 동일하다. 이는 노드간 부하가 증가함에 따라 목적지노드 충돌이 보다 많이 발생하여 전체 데이터채널을 충분히 활용하지 못하기 때문이다. 따라서 최대의 수율을 얻기 위해 요구되는 채널수는 전체 노드수의 60% 임을 확인할 수 있다.

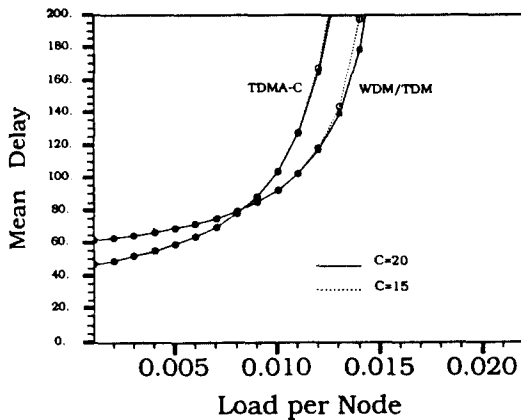
그림 5(b)는 평균지연시간 특성을 나타낸 것으로 노드간 부하가 증가함에 따라 해석적 결과보다 시뮬레이션 결과가 15% 이내의 적은 평균지연시간을 나타낼 수 있다. 이는 제시된 중재알고리즘의 채널할당 과정에서 패킷발생시간이 가장 빠른 노드에게 우선적으로 패킷을 할당하지만 해석적 모델에서 패킷의 평균지연시간 계산과정에서 이를 고려하지 않았기 때문인 것으로 추측된다.

그림 6은 WDM/TDM 프로토콜을 TDMA-C 프로토콜과 특성을 비교하기 위한 것으로 $N=30$, $B=15$, $P=0$ 일 때 채널수를 {15, 20}으로 변화하면서 수율과 평균지연시간 특성을 비교하고 있다. 그림에서 실선은 $C=20$, 점선은 $C=15$ 인 경우를 나타낸다. 그림 6(a)에서 볼 때 WDM/TDM 프로토콜이 수율 특성에서 TDMA-C 프로토콜보다 10~20% 정도 우수함을 알 수 있다. 이는 제어패킷과 데이터패킷을 분리하여 전송함으로써 얻어진 효과라고 볼 수 있다. 그러나, 그림 6(b)의 평균지연 특성을 고려할 때, 부하가 적을 때는 본 논문에서 WDM/TDM 프로토콜이 TDMA-C 프로토콜보다 다소 더 큰 지연특성을 갖는다. 이는 TDMA-C 프로토콜은 제어패킷을 전송한 후 즉시 데이터패킷을 전송하지만 WDM/TDM 프로토콜은 매 프레임의 시작위치에서 전송하기 때문이다. 그러나 부하가 증가하여 재전송이 발생하면 WDM/TDM 프로토콜이 TDMA-C 프로토콜보다 더 좋은 특성을

얻음을 볼 수 있다.



(a)



(b)

그림 6. WDM/TDM 프로토콜과 TDMA-C 프로토콜의 특성비교
(실선:C=20, 점선:C=15)

Fig. 6. Comparison of WDM/TDM protocol to TDMA-C protocol.
(Solid line:C=20, Dotted line:C=15)

그림 7은 WDM/TDM 프로토콜의 전파지연시간에 의한 평균지연시간의 영향을 고려하였다. 그림 7은 $N=30, C=20, B=15$ 일 때 전파지연시간을 {0, 3, 5, 10} 으로 변화하면서 노드간 부하변화에 의한 평균지연시간의 변화를 나타내고 있다. 다중접속 프로토콜의 성능평가요소중 하나인 패킷의 평균지연시간은 시스템 내에서의 대기지연시간, 패킷의 전송지연시간, 그리고 노드간 전파지연시간 등으로 구성된다. 데이터패킷의 충돌이 발생하는 경우에 평균지연시간은 위의 구

성요소와 평균재전송횟수의 곱으로 나타난다. 고속광통신망에서는 패킷의 평균지연시간을 구성하는 요소중 전파지연시간이 지배적인 항이므로 패킷의 평균지연시간은 주로 전파지연시간과 평균재전송횟수의 곱에 의해 결정된다. 그러나, WDM/TDM 프로토콜은 충돌이 발생할 경우 제어패킷을 상태표에 유지하여 제어패킷의 재전송과정을 제거함으로써 전파지연시간에 민감하지 않다. 그림 7에서 보듯이 전파지연이 증가하더라도 전파지연에 비례하여 평균지연시간이 증가하지만 재전송과정에 의한 증가는 나타나지 않음을 확인할 수 있다. 즉, 전파지연시간이 증가하더라도 데이터채널을 최대한 활용할 수 있는 식 (15) 의 노드간 부하의 포화 지점에 도달할 때까지 평균지연시간이 거의 일정하게 유지된다.

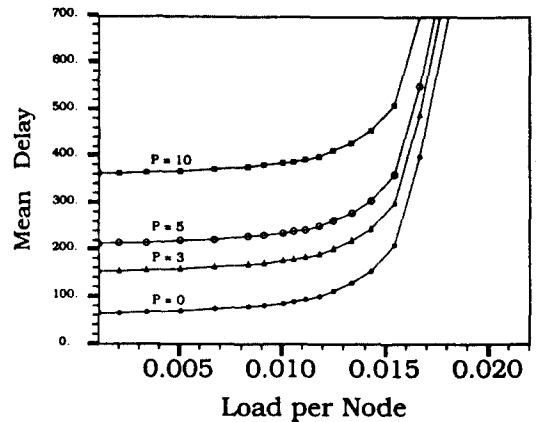


그림 7. 전파지연정도에 따른 평균지연시간의 민감도
Fig. 7. Sensitivity of Mean Delay by the propagation delay at WDM/TDM protocol.

IV. 결 론

본 논문은 전용제어채널을 통해 상태표를 구성함으로써 채널할당과정에서의 충돌을 제거하고 전파지연에 민감하지 않는 고속광통신망에 적합한 프로토콜을 제안하였다. WDM/TDM 프로토콜은 파장다중화를 이용한 고속광통신망의 제한요소인 동조소자들의 동조시간과 전송지연시간에 비해 매우 큰 전파지연시간을 고려하였다. WDM/TDM 프로토콜은 사용가능한 채널수가 전체 노드수의 60% 인 경우에 최대의 수율을 얻을 수 있었다. 본 연구에서 제안한 프로토콜에서 모든 노드는

제어패킷을 통해 단순한 상태를 구성하고 동일한 중재알고리즘을 적용하여 채널을 할당함으로써 충돌현상을 방지하여 재전송절차를 제거하고 제어패킷과 데이터패킷을 병렬로 전송하여 고속광통신망에서 제한요소인 전파지연의 영향을 최소화 하였다.

참 고 문 헌

[1] Bruce Hajek, N.B.Likhanov, B.S. Tsybakov, "On the Delay in a Multiple-Access System with Large Propagation Delay," *IEEE Trans. on Information Theory*, Vol.40, No.4, pp.1158-1166, July 1994.

[2] K.Bogineni and P.W.Dowd, "A Collisionless Multiple Access Protocol for a Wavelength Division Multiplexed Star-Coupled Configuration : Architecture and Performance Analysis," *J. Lightwave Technol.*, Vol.10, No.11, pp.1688-1699, Nov. 1992.

[3] P.A.Humblet, R.Ramaswami, and K.N.Sivarajan, "An Efficient Communication Protocol for High-Speed Packet-Switched Multichannel Networks," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, Vol.11, No.4, pp.568-578, May 1993.

[4] R.Chipalkatti, Z.Zhang, and A.S. Acampora, "Protocols for Optical

Star-Coupler Network Using WDM : Performance and Complexity Study," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, Vol.11, No.4, pp.579-589, May 1993.

[5] M.S.Chen, N.R.Dono, and Ramaswami, "A Media-Access Protocol for Packet-Switched Wavelength-Division Metropolitan Area Networks," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, Vol.8, No.6, pp.1048-1057, Aug. 1990.

[6] I.Clamatac and A.Fumagalli, "QUADRO-Stars : High Performance Optical WDM Star Networks," in *Proc. IEEE Globecom '91*, pp.1224-1229, Dec. 1991.

[7] N.Mehravari, "Performance and Protocol Improvements for Very High Speed Optical Fiber Local Area Networks Using a Passive Star Topology," *J. Lightwave Technol.*, Vol.8, No.4, pp.520-530, April 1990.

[8] S.M.Ross, *Stochastic Process*, Wiley & Sons, 1983.

[9] Trevor N. Mudge, H. B. Al-Sadoun, "A Semi-Markov Model for the Performance of Multiple-Bus Systems," *IEEE Trans. on Computers*, Vol.C-34, No.10, pp.934-942, Oct. 1985.

[10] H. Akimaru & K. Kawashima, *Teletraffic Theory and Applications*, Springer-Verlag, 1993.

저 자 소 개

李 相 綠(正會員) 電子工學會 論文誌 1993年 12月 號 參照

李 誠 根(正會員)

1977년 항공대학 전자공학과 (학사). 1987년 벨기에 브뤼셀대학 전자공학과 (석사). 1980년 ~ 1984년 한국전자통신연구소 연구원. 1986년 ~ 1987년 벨기에 BTM사 연구원. 1984년 ~ 현재 한국통신 연구개발원 책임연구원



朴 鎮 雨(正會員)

1979년 2월 클렘슨대학교 전기 및 전자공학과 석사. 1987년 11월 버지니아 주립공과대학교 전기공학과 박사. 1989년 3월부터 현재 고려대학교 전자공학과 부교수. 주관심 분야는 광전송망, 광고환, 통신시스템 등임