

WDM 망을 위한 우선권을 갖는 프로토콜

正會員 趙元弘*

Protocols with Priority for WDM Networks

Won Hong Cho* Regular Members

要 約

슬롯화된 예약 Aloha 기법을 기초로 하여 우선권을 갖는 두가지 형태의 프로토콜을 스타형 WDM망을 위해 제안한다. 높은 성능을 얻기 위해, 기존의 방식과는 다르게 독립된 제어 채널을 사용하지 않고, 모든 채널을 통해 메시지의 제어와 전송을 하며, 특히 메시지 길이에 따라 우선권을 주었다. 분석은 연속적으로 전송가능한 최대 패킷의 갯수, 패킷의 길이, 우선권 방법과 재전송 확률을 변화시켜, 제안한 두 프로토콜의 성능을 비교, 분석하였다. 분석의 결과는 다른 채널들과 동기되지 않고, 긴 메시지에 우선권이 주어질 때, 현존하는 방식보다 제안된 프로토콜이 더욱 좋은 성능을 보였다.

ABSTRACT

Two types access protocols with priority based on the slotted Aloha technique are proposed for WDM networks. To obtain the high performance, the protocols do not use a separate control channel and they control and send messages through all channels. Particularly the priority is considered by the message length differently from present methods. In analysis, the performances of the protocols are compared and analyzed by varying the number of the continuous transmittable packets, the length of a packet, the priority methods, and the retransmission probability. The results show that the proposed protocols has better performance than the previous works when the architecture is not synchronized with other channels and the protocols have the priority given to the longest message.

*군산대학교 자연과학대학 컴퓨터학과
Dept. of Computer Science, College of Natural
Science, Kunsan National University
論文番號 : 94272
接受日字 : 1994年 10月 1日

I. 서론

지금까지의 놀라운 광섬유 기술의 발전으로 인해 상상하지도 못한 광대역, 저-감쇄율을 가진 전송매체가 등장하였다. 거리가 짧고, 전파손실이 중요치 않은 지역망에서 광섬유를 채택한 이유는 광섬유의 거대한 광대역폭이다. 파장 분할 다중화(WDM: Wavelength Division Multiplexing) 기술은 이러한 광섬유의 방대한 대역폭을 작은 용량의 채널들로 분리하고, 이들 각각을 최고의 전자 처리 속도(몇몇 Gb/s)에서 동작하도록 하였다. 그러나 단일 광섬유의 광대역을 이용하기 위해서는 접근장치에서 혁신적인 병렬 처리기법이 요구되고 있다[1].

파장 분할 다중화를 이용한 싱글 홉(single-hop) 고속 광 지역망을 위해, 각 노드는 동조가능한(tunable) 송신기와 고정된(fixed) 송신기, 동조가능한 또는 고정된 수신기를 서로 조합하여 가지고 있으며, 시스템은 하나의 독립된 제어 채널을 사용하거나 또는 사용하지 않고 있다. 여러가지 프로토콜과 이들의 성능은 [2]에서 처음으로 보여졌다. 고속 환경에서는 정규화된 채널 전파지연이 1을 초과하므로 매체 감지가 필요없는 실제적인 프로토콜이 제어 패킷이 성공적일 때만 데이터 패킷이 전송된다는 것을 가정하고 [3,4]에서 다루어졌다.

그러나 이같은 지금까지 제안된 파장 분할 다중화를 이용한 프로토콜은 데이터와 제어 채널이 구별되어 있고, 이에 의해 시스템 구성상의 비용은 증가되며, 채널 구조상 낭비스러운 영역이 발생한다. 그리고 모든 사용자가 같은 순위를 가지고 접근하므로 빠른 처리를 요하는 사용자에게 우선권(priority)을 줄 수 없다. 그러므로 본 논문에서는 먼저 데이터와 제어 채널에 대한 동작이 하나의 채널에서 이루어지도록 하여, 경비 절감 및 낭비 영역의 감소를 얻고자 한다. 다음으로는 여러개의 패킷으로 나뉘어진 하나의 메시지를 보내기 위해 단 한번의 성공적인 제어 패킷의 접근으로 모든 데이터 패킷을 보내도록 하며, 이때 각 사용자가 가진 메시지의 길이에 따라 우선권을 주어(즉 가장 짧은 길이의 메시지를 갖는 사용자에게 또는 가장 긴 길이를 갖는 사용자에게) 필요하다면 특정 사용자가 우선권을 가질 수 있도록 하는 방법을 새롭게 제안 한다. 또한 많은 프로토콜이 모든 노드가 동기되었음을 가정하였지만 여기선 전체적인 동기가 불필요한 구조를 함께 보인다. 마지막으로 Aloha 프로토콜의 수학적 해석의 문제점을 시뮬레이

션을 통해 보완하여 보다 정확하게 시스템을 해석한다.

II. 망 구조와 접근법

본 논문에서 고려한 망 구조는 그림 1과 같다. 망내에는 K개의 사용자가 중앙의 수동 스타 커플러(passive star coupler)의 입력과 출력단에 연결되어 있다. 스타 커플러는 기본적인 통신 매체이며, 이는 다중 접근 방송 채널로써 동작하는 일종의 전력 분배기이다. 각 사용자는 하나의 동조가능한 광 송신기와 두개의 동조가능한 광 수신기를 가지고 있으며, 각 송,수신기는 모든 사용자에게 공통인, $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_N$ 의 N개의 파장 중 어느 하나에서 항상 동작한다. 각 사용자는 하나의 특정 파장 λ_i 를 이용하여 전송할 수 있고, 동시에 파장 λ_R 에 의해 수신 가능하다. 이때 각 파장 λ_i 는 파장 λ_j 에 의해 생긴 채널 i로써 분리된 논리적인 채널을 구성한다. 결국 위의 구조는 다중채널을 갖는 망의 확장으로 생각될 수 있다. 기존의 연구된 많은 다중채널 망은 사용자당 여러개의 송, 수신기가 필요했다. 그러나 광 기술을 이용한 구조는 최소한 사용자당 한개의 송,수신기만으로도 구성가능한 경제적인 잇점이 있다. 물론 효율적인 파장 분할 다중화 망을 개발하기 위해서는 여러개의 파장 분할 다중화 채널로 부터 송수신이 가능해야 하므로, 상당히 넓은 영역의 파장 분할 다중화 채널에서 동작할 수 있고, 채널 동조(교환) 과정이 매우 빠르게 수행될 수 있는(이상적으로 수 ns 이하) 동조가능한 광 송신단(레이저) 과 수신단(필터) 을 설계하는데 상당히 많은 양의 노력을 기울이고 있다. 열적으로 동조되는 레이저와 외부적인 공동(cavity) 이 있는 기계적으로 동조되는 레이저는 수 ms 에 해당하는 채널 교환 시간을 필요로 하므로, 이들은 일반적인 패킷 전송 시간에 비해서 매우 느리다. 또한 열적으로 동조되는 레이저는 동작하는 파장 영역이 약 1nm 이지만, 기계적인 레이저는 넓은 파장 영역(거의 100nm) 에 걸쳐서 동조될 수 있다. 공동내에 음파-광의 동조가능한 필터를 가진 외부적인 공동이 있는 반도체 레이저는 앞의 둘보다 좋은 특성을 가지며, 83nm 의 동조영역과 수 sec 의 동조시간이 증명되었다. 레이저의 하나 또는 여러 부분으로의 주입 전류를 조정함으로써 동조되는 반도체 레이저로 동조 속도는 보다 빨라질 수 있지만, 이 소자의 파장 동조 영역은 그리 넓지가 않다. 수동 필터의 장점은 유용성과 매

우 높은 분해능을 가진다(특히 Fabry-Perot 필터)는 점이나, 단점으로는 기계적인 관성과 손실에 기인해서 동조 속도가 늦다(ms 영역)는 점이다. 능동 필터와 레이저-다이오드-증폭기에 기초한 동조가능한 필터는 보다 빨리 동조할 수 있지만(ns 영역), 그들이 처리할 수 있는 채널의 수는 제한 된다. 동조가능한 광 레이저 기술과 필터 기술의 연구는 진행중이다. 이들을 이용한 시스템은 크게 Bellcore의 Lambdanet과 IBM의 Rainbow가 있다[5]. 그러나 결국 중요한 것은 많은 논문에서도 고려된 것처럼 다수의 사용자에 의한 보다 복잡한 파장 분할 다중 접근 프로토콜을 필요로 한다.

시스템의 채널 접근 과정은 다음과 같다. 메시지를 전송하려는 사용자는 수신자에게 메시지 전송을 위해 그가 사용하려는 채널이 어떤 것인지를 먼저 알려주어야 한다. 이 정보가 올바르게 전달되면, 사용자는 정의된 채널을 통해 메시지를 전송할 수 있고, 수신자는 수신된 정보에 의해 정의된 채널로 동조된 후 메시지를 받을 수 있다. 이같은 과정은 모든 파장에서 이루어진다. 결국 여러개의 데이터 패킷을 가진 메시지를 전송하기 위해서는, 전송 채널 $\{\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_N\}$ 중에 사용자가 원하는 채널을 어떻게 선택할 것인지를 접근 방법이 먼저 고려되어야 한다. 이를 위해 우리는 데이터 패킷 또는 제어 패킷으로 불리어지는 두가지 형태의 패킷이 필요하다. 제어 패킷은 두가지의 통신 정보를 포함하는데 이는 송신기의 주소와 수신기의 주소이다. 모든 제어 패킷은 길이가 같으며, 전송을 위해 한개의 단위시간(제어 미니슬롯)이 필요하고, 데이터 패킷은 L 단위시간(데이터 슬롯)을

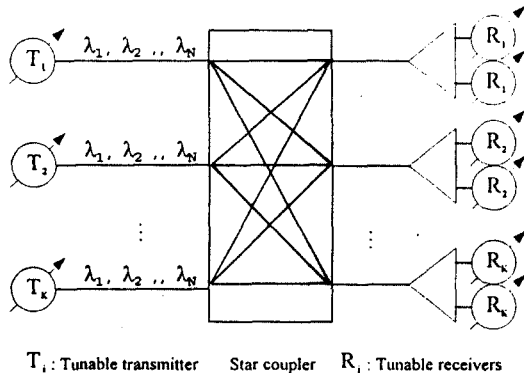


그림 1. 시스템 구조
Fig. 1. System architecture of a passive optical star network

갖는다. 메시지를 전송하려는 사용자는 우선 전송 채널을 선택하고, 충돌없이 제어 패킷을 보내야 한다. 이때 휴지중인 수신기는 모든 채널, 파장 $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_N$ 을 감시해서 제어 정보가 자신의 주소를 가지고 있는지를 조사한다. 자신의 주소를 인식하였으면, 곧 바로 수신기는 그 전송 파장에 동조한다. 이제 수신기는 실제 데이터 패킷을 그 채널을 통해 수신할 수 있다.

제어 패킷이 성공적으로 전송되었을때만 데이터 패킷이 전송된다는 가정을 하면 제어 채널을 위한 접근만 필요하다. 여기서는 슬롯화된 시스템만을 다룬다. 무한한 사용자 모델을 가정하여 모든 사용자로부터 제어 미니슬롯으로의 제어 패킷의 전체적인 도착은 재전송되는 패킷을 합쳐 포아송(Poisson) 분포를 갖는다고 하자. 만약 둘 이상의 사용자가 제어 패킷을 같은 슬롯에 전송하면, 충돌이 발생하고 중첩된 모든 패킷은 파괴된다. 각 시간 슬롯의 끝에서, 각 사용자는 그 슬롯에 충돌이 있는 지를 알 수 있다. 각각의 파괴된 패킷은 pr의 확률을 가지고 같은 채널의 다음 제어 슬롯에 재전송된다.

III. 프로토콜

3.1 다른 채널과 동기된 프로토콜

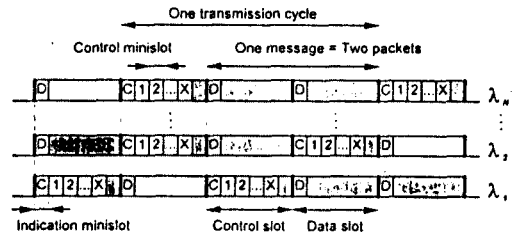


그림 2. 다른 채널과 동기된 프로토콜의 채널 구조
Fig. 2. Channel architecture for the protocol synchronized with other channels

시스템은 데이터와 제어가 이루어지는 채널의 수, 파장의 갯수와 같은 N개의 채널을 가진다. 이러한 채널을 이용하여 그림 2 처럼 다른 채널과 동기화된 프로토콜을 먼저 보이겠다. 동기화된 데이터 슬롯은 L길이를 갖는다. 제어 슬롯도 같은 길이 L을 가지며, L개 까지 제어 미니슬롯을 가질 수 있으나, 단지 X개의 미니슬롯만을 사용하고, 나머지는 다른 슬롯과의 동기를 위해 존재한다.

다. 각 슬롯의 첫번째 미니슬롯인 C, D는 그 슬롯이 제어 슬롯인지 데이터 슬롯인지를 알려 주는 지시 (identification) 미니슬롯이다. 데이터 슬롯은 항상 D로 시작하며, 한 메시지가 K개의 패킷을 가지면, 이 데이터 슬롯은 K번 계속된다. 여기서는 분석을 용이하게 하기 위해, 지시 미니슬롯을 분석에서 제외한다.

메시지의 전송 순서는 다음과 같다. 메시지를 전송하려는 사용자는 우선 전송 채널을 선택해야 하고, i번째 채널을 선택한 사용자는 송신단에 갖춰져있는 하나의 동조가능한 광 송신기를 이용하여 그 채널에서 제어 표시 "C" 를 발견해야 한다. 이것을 발견하였으면, K개의 패킷을 전송하려는 사용자는 송신기를 이용하여 제어 패킷을 선택한 채널의 K번째 제어 미니슬롯에 보낸다. 이 K번째 제어 미니슬롯에서, K개의 패킷을 전송하려는 많은 사용자는 이 미니슬롯을 얻으려고 서로 경쟁할 것이다. 많은 사용자로 인하여 전송이 실패하면, 사용자는 pr의 확률로 다음 제어 슬롯에 제어 패킷을 재전송한다. 만약 성공하였으면, 제어 슬롯내의 다른 제어 미니슬롯에 접근된 성공적인 사용자와 다시 경쟁해야 한다. 이것은 제어 미니슬롯 내의 성공적인 사용자들 중에서 어떤 사용자에게 다음의 데이터 슬롯을 사용하도록 할 것인지를 결정하는 것이다.

본 논문에서는 우선권을 최장 메시지를 가진 사용자에게 또는 최단 메시지에 주는 두가지 방법을 고려했다. 최장 메시지에 줄 경우란, i번째 채널의 미니슬롯에 성공적으로 접근된 사용자들은 다른 제어 미니슬롯의 상태를 알 수 있으므로, 자신의 메시지가 가장 길다는 것을 안 사용자만 즉, 제어 패킷이 가장 큰 값의 제어 미니슬롯에 성공적으로 전송된 사용자만, i번째 채널을 통해 데이터를 전송할 수 있다. 물론 우선권이 주어지지 않은 사용자는 p_i 의 확률로 다음 제어 슬롯에 자신의 제어 패킷을 재전송한다. 동조가능한 광 송신기에 의한 데이터 전송시, 각 데이터 슬롯의 첫번째 미니슬롯 표식에 의해, 사용자는 간섭없이 데이터 패킷을 보낼수 있다. 결국 한개의 제어 슬롯과 여러개의 데이터 슬롯은 하나의 전송 주기를 이룬다. 만약 모든 제어 미니슬롯들이 채널 접근에 실패하면 다음의 한개의 데이터 슬롯은

낭비스럽게도 비게 된다.

수신단의 동작은 다음과 같다. 휴지중인 수신기는 두개의 동조가능한 광 수신기중 제어를 위한 하나의 수신기를 이용하여, 항상 모든 채널을 감시해서 제어 슬롯의 제어 패킷에 포함된 제어 정보에 자신의 주소가 있는지를 조사한다. 자신의 주소를 인식하였으면, 곧 바로 데이터 수신을 위한 동조가능한 광 수신기는 그 전송 파장으로 동조한다. 이로써 수신기는 송,수신 주소와 하나의 메시지가 가진 총 패킷의 갯수, 전송 채널을 가지고 있는 제어 패킷에 포함된 전송 채널을 통해 실제 데이터 패킷을 전송되는 메시지의 마지막 패킷까지 문제없이 계속 수신할 수 있다.

우선권에 의해 높은 성능을 보이는 장점을 갖는 것과는 반대로, 제한한 프로토콜은 동조가능한 하나의 광 송신기와 두개의 동조가능한 수신기를 가지고, 두개의 수신기중 하나는 데이터의 수신을 또 다른 하나는 제어 패킷의 수신을 위해 모든 채널을 감시해야 하는 큰 부담을 가지는 단점을 가지고 있다. 더군다나 허용된 최대 전송 가능한 패킷의 갯수 X가 작으면, X번째 제어 미니슬롯에서 다음 데이터 슬롯의 시작까지의 낭비 영역이 길어진다. 결국 이러한 구조는 채널의 갯수가 작고, 메시지의 평균 길이가 길면 길수록 좋은 성능을 보일 수 있을 것이다.

이제 제한한 프로토콜의 처리율과 지연시간을 계산하자. G를 제어 미니슬롯당 도착한 전송을 원하는 제어 패킷의 전체 평균값이라 하고, 각 메시지는 최대 X개의 데이터 패킷을 전송할 수 있다고 가정하자. 그러면 하나의 제어 미니슬롯에 제어 패킷의 전송이 성공할 확률 p와 실패할 확률 q는 슬롯화된 Aloha 프로토콜의 분석처럼 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$p = Ge^{-G} \quad (1)$$

$$q = 1 - p \quad (2)$$

X개의 미니슬롯의 i번째 제어 미니슬롯으로 제어 패킷을 성공적으로 전송한 사용자가 최장 메시지에 우선권이 주어진 경우, 자신의 데이터 패킷을 전송할 수 있는 우선권을 가질 확률 P_i 는 i번째 제어 미니슬롯에 제어 패킷의 전송이 성공하고 나머지 슬롯에서는 실패한 것이므로 다음과 같다.

$$P_i = pq^{X-1} \quad (3)$$

X개의 미니슬롯으로 제어 패킷을 성공적으로 전송한 사용자들이 자신의 데이터 패킷을 전송할 수 있는 우선권을 가질 전체 확률 P_{SUM} 은 P_i 를 모든 미니 슬롯에 대해 더한 것이므로 다음과 같다.

$$P_{SUM} = \sum_{i=1}^X P_i \quad (4)$$

P_i 와 q 에 의해, 하나의 메시지에 전송되는 데이터 패킷의 평균 갯수와 한 전송 주기당 빈 데이터 슬롯의 평균 수는 평균값 정의에 의해 다음과 같이 계산된다.

$$\bar{m} = E[t_{busy}] = \sum_{i=1}^X i \cdot P_i \quad (5)$$

$$\bar{m}' = E[t_{idle}] = q^X \quad (6)$$

결국 처리율 U 는 고려된 채널의 전체 평균 시간 분에 채널이 전송을 위해 사용된 평균 시간이므로 다음과 같다.

$$U = \frac{E[t_{busy}]}{E[t_{busy}] + E[t_{idle}]} = \frac{\bar{m}}{\bar{m} + \bar{m}'} \quad (7)$$

우선권을 갖는 동기 프로토콜의 채널당 이용률(utilization) U_{ps} 은(7)의 결과에 제어를 위해 사용된 시간을 더하여 다음과 같이 구할 수 있다.

$$U = \frac{E[t_{busy}]}{E[t_{busy}] + E[t_{idle}] + t_{control}} \quad (8)$$

$$= \frac{\bar{m} \cdot L}{\bar{m} \cdot L + \bar{m}' \cdot L + L} = \frac{\bar{m}}{\bar{m} + \bar{m}' + 1}$$

제어 미니슬롯에 도착한 패킷이 채널을 얻을 수 있는 확률 P_s 는 다음과 같으며,

$$P_s = \frac{P_{SUM}}{X \cdot G} \quad (9)$$

이를 이용하여 평균 재전송 지연시간을 위한 재전송 평균 횟수 NR 을 구할 수 있다.

$$NR = \frac{1}{P_s} - 1 \quad (10)$$

메세지 전송 평균시간과 메시지가 스테이션에서 발생된 후 다음 제어 슬롯의 시작까지 기다려야 하는 평균시

간은 각각 다음과 같다.

$$d_i = \frac{\bar{m}}{P_{SUM}} \cdot L + L \quad (11)$$

$$d_w = \frac{(\bar{m} + \bar{m}') \cdot L + L}{2} \quad (12)$$

제어 미니슬롯은 1과 X사이에서 똑 같은 확률을 가지고 선택되므로, 제어 슬롯에서 제어 패킷의 평균 전송 시간은 $(X+1)/2$ 이다. 재전송의 평균 길이는 다음 제어 슬롯으로의 재전송 확률을 포함하여 다음과 같이 계산된다.

$$d_r = NR \cdot \left\{ \frac{X+1}{2} + \frac{(\bar{m} + \bar{m}') \cdot L + L}{p_r} \right\} \quad (13)$$

결국 프로토콜의 지연시간은 위의 세가지 지연시간들로 구성되므로 다음과 같은 결과를 얻을 수 있다.

$$D_{PS} = d_i + d_w + d_r$$

$$= \left(\frac{\bar{m}}{P_{SUM}} \cdot L + L \right) + \frac{(\bar{m} + \bar{m}') \cdot L + L}{2} + NR \cdot \left\{ \frac{X+1}{2} + \frac{(\bar{m} + \bar{m}') \cdot L + L}{p_r} \right\} \quad (14)$$

3.2 다른 채널과 동기되지 않은 프로토콜

앞서 제안한 우선권을 갖는 동기 프로토콜의 구조는 제어 슬롯에서 동기를 위해 낭비적인 영역이 나타나며, 모든 채널을 동기시켜야 하는 문제점을 갖고 있다. 효율을 높이기 위해 프로토콜을 그림 3처럼 변형하여 보자. 그림에서 보여지듯이, 모든 채널들은 서로간의 동기가 필요 없고, 낭비적인 영역은 존재하지 않는다. 물론 제어 채널의 접근, 우선권, 데이터의 전송과 수신은 앞서 설명한 프로토콜과 같다.

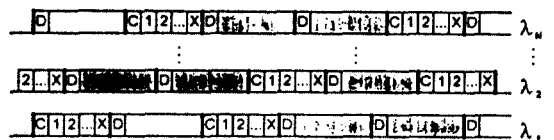


그림 3. 다른 채널과 동기되지 않은 프로토콜의 채널 구조
Fig. 3. Channel architecture for the protocol which is not synchronized with other channels.

처리율 U_{PA} 와 지연시간은 우선권을 갖는 동기 프로토콜과 같은 방법과 순서로 계산된다. 유도식중 (1) 에서 (7) 까지는 똑같이 적용된다. 그러므로 우선권을 가지며 다른 채널과 동기되지 않은 프로토콜의 채널당 이용률 (utilization) UPA는 (7)의 결과에 제어를 위해 사용된 시간을 더하여 다음과 같이 구할 수 있다. 이때 제어를 위한 시간은 앞서 유도한 동기 프로토콜의 L시간과 는 달리 M이다.

$$U = \frac{E[t_{busy}]}{E[t_{busy}] + E[t_{idle}] + t_{control}} \tag{15}$$

$$= \frac{\bar{m} \cdot L}{m \cdot L + m' \cdot L + M} = \frac{\bar{m}}{m + m' + \frac{M}{L}}$$

제어 미니슬롯에 도착한 패킷이 채널을 얻을 수 있는 확률 P_s 와 이를 이용한 평균 재전송 지연시간을 위한 재전송 평균 횟수 NR은 앞선 (9), (10)과 같다. 메시지 전송 평균시간과 메시지가 스테이션에서 발생된 후 다음 제어 슬롯의 시작까지 기다려야 하는 평균시간, 다음 제어 슬롯으로의 재전송 확률을 포함한 재전송의 평균 길이는 앞서 유도된 식의 제어 슬롯의 길이 L이 X로 바뀌면 된다.

$$d_i = \frac{\bar{m}}{P_{SUM}} \cdot L + X \tag{16}$$

$$d_w = \frac{(\bar{m} + \bar{m}') \cdot L + X}{2} \tag{17}$$

$$d_r = NR \cdot \left\{ \frac{X+1}{2} + \frac{(\bar{m} + \bar{m}') \cdot L + X}{p_r} \right\} \tag{18}$$

결국 프로토콜의 지연시간은 위의 세가지 지연시간들로 구성되므로 다음과 같은 결과를 얻을 수 있다.

$$D_{PA} = d_i + d_w + d_r$$

$$= \left(\frac{\bar{m}}{P_{SUM}} \cdot L + X \right) + \frac{(\bar{m} + \bar{m}') \cdot L + X}{2} + NR \cdot \left\{ \frac{X+1}{2} + \frac{(\bar{m} + \bar{m}') \cdot L + X}{p_r} \right\} \tag{19}$$

IV. 성능 분석

이번 장에서는 제안한 프로토콜들의 성능을 결과 식에

서 보여진 여러가지 변수들의 값을 변화시켜 분석하고 시뮬레이션을 통해 결과를 비교하겠다. 먼저 우선권을 다른 채널과 동기된, 동기되지 않은 프로토콜의 최장 메시지에 줄 경우와 최단 메시지에 줄 경우의 네가지의 처리율과 지연시간을 비교하자. 결과는 트래픽에 따른 처리율과 지연시간을 따로따로 결과로서 보인 것이 아니라 Aloha 분석의 경우처럼 처리율과 지연시간을 함께 나타내었다. 결과 식 (8)과 (15)로부터, 동기 되지 않은 프로토콜의 최장 메시지에 우선권이 주어진 경우가 네가지 경우 중 가장 좋은 성능을 가졌으며, 다음은 동기되지 않은 프로토콜의 최단 메시지에 우선권이 주어진 경우, 동기 프로토콜의 순서이다. 부하에 따른 네가지 경우의 처리율이 재전송 확률이 0.01, 0.1일때 그림 4, 5에 각각 비교 되었다. 수학적 분석 결과 패킷의 길이 L이 100, 우선권을 나타내는 미니슬롯의 수 X가 5, 그

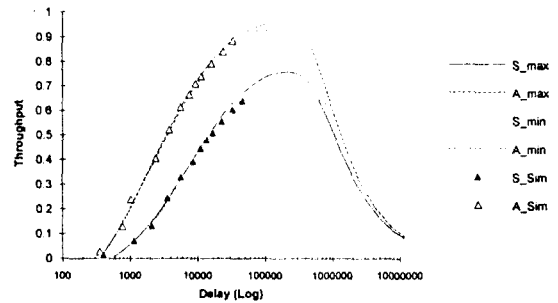


그림 4. L=100, X=5, pr=0.01 일때 프로토콜들의 성능 비교.
Fig. 4. Performance comparison of protocols : L=100, X=5, pr=0.01.

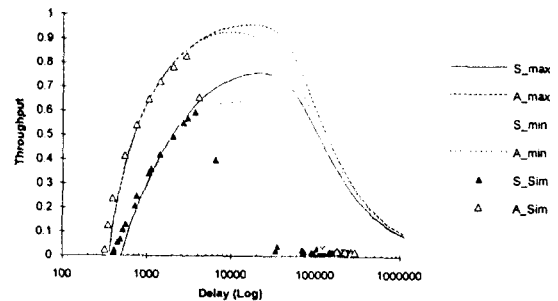


그림 5. L=100, X=5, pr=0.1 일때 프로토콜들의 성능 비교.
Fig. 5. Performance comparison of protocols : L=100, X=5, pr=0.1.

리고 재전송 확률 p_r 이 0.01일때 최대 처리율은 각각 0.96, 0.93, 0.76, 0.64를 가졌다. 지연시간은 동기되지 않은 프로토콜의 최단 메시지에 우선권이 주어진 경우, 동기된 프로토콜의 최단 메시지 그리고 최장 메시지 경우의 순서로 지연시간은 증가한다. 결국 동기되지 않은 프로토콜이 두가지의 경우 모두에서 높은 처리율과 짧은 지연시간을 갖는 좋은 성능을 보였다.

다음은 시뮬레이션의 결과를 분석하자. 컴퓨터 시뮬레이션은 시뮬레이션 패키지인 SLAM(Simulation Language for Alternative Modeling)을 이용하여 행해졌다. 패킷 전송의 실제적인 경우에서 새로운 전송과 재전송에 의한 트래픽의 함은 포아손 분포를 갖지 않으므로 시뮬레이션에서는 새로운 전송과 재전송을 구분하여 수행하였다. 메시지 도착 간격(패킷의 전송 시간을 단위로)은 평균 $1/\alpha$ 인 기하학적인 분포를 가진다고 가정하였다. 이것과 함께 각 사용자는 현재 메시지의 모든 패킷들이 성공적으로 전송될때까지 새로운 제어 패킷을 발생시킬 수 없다. 슬롯화된 Aloha 프로토콜을 이용하는 파장 분할 다중화 채널은 단지 하나의 제어 패킷이 성공적으로 전송되면 데이터 메시지를 전송하며, 만약 여러 사용자들로 인해 충돌한 제어 패킷은 다음 슬롯에 재전송 확률 p_r 로써 재전송된다. 결과는 5개의 random number에 따른 결과들을 평균하여 구하였다. 시뮬레이션 시간은 패킷의 길이 L 을 단위시간으로 하였을때, 각 프로토콜을 100,000 단위시간씩 수행하였다. 이것은 시간에 따른 처리율과 지연시간의 변화가 0.1% 이하인 최대시간이다.

p_r 이 0.01 일때의 시뮬레이션 결과는 계산된 결과와

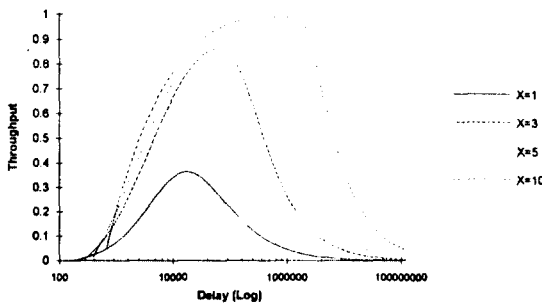


그림 6. $L=100$, $p_r=0.01$ 일때 최장 메시지에 우선권이 주어진 동기되지 않은 프로토콜의 X 의 변화에 따른 성능변화.
Fig. 6. Throughput vs. delay of protocol which is not synchronized with priority given to the longest message for various X , $L=100$, $p_r=0.01$.

비교시 처리율, 지연시간 모두 95%의 신뢰구간을 갖는다. 그러나 최대 처리율이 약 0.9와 0.6이상으로는 더 이상 증가하지 않는다. 이것은 안정한 상태에서 각 프로토콜이 가질 수 있는 최대 성능을 의미한다. 최단 메시지에 우선권이 주어진 경우의 시뮬레이션 결과는 최장 메시지에 우선권이 주어진 경우와 거의 유사하므로 생략하였다. 그러나 p_r 이 0.1일때의 결과는 다르다. 트래픽이 작은 경우에는 계산된 결과와 같으나 트래픽이 커감에 따라 처리율은 급격히 감소하고 지연시간도 급격히 증가하게 되는 불안정한 상태가 된다. 이것이 바로 시뮬레이션을 통해 얻을 수 있는 Aloha 시스템의 실제적인 시스템 성능이다. 결국 작은 트래픽과, 작은 재전송 확률 값에서만 계산된 결과와 시뮬레이션의 결과가 일치하는 안정된 결과를 얻을 수 있다. 시뮬레이션의 결과도 안정된 구간에서는 동기되지 않은 프로토콜이 동기된 프로토콜에 비하여 높은 성능을 가진다. 이러한 사실로부터 앞으로의 분석에서는 안정된 결과를 보이는 p_r 이 0.01일때 만을 고려하겠다.

우선권을 나타내는 제어 미니슬롯의 수를 변화시켜 성능을 비교하자. 유도된 결과 식으로 부터 동기되지 않은 프로토콜의 최장 메시지에 우선권이 주어진 경우에서, X 가 1, 3, 5, 10일때 각각 0.36, 0.86, 0.96, 0.99의 최대 처리율을 가진다. 결국 전송가능한 최대 패킷의 수 X 가 크면 클 수록, 즉 우선권을 줄 수 있는 경우가 많아 하나의 메시지가 한번에 전송할 수 있는 패킷의 수가 많을수록, 그림 6처럼 높은 값의 처리율과 지연시간을

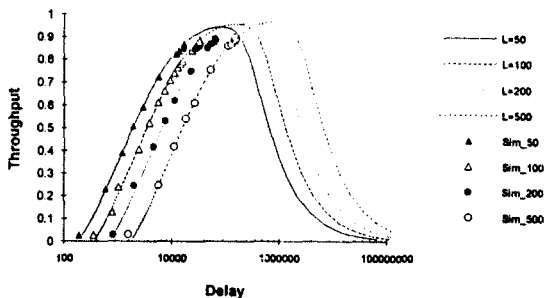


그림 7. $X=5$, $p_r=0.01$ 일때 최장 메시지에 우선권이 주어진 동기되지 않은 프로토콜의 L 의 변화에 따른 성능변화.
Fig. 7. Throughput vs. delay of protocol which is not synchronized with priority given to the shortest message for various L , $X=5$, $p_r=0.01$.

가진다. 또한 X가 1인 경우는 바로 본 논문에서 제시하려고 하는 우선권 방식을 이용하지 않은 것을 나타낸다. 결국 우선권을 이용하지 않은 경우는 단지 이러한 방식에서 0.36의 처리율만을 가지나 우선권을 적용하면 1에 가까운 성능을 가짐을 알 수 있다.

그러나 최장 메시지에 우선권이 주어진 동기된 프로토콜의 경우, 패킷의 길이 L의 변화에 따른 처리율의 변화는 없다. 왜냐하면 데이터와 제어 슬롯의 길이가 같기 때문에 L의 증가는 전송시간 (busy time) 과 휴지시간 (idle time) 의 증가를 같이 가지고와 실제적인 처리율의 증가가 없기 때문이다. 물론 지연시간만 단지 증가한다. 식 (15)의 비동기 프로토콜의 성능은 그림 7에 보여지는 것처럼 L에 영향 받으므로 L이 증가할수록 지연시간의 증가와 함께, 더 높은 처리율을 보이나 그 차는 크지 않다. 기호로 표시된 프로토콜들의 시뮬레이션 결과도 안정된 구간에서는 같은 결과를 보여 주었다.

결국 프로토콜들을 비교할 때, 모든 경우에서 동기되지 않은 프로토콜은 동기된 프로토콜과의 비교시 처리율과 지연시간에 있어서 더욱 좋은 성능을 갖는 프로토콜이며, 수학적인 결과의 신뢰구간은 트래픽이 작고, 재전송 확률 값이 작은 경우에서 나타난다.

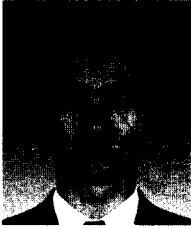
V. 결 론

본 논문에서는 광 커플러를 기본으로 하여 파장 분할 다중화 성형 토폴로지의 고속 광섬유 지역망을 구성한 다음, 메시지의 길이가 가장 긴 또는 가장 짧은 사용자에게 우선권을 준 동기된, 동기되지 않은 프로토콜을 제안, 성능을 계산하고 계산된 결과를 시뮬레이션의 결과와 비교 분석하였다. 시뮬레이션의 결과로써 나타나는 가장 큰 문제점은, 수학적인 분석에서는 분석을 용이하게 하기 위해 제어 미니슬롯에 도착하는 제어 패킷의 분포가 새로 도착한 패킷과 재전송의 패킷 모두를 합쳐 포아송 분포를 이룬다고 가정하였으나, 실제적인 경우를 대변하는 시뮬레이션에서는 기하학적인 분포의 입력과 재전송되는 패킷을 제어 미니슬롯에 도착하는 입력으로 모두 고려하였으며, 이로 인해 수학적인 결과에서는 나타나지 않는 어떤 재전송 확률 값에 의한 안정성과 불안정성이 명확하게 나타났다. 두 분석의 결과 비교시 작은 발생확률과 작은 재전송 확률 값에서는 두 결과는 거의 일치하나 확률 값이 커짐에 따라 불안정한 영역으로 시

스템은 진입하여 갑작스런 처리율의 감소와 급격한 지연시간의 증가가 일어나 두 결과의 상당한 차이를 보였다. 앞으로의 연구는 불안정성을 나타내는 경우에 대해 보다 정확한 수학적인 결과식의 유도가 요구된다. 또한 이러한 구조는 광 송신기와 광 수신기 모두에 빠른 스위칭을 요구하고, 시스템을 다소 복잡하게 한다. 그러므로 제공되는 환경, s, p, G, L, N의 모든 경우를 고려하여 분석한 다음, 원하는 시스템의 성능에 따라 적당한 값을 선택하면 좋은 성능을 갖는 고속 지역망을 구축할 수 있겠다. 분석의 결과는 변화하는 모든 시스템 변수 값에서 최장 메시지에 우선권을 준 동기되지 않은 프로토콜이 동기된 프로토콜보다 훨씬 좋은 성능을 보였다. 동기되지 않은 프로토콜에서 보여준 1에 가까운 처리율과 지연시간 특성은 시뮬레이션의 결과에 의한 문제점을 고려하더라도 여러 제안된 유사 프로토콜과 비교시 제안한 우선권 프로토콜의 우수함을 알 수 있다.

참고문헌

1. B. Mukherjee, "WDM-Based Local Lightwave Networks Part I: Single-Hop Systems," IEEE Network, pp.12-27, May 1992.
2. I. M. I. Habbab, M. Kavehrad and C. W. Sundberg, "Protocols for Very High-Speed Optical Fiber Local Area Networks Using a Passive Star Topology," IEEE J. Lightwave Technology, Vol. 5, pp.1782-1794, Dec. 1987.
3. N. Mehravari, "Performance and Protocol Improvements for Very High Speed Optical Fiber Local Area Networks Using a Passive Star Topology," IEEE J. Lightwave Technology, Vol. 8, pp.520-530, April 1990.
4. G. N. M. Sudhakar, N. D. Georganas and M. Kavehrad, "Slotted ALOHA and Reservation ALOHA Protocols for High-Speed Optical Fiber Local Area Networks Using Passive Star Topology," IEEE J. Lightwave Technology, Vol. 9, pp.1411-1422, Oct. 1991.
5. P. E. Green, Fiber Optic Networks, Prentice-Hall, 1993.



趙元弘 (Won Hong Cho) 정희원

1962년 1월 9일생

1985년 : 연세대학교 전자공학과 졸업(학사)

1987년 : 연세대학교 전자공학과 졸업(석사)

1994년 : 연세대학교 전자공학과 졸업(박사)

1988년 7월~1992년 3월 : 공군사관학교 전자공학과 전임강사

1994년~현재 : 군산대학교 컴퓨터과학과 전임강사