論文94-31A-4-3

고속 광 지역망을 위한 파장 분할 다중 접근 프로토콜

(Wavelength Division Multiple Access Protocols for High-Speed Optical Fiber Local Area Networks)

趙 元 弘*, 李 埈 豪**, 李 相 培**

(Won Hong Cho, Jun Ho Lee and Sang Bae Lee)

要 約

파장 분할 다중화를 이용한 수동 스타 토폴로지의 고속 광섬유 지역망을 위한 세가지 프로토콜을 슬롯화된 Aloha 방식을 기본으로 하여 제안하고, 처리율과 지연시간을 분석하였다. 제안된 프로토콜은 데이타 패킷의 전송을 결정하는 제어 패킷의 성공적인 전송 확률을 높이기 위해 제어 슬롯 그룹을 도입하였으며, 재전송 확률도 분석시 고려되었다. 처리율과 지연시간은 세가지 프로토콜의 제어 슬롯 그룹의 갯수, 재전송 확률, 데이타 패킷의 길이, 채널의 갯수의 변화에 따라 비교, 분석되었다. 결과 분석을 통해 제어 슬롯 그룹을 도입한 제안된 프로토콜은 처리율을 높이고, 지연시간의 감소를 가져왔다.

Abstract

Three protocols based on the slotted Aloha technique are proposed for very high-speed optical fiber local area networks using wavelength division multiplexing (WDM) passive star topology and the throughputs and delays are derived. For getting a high probability in successful transmission of control packets determining the transmission of a data packet, we adopt control mini slot groups in these protocols. The retransmission probability is also considered in analysis. Both throughput and delay of three protocols are compared and analyzed by varying the number of control slot groups, the retransmission probability, the length of a data packet and the number of channels. The numerical analysis shows that the proposed protocols adopted the control slot groups give the increase of throughput and the decrease of delay.

I. 서 론

광기술을 이용한 지역망(local area network)은 고밀도 파장 분할 다중화 (dense wavelength division multiplexing)와 동조가능한(tunable) 송, 수신기의 발전된 기술을 이용함으로써 나타났다. 한가닥 광섬유의 광대한 대역폭(싱글모드 광섬유는 손실이 작은 지역에서 약 25-30THz)은 작은 대역폭의 채널들로 나뉘어 지고, Gb/s로 동작하고 있다. 한가닥의 광섬유는 104개의 채널들을 수용할 수 있으며, 이로인해 혁신적인 병렬처리와 접근 방식을 통해 광섬유의 거대한 광대역을 이용하기 위한 많은 연구가

* 正會員, 群山大學校 컴퓨터 科學科
(Dept. of Computer Science, Kunsan Univ.)
** 正會員, 延世大學校 電子工學科
(Dept. of Elec. Eng., Yonsei Univ.)
接受日字 : 1993年 6月 1日

이루어지고 있다.[1]

파장 분할 다중화를 이용하는 싱글 홉(hop) 광 통신을 위한 가장 단순한 구성은 각 노드가 하나의 동조가능한 송신기와 하나의 동조 가능한 수신기로 구성되고 시스템은 하나의 제어 채널을 사용하는 것이다.[2] [3] 에서, 동조시간은 영으로, 송, 수신기는 모든 파장에 대해 동조가능 하다고 가정하고, 이러한 시스템을 위한 여러가지 형태의 프로토콜들을 최초로 제안하였다. 제안된 프로토콜에서는 제어와 데이타 채널 두개의 접근 방식이 요구되므로 세가지 형태의 랜덤-억세스 프로토콜, Aloha, 슬롯화된(slotted) Aloha와 CSMA가 제어 채널을 접근하기 위하여 사용되어 졌고, Aloha, CSMA와 N-Server 방식은 데이타 채널을 접근하기 위하여 제안되었다. 또한 고속의 환경에서는 정규화된 전파(propagation) 지연시간(delay)은 단위치를 초과하므로 CSMA는 사용될 수 없음을 설명하고, 제어 패킷이 성공적으로 전송 되어질 경우에만 데이타 패킷이 전송된다는 향상된 방식을 [4] 에서 제안하였다. [5] 에서는 [3] 과 같은 구조에 대해 슬롯화된 Aloha 프로토콜, 개선된 (improved) Aloha 프로토콜 그리고 예약(reservation) Aloha 프로토콜이 기술되었다.

그러나 이들은 Aloha 시스템을 기본으로 사용함으로써 낮은 처리율(throughput) 을 가지고 있다. 이는 각 사용자가 데이타 채널을 사용하기 위해 원하는 제어 슬롯을 접근하기 위해서는 단지 한번의 기회만을 가지고 있고, 어떠한 경우에는 제어 채널과 데이타 채널이 낭비되고 있기 때문이다. 그러므로 만약 제어 패킷이 성공적으로 전송될 확률이 높다면, 우리는 당연히 좋은 성능을 가지게 될 것이다. 이런 이유로 우리는 사용자에게 여러번의 제어 패킷 전송 기회를 제공하는 제어 슬롯 그룹 개념을 도입하였다. 이 방식은 사용자가 처음 시도에서 제어 패킷을 성공적으로 전송하였으면, 원하는 데이타 채널을 이용하여 데이타를 전송하지만, 만약 실패한다면, 다음번 슬롯에 재전송 확률 P_r을 가지고 제어 패킷이 성공적으로 전송될 때 까지 전송을 계속하도록 하는 것이다. 물론 이러한 시도는 한계를 가지게 되는데 이는 제어 슬롯 그룹의 수가 크다면 성공적인 전송 확률은 커져 처리율은 증가하나 구현의 어려움과 지연시간이 길어지기 때문이다. 결국 구축하려는 환경에 맞추어 재전송 확률과 제어 그룹 갯수를 선택하는 방법이 문제점이 된다.

본 논문에서는 세가지 형태의 프로토콜에 제어 슬롯 그룹과 그룹내에서의 재전송 확률, [6] 에서는 고려되지 않은 다음 주기로의 재전송 확률 개념을 고려하여 이들의 성능을 비교 분석하였다. 논문의 구성은 Ⅱ장에서는 망의 구조와 모델, 망 접근방식에 대해 간략히 설명한다음, Ⅲ장에서 세가지 형태의 프로토콜을 보이고 이들의 성능을 수학적으로 유도한 다음 Ⅳ장에서 분석, Ⅴ장에서 결론을 내리겠다.

Ⅱ. 망 구조와 접근방식

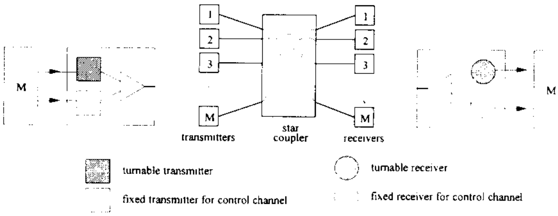


그림 1. 시스템 구조
Fig. 1. System architecture.

1. 구조

M개의 사용자는 망의 중앙 수동 스타 커플러(coupler)의 입,출력단에 연결된다. 스타 커플러는 중요한 통신 매체로서, 근본적으로 다중 접근이 가능한 방송형 채널처럼 동작하는 전력 분할기이다.[7] 각 사용자는 데이타 채널 접근을 위해 하나의 동조가능한 광 송신기와 하나의 동조가능한 광 수신기를 가지고 있으며 제어 채널을 위해 하나의 파장에 고정된 송, 수신기를 가지고 있다. 항시 각 송,수신기는 모든 사용자에게 공통인, λ_0, λ_1, λ_2, …, λ_N의 N+1개의 파장중 어느 하나에서 동작한다. 각 사용자는 하나의 특정 파장 λ_T를 이용하여 전송할 수 있고, 동시에 파장 λ_R에 의해 수신 가능하다. 이때 각 파장 λ_i는 파장 λ_i에 의해 생긴 채널 i로서 분리된 논리적인 채널을 구성한다. 결국 위의 구조는 다중-채널을 갖는 망의 확장으로 생각될 수 있다. 지금까지 연구된 대부분의 다중-채널을 갖는 망은 사용자당 여러개의 송신기(N개까지)와 수신기를 요구하나 위의 구조는 사용자당 동조가능한 송,수신기 하나씩 그리고 고정된 파장을 갖는 송,수신기를 요구한다는 점에서 경제적으로는 이익이나, 다소 복잡한 다중 사용자 접근 프로토콜을 요구한다.

2. 접근 방식

각 사용자는 데이타 채널 접근을 위해 단지 하나의 송신기와 하나의 수신기를 가지고 있기 때문에, 전송을 원하는 사용자는 그의 수신측에 어떠한 채널을 메세지의 전송을 위해 사용하는 가를 알려주어야 한다.

이 정보가 정확히 전송되면, 전송을 원하는 사용자는 수신측에 통고한 채널로 그의 메세지를 전송할 수 있고, 수신자의 채널은 이를 위해 바뀐다. 이 모든 과정은 파장 λ_0 (제어 채널)에 의해 이루어진다. 수신기는 이러한 정보 전송을 위한 제어 채널을 항상 감시한다. 이러한 제어 채널을 사용할 때와 이러한 제어 패킷을 전송할 때, 먼저 고려해야 할 점은 어떻게 제어 채널을 선택할 것인가 하는 접근 방식이다. 그런 다음 사용 가능한 많은 데이타 채널 $\{\lambda_0, \lambda_1, \lambda_2, \cdots, \lambda_N\}$중에서 사용자가 원하는 데이타 채널에 접근하는 방법을 생각해야 한다.

제어 패킷은 통신을 위한 세가지 정보, 송신기 주소, 수신기 주소, 그리고 원하는 채널 번호를 포함하고 있다. 데이타 패킷의 길이는 그림 2와 같이 고정되었고, 제어 패킷 길이의 L배라 하자. 동작하지 않는 수신기는 파장 λ_0인 제어 채널에 동조되고, 제어 정보가 자신의 주소를 가지고 있는지를 알기 위해 항상 채널을 감시한다. 만약 자신의 주소를 발견하였으면, 수신기는 즉시 제어 패킷 속에 지정된 특정 데이타 채널 파장으로 동조된다. 이로써 수신기는 그 채널을 통해 실제 데이타 패킷을 받을 수 있다.

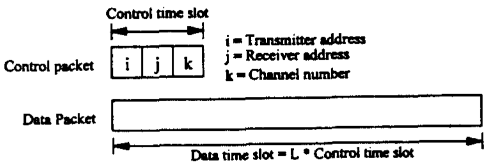


그림 2. 데이타 패킷과 제어 패킷의 형식

Fig. 2. Format of data packet and control packet.

일반적으로 망의 사용자는 통신을 위해 두가지 접근 방식을 채택하여야 한다. 첫번째는 제어 채널에 제어 패킷을 성공적으로 전송하기 위해서, 두번째는 데이타 채널에 실제 데이타 패킷을 전송하기 위해 필요하다. 그러나 본 논문에서는 제어 패킷이 성공적으로 보내졌을 때만, 데이타 패킷이 전송된다는 것을 가정하므로 성공적으로 전송된 제어 패킷은 데이타 패킷의 성공적인 전송을 의미한다.

3. 분석을 위한 가정

우리는 슬롯화된 시스템만을 고려한다. 모든 제어 패킷은 길이가 같고, 전파 지연시간을 고려하지 않으므로 전송에 단지 한개의 단위시간(제어 슬롯)을 필요로 한다. 모든 데이타 패킷도 길이가 같고 전송하는데 L개의 단위시간 (데이타 슬롯)이 필요하다. 제어 패킷의 도착(모든 사용자로 부터)은 포아슨 프로세스를 형성하는 무한한 사용자 모델로 가정한다. 만약 하나 이상의 사용자가 같은 채널에 똑같은 시간 슬롯동안 패킷을 전송하면, 충돌은 일어나고 충돌한 모든 패킷은 망가진다. 각 시간 슬롯의 끝에서 각 사용자는 어느 슬롯에서 충돌이 일어났는지를 알 수 있다. 충돌한 패킷들은 다음 주기에서 재전송 확률 P_r을 가지고 재전송 된다

본 논문은 다음과 같은 기호를 사용한다.

N = 제어 채널을 제외한 데이타 채널의 갯수.

L = 데이타 패킷의 길이(제어 패킷은 단위 길이로 가정).

s = 제어 슬롯그룹의 갯수.

G = 제어 슬롯당 전송을 요구하는 제어 패킷의 평균 갯수.

S_{dj} = 제어 패킷이 j번째 슬롯 그룹 이전에 전송되지 못한 경우, j번째 슬롯 그룹에 의해 전송되는 제어 패킷의 평 균 갯수.

S_d = 데이타 슬롯당 성공적으로 전송된 데이타 패킷의 평균 갯수, 데이타 채널당 처리율.

S_i = i번째 경우의 처리율.

P_c = 제어 슬롯에 하나의 제어 패킷이 성공적으로 전송될 확률.

P_r = 전송에 실패한 제어 패킷의 재전송 확률.

R = 평균 재전송 횟수.

T = 한 주기의 길이.

t_r = 재전송 확률이 고려되지 않을 경우의 재전송의 평균 주기.

D = 전체 지연시간.

$= d_w + d_r + d_t$.

d_w = 패킷이 한 스테이션에서 발생되어 다음 주기가 시작될 때 까지 기다리는 평균 지연시간.

d_r = 평균 전체 재전송 시간.

d_t = 데이타 패킷을 전송하는 평균시간

Ⅲ. 프로토콜

1. 첫번째 프로토콜

비교를 위해 [5] 에서 제안한 프로토콜을 먼저 알아보자. 그림 3에서 보는 바와 같이 제어와 데이타 채널 모두 같은 단위 시간을 사용하여 슬롯화 된다. 이것을 한 주기로 한다. 제어 채널은 N개의 작은 슬롯으로 나누어진다. N번째 슬롯 뒤 부터 데이타 채널의 데이타 슬롯들이 시작된다. 패킷을 전송하고자 하는 사용자는 전송 전에 하나의 데이타 채널을 선택

해야 하므로 제어 슬롯의 동작을 먼저 규정해야 한다. 즉 i번째 채널의 $[K, K+1)$ 주기에서 전송하고자 하는 사용자는 제어 패킷을 제어 채널의 i번째 슬롯에 전송하고, 이것이 성공적으로 전송되면, 데이타 패킷을 N번째 슬롯 뒤의 λ_i를 이용하여 전송한다. 이 구조는 제어와 데이타 채널의 대역폭은 낭비되나 채널을 슬롯화하고 접근하는 가장 간단한 방법이다.

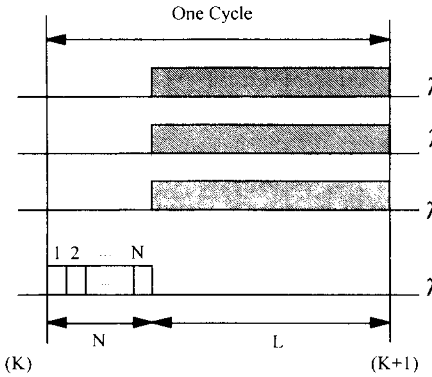


그림 3. 기본적인 슬롯화된 Aloha 구조
Fig. 3. Basic slotted Aloha scheme.

이제 그림 4와 같이 제어 채널만을 수정해 보자. 제어 채널은 s개의 제어 패킷의 작은 그룹으로 나뉜다. 여기서 s는 제어 슬롯 그룹의 갯수이다. 이 그룹들은 다시 데이타 슬롯의 갯수에 해당하는 N개의 슬롯들로 나뉜다. 제어 채널의 첫번째 그룹내의 N번째 슬롯 이후의 제어 슬롯 그룹들은 s번째 슬롯 그룹의 끝까지 반복된다. s번째 슬롯 뒤엔 미니 슬롯 그룹은 없으며 모든 데이타 채널의 데이타 슬롯들이 바로 시작된다.

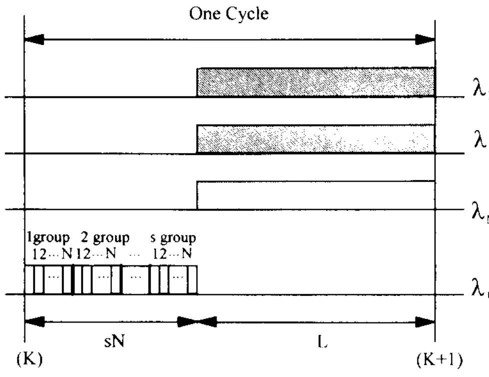


그림 4. 첫번째 슬롯화된 Aloha 프로토콜 구조
Fig. 4. Slotted Aloha scheme for first protocol.

데이타 패킷을 보내고자 하는 사용자는 전송전에 데이타 채널을 선택해야 하므로 슬롯을 다음과 같이 할당한다. $[K, K+1)$ 주기 내에서 i번째 채널을 이용하여 전송하고자 하는 사용자 X는 제어 채널의 첫번째 제어 슬롯 그룹의 i번째 슬롯에 한개의 제어 패킷을 전송한다. 만일 이 제어 패킷이 성공적으로 전송되면, 사용자 X는 s번째 슬롯 그룹의 끝까지 슬롯 그룹의 i번째 슬롯에 방해(jam) 신호를 전송한다. 이렇게 함으로써 사용자 X를 제외한 어떤 사용자도 i번째 미니 슬롯을 사용할 수 없게 된다. 만일 첫번째 시도에서 제어 채널의 첫번째 슬롯 그룹의 i번째 제어 슬롯에 충돌이 생기면, 사용자 X는 다음 i번째 제어 슬롯에 확률 P_r을 가지고 패킷을 첫번째 시도와 같이 재전송한다. 같은 과정이 제어 패킷의 성공적인 전송이 이루어질때 까지 s번 반복된다. 이 프로토콜은 [5] 에 비하여 많은 제어 슬롯을 가지지만, 원하는 제어 슬롯에 제어 패킷을 전송할 수 있는 확률이 커지고 이러한 이유로 인해 재전송되는 패킷이 작아지므로 [5] 보다 더욱 낳은 성능을 가진다. 분석을 위해 먼저 S_{dj}를 구하여 보자. G는 하나의 제어 슬롯 그룹의 제어 슬롯에 전송되는 평균 패킷 수이고 전송된 제어 패킷에 대하여 전송 가능한 데이타 패킷은 단 하나 존재한다. 결국 j번째 제어 슬롯에서 슬롯당 전송되는 데이타 패킷의 평균 수는 Aloha 분석과 같이 Ge^{-G}이다. 만일 제어 패킷이 j번째 제어 그룹의 이전 그룹에서 전송되지 않았을 경우를 고려하면 Sdj는 다음과 같이 표현될 수 있다

$S_{dj} = G \cdot P$ [제어 패킷이 j번째 제어 슬롯 그룹에서 전송] $\cdot P$ [제어 패킷이 j번째 이전의 제어 슬롯 그룹에서 전송되지 않음]

$$= G \cdot P_r^{j-1} \exp\left(-GP_r^{j-1}\right) \prod_{k=0}^{j-2} \left\{1 - \exp\left(-GP_r^{k}\right)\right\} \quad (1)$$

구하고자 하는 S_d는 s번째 제어 그룹까지 고려되어야 하므로, 데이타 채널당 처리 율은 다음과 같다

$$\begin{aligned} S_d &= S_{d1} + S_{d2} + \cdots + S_{dj} + \cdots + S_{ds} \\ &= G \sum_{i=0}^{s-1} \left\{ P_r^i \exp\left(-GP_r^i\right) \prod_{j=0}^{i-1} \left\{1 - \exp\left(-GP_r^j\right)\right\} \right. \end{aligned} \quad (2)$$

P_c는 S_{dj}와 같은 방식으로 계산된다.

$$P_c = \sum_{i=0}^{s-1} \left\{ P_r^i \exp\left(-GP_r^i\right) \prod_{j=0}^{i-1} \left\{1 - \exp\left(-GP_r^j\right)\right\} \right. \quad (3)$$

결국 첫번째 프로토콜의 처리율은 다음과 같이 구해진다.

$$S_1 = \frac{1}{L+sN} S_d \qquad (4)$$
$$= \frac{1}{L+sN} G \sum_{i=0}^{s-1} \left\{ P_r^i \exp\left(-GP_r^i\right) \prod_{j=0}^{i-1} \left\{1-\exp\left(-GP_r^j\right)\right\} \right\}$$

[5] 에서 제시한 프로토콜의 결과식을 비교를 위해 나타내면 다음과 같다.

$$S_{1,org} = \frac{1}{L+N} Ge^{-G} \qquad (5)$$

우리가 유도한 방정식의 타당성은 (4)식에서 s를 1로 하면 (5)식과 같아짐으로써 보일 수 있다. 이제 첫번째 프로토콜의 지연시간을 구해보자.

$$T = L + sN \qquad (6)$$
$$d_w = \frac{T}{2} \qquad (7)$$
$$d_t = T \qquad (8)$$

전체 재전송 지연시간을 구하기 위해 먼저 평균 재전송 횟수를 구하면 다음과 같다.

$$R = \frac{G}{S} - 1 = \frac{1}{P_s} - 1 = \frac{1}{\sum_{i=0}^{s-1} \left\{ P_r^i \exp\left(-GP_r^i\right) \prod_{j=0}^{i-1} \left\{1-\exp\left(-GP_r^j\right)\right\} \right\}} - 1 \qquad (9)$$

제어 채널은 1부터 N 사이에서 균등하게 선택되고 이러한 과정은 s번째 제어 그룹 끝까지 반복되므로 첫번째 제어 슬롯 그룹의 제어 패킷 전송시간은 $(N+1)/2$ 이다. 마지막 그룹까지의 제어 패킷 전송시간은 확률 이론의 평균값 계산 방법에 의해서 구해진다.

$$d_r = R \cdot \left[\frac{N+1}{2} + N \sum_{i=1}^{s-1} \left\{ P_r^i \prod_{j=1}^{i} \left\{1-\exp\left(-GP_r^j\right)\right\} + \frac{L+sN}{P_s} \right\} \right] \qquad (10)$$

위 세가지 항에 의해 구성되는 지연시간은 다음과 같다.

$$D_1 = d_w + d_r + d_t$$
$$= (L+sN) + \frac{(L+sN)}{2}$$
$$+ R \cdot \left[\frac{N+1}{2} + N \sum_{i=1}^{s-1} \left\{ P_r^i \prod_{j=1}^{i} \left\{1-\exp\left(-GP_r^j\right)\right\} + \frac{L+sN}{P_s} \right\} \right]$$
$$D_{1,org} = (L+N) + \frac{L+N}{2} + \left(e^{-G}-1\right)\left(\frac{N+1}{2} + t_r\right) \qquad (11)$$

2. 두번째 프로토콜

한 주기동안 데이타 채널은 처음 sN개의 제어 슬롯동안은 사용되지 않고, 제어 채널은 주기의 마지막 L 슬롯동안 사용되지 않으므로 그림 4에 나타난 첫번째 경우는 채널을 많이 낭비한다. 프로토콜의 처리율을 개선하기 위해, 그림 5와 같은 구조를 택하였다.

두번째 프로토콜은 그림 5와 같이 제어 채널과 데이타 채널 모두가 길이 L의 슬롯으로 나누어 졌다는 것을 제외하면 첫번째 프로토콜과 같다. 제어 슬롯은 s개의 슬롯 그룹으로 나누어지고 이 그룹은 다시 N 개의 미니 슬롯들로 나누어진다. 이들 슬롯의 동작은 첫번째 프로토콜과 같은 방식으로 미리 규정된다. 즉, $[K-2, K-1)$ 주기에서 대기하고 있고 i번째 데이타 채널을 이용하여 전송하고자 하는 사용자는 $[K-1, K)$ 주기에서 제어 슬롯 그룹의 i번째 제어 슬롯에 제어 패킷을 성공적으로 전송할 때까지 전송한다. 만약 전송이 성공하면, 그것은 $[K, K+1)$ 에서 데이타 패킷의 성공적인 전송을 의미하고 만약 실패하면, 확률 Pr을 가지고 제어 그룹내에 재전송 된다. 처리율과 지연시간은 첫번째 프로토콜과 같은 방법에 의해 유도된다.

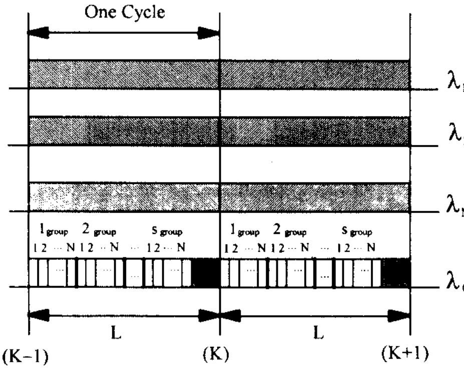


그림 5. 두번째 슬롯화된 Aloha 프로토콜 구조
Fig. 5. SLotted Aloha scheme for second protocol.

(4)식에서 $L/(L+sN)$ 항은 제어 채널과 데이타 채널의 낭비되는 채널을 사용하므로써 소거된다. 두번째 프로토콜의 처리율은 다음과 같고 지연시간도 다음과 같이 구할 수 있다.

$$S_2 = G \sum_{i=0}^{s-1} \left\{ P_r^i \exp\left(-GP_r^i\right) \prod_{j=1}^{i-1} \left\{1-\exp\left(-GP_r^j\right)\right\} \right\} \qquad (13)$$

$$S_{2,org} = Ge^{-G} \qquad (14)$$

$$D_2 = 2L + \frac{L}{2} + R \cdot \left[\frac{N+1}{2} + N \sum_{i=1}^{s-1} \left\{ P_r^i \prod_{j=1}^{i} \left\{1-\exp\left(-GP_r^j\right)\right\} + \frac{L}{P_s} \right\} \right] \qquad (15)$$

$$D_{2,org} = 2L + \frac{L}{2} + \left(e^{-G} - 1\right)\left(\frac{N+1}{2} + t_r\right) \qquad (16)$$

3. 세번째 프로토콜

각 채널은 $(L+s)$의 주기를 갖는다. 그림 6에서 주기 i는 i번째 데이타 채널 주기를 나타낸다. 만약 사용자가 전송할 데이타를 가지고 있으면, 사용자는 먼저 데이타 채널을 선택해야 하고, 선택된 채널에서 주기의 시작을 기다린 다음, 제어 패킷이 자신의 제어 슬롯에 성공적으로 전송될 때 까지 제어 패킷을 s번 계속 전송한다. 그 다음에, 선택된 데이타 채널을 통해 데이타를 전송한다. 이들 제어 슬롯에서 제어 패킷의 접근 과정은 첫번째, 두번째 프로토콜과 같다

모든 프로토콜의 재전송 방법은 다음과 같다. 만약 사용자의 전송이 현재의 주기동안 성공하지 못했으면, 사용자는 같은 확률을 가지고 다른 채널(앞의 주기에서 선택되었던 것과 같은 채널일 필요는 없다)을 선택할 수 있고, 다음 주기에 확률 P_r을 가지고 재전송된다. 그러나 분석을 위해 재전송은 패킷이 성공적으로 전송될때까지 선택된 같은 채널에서 행해져야 한다고 가정한다.

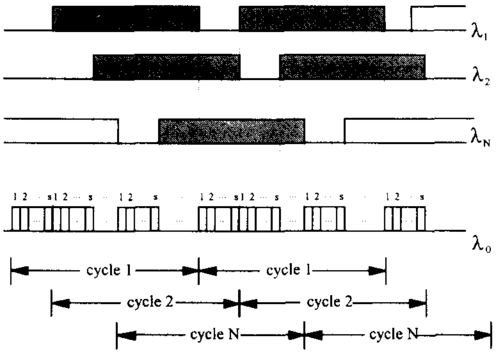


그림 6. 세번째 슬롯화된 Aloha 프로토콜 구조
Fig. 6. Slotted Aloha scheme for third protocol.

세번째 프로토콜의 처리율은 다음과 같고 지연시간도 다음과 같이 구할 수 있다

$$S_3 = \frac{L}{L+s} S_d = \frac{L}{L+s} G \sum_{i=0}^{s-1} \left\{ P_r^i \exp\left(-GP_r^i\right) \prod_{j=0}^{i-1} \left\{1 - \exp\left(-GP_r^j\right)\right\} \right. \qquad (17)$$

$$S_{3,org} = \frac{L}{L+1} G e^{-G} \qquad (18)$$

$$D_3 = (L+1) + \frac{L+1}{2} + R \cdot \left[\sum_{i=0}^{s-1} \left\{ P_r^i \prod_{j=0}^{i} \left\{1 - \exp\left(-GP_r^j\right)\right\} + \frac{L+s}{P_r} \right. \right] \qquad (19)$$

$$D_{3,org} = (L+1) + \frac{L+1}{2} + \left(e^{-G} - 1\right)\left(1 + t_r\right) \qquad (20)$$

Ⅳ. 성능 분석

모든 결과들은 G에 대한 처리율과 지연시간을 처리율과 지연시간의 관계로서 나타내었다. 분석을 위해 사용한 변수는 먼저 세가지의 프로토콜이 고려되었으며, 제어 슬롯 그룹의 갯수 s, 재전송 확률 P_r, 데이타 패킷의 길이 L과 채널 갯수 N 이다.

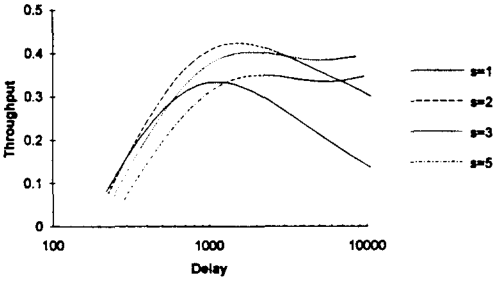


그림 7. L=100, N=10, P_r=0.2일때 제어 그룹 s의 변화에 따른 첫번째 프로토콜 의 처리율/지연시간
Fig. 7. Throughput versus delay by varying s : protocol 1, L=100, N=10, P_r=0.2.

그림 7은 첫번째 프로토콜로서 데이타 패킷의 길이 L은 100, 채널의 갯수는 10, 재전송 확률 P_r은 0.2로 고정했을 때, 제어 그룹 갯수의 변화에 따른 성능 변화를 나타낸 것이다. 첫번째 프로토콜의 처리율과 지연시간을 나타내는 (4),(11) 식에서 보여지는 것처럼, s값이 증가하면, 제어 채널의 길이가 길어지므로 s에 비례하여 성능은 증가하지 않는다. 고려한 환경에서는 s가 커짐에 따라 처리율은 증가하고, 지연시간은 감소하나, 2 이후에서 처리율은 오히려 감소한다. 최대 처리율은 42.4%를 보인다. 33.4%의 처리율을 갖는 s=1인 경우는 비교된 프로토콜을 의미하므로 제어 그룹 개념의 도입은 처리율을 높이고, 부하가 작은 경우의 지연시간은 다소 크지만, 부하가 많아질수록 지연시간은 휠씬 작아진다.

그림 8은 제어 슬롯 그룹 갯수 s를 3으로 했을 때, 재전송 확률 P_r의 변화에 따른 성능변화를 나타낸다. 재전송확률과 G값의 증가에 따라 지연시간은 증가하며, 처리율은 최대 값을 갖는다. P_r=1인 경우는 충돌된 패킷들이 또다시 전송되는 것을 의미하므로 구현

시 문제점을 가지고 있다 .[9] 또한 그림에서도 알 수 있듯이 높은 재전송 확률값에 대해서는 하나의 처리율 값에 두개의 다른 값을 갖는 지연시간이 생기는데 이는 시스템이 불안정하다는 것을 의미하므로 시스템을 안정화 시키는 과정이 요구된다 .[10]

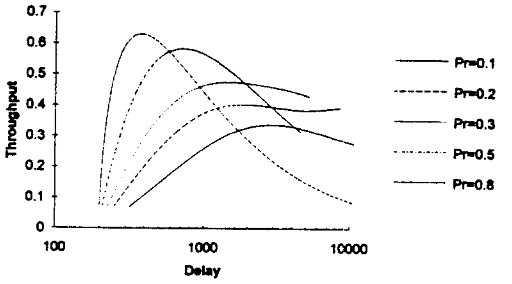


그림 8. L=100, N=10, s=3일때 재전송 P_r의 변화에 따른 첫번째 프로토콜의 처 리율/지연시간

Fig. 8. Throughput versus delay by varying P_r : protocol 1, L=100, N=10, s=3.

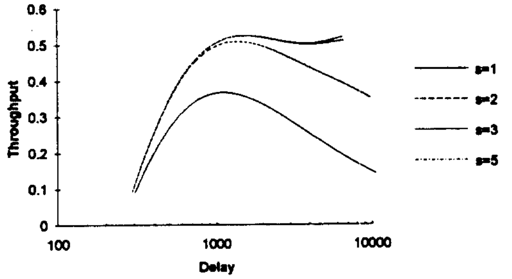


그림 9. L=100, N=10, P_r=0.2일때 제어 그룹 s의 변화에 따른 두번째 프로토콜 의 처리율/지연시간

Fig. 9. Throughput versus delay by varying s : protocol 2, L=100, N=10, P_r=0.2.

그림 9는 두번째 프로토콜을 L=100, N=10, P_r=0.2로 고정했을 때 제어 그룹 갯수의 변화에 따른 성능 변화를 나타낸다. 첫번째 프로토콜과는 달리 (13), (15) 식에서 보이는 것처럼 두번째 프로토콜에서 s의 증가는 처리율을 높이고 지연시간을 줄인다. 최고의 처리율은 52.4% 로 s=1인 경우, 즉 비교된 프로토콜의 처리율 36.8% 에 비해 커다란 증가와 지연시간의 감소도 나타난다. 이번에는 재전송 확률이 시스템의 성능에 끼치는 영향을 살펴보자. 그림 10에 결과를 보였다. 첫번째 프로토콜과 같이 재전송 확률이 증가함에 따라 처리율은 높아지고 지연시간은 줄어들었다. 특히 P_r=0.2일때 처리율이 50% 정도가 되면 처리율은 계속 그 값을 유지하고, 지연시간만 증가한다. 즉 G가 작을 때는 다른 경우와 비교시 낮은 처리율과 높은 지연시간을 가지지만 G가 커짐에 따라 일정한 높은 처리율과 작은 지연시간을 갖는, Aloha 프로토콜에서는 나타나지 않는 안정된 경우가 나타난다 .[11] 본 논문에서는 높은 처리율을 갖는 경우를 우선하여 분석하겠다.

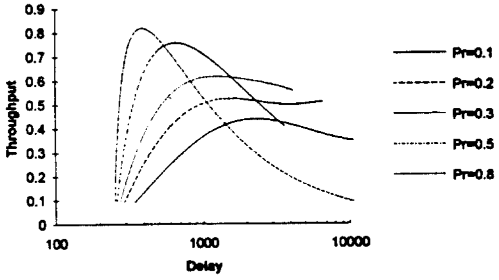


그림 10. L=100, N=10, s=3일때 재전송 P_r의 변화에 따른 두번째 프로토콜의 처리율/지연시간

Fig. 10. Throughput versus delay by varying P_r : protocol 2, L=100, N=10, s=3.

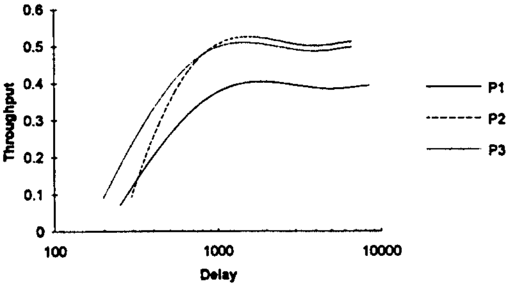


그림 11. L=100, N=10, P_r=0.2, s=3일때 세가지 프로토콜의 처리율/지연시간

Fig. 11. Throughput versus delay of protocol 1,2,3 : s=3, L=100, N=10, P_r=0.2.

(17),(19)식에서 보여지는 세번째 프로토콜의 성능은 첫번째와 두번째의 중간적인 값을 갖는다. 이는 그림 11를 통해서도 알 수 있다. 세가지 프로토콜을 비교하기 위해 제어 그룹의 갯수는 각각의 경우가 최고의 처리율을 나타내지 않는 s=3 을 선택하였고, 재전송의 확률은 안정한 상태를 나타내는 0.2로, L=100, N=10으로 하여 세가지 프로토콜을 비교하였

다. 예상한 것처럼 두번째 프로토콜이 항시 최고의 처리율을 세번째가 다음 그리고 첫번째가 가장 작은 처리율을 보인다. 그러나 지연시간은 세번째 경우가 변화하는 부하량 G에 대해 모두 가장 작은 값을 갖는다. 다음으로는 부하가 작은 경우에는 첫번째 경우가 작은 지연시간을 가지나 처리율이 증가하고 부하가 커짐에 따라 두번째 프로토콜이 작은 지연시간을 갖는다.

데이타 채널 갯수를 변화시킬 때의 성능을 분석해 보면 다음과 같다. 첫번째 프로토콜의 처리율을 표시하는 (4)식에서도 나타나는 것처럼 N의 증가는 처리율의 감소를 가져오며, 두번째 프로토콜은 처리율이 N과 L값의 변화와는 무관하고 단지 지연시간의 증가를 가져온다. 마지막으로 세번째 프로토콜은 N값과는 무관하므로 똑같은 값을 갖는다.

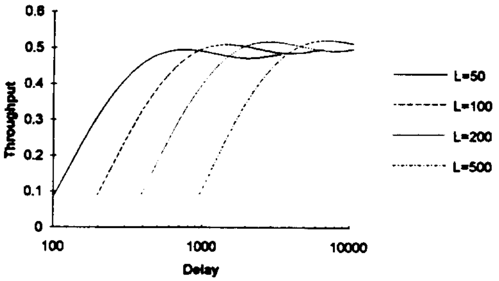


그림 12. N=10, s=3, P_r=0.2일때 데이타 패킷의 길이 L의 변화에 따른 세번째 프로토콜의 처리율/지연시간

Fig. 12. Throughput versus delay by varying L : protocol 3, N=10, s=3, P_r=0.2.

마지막으로 데이타 패킷의 길이 L을 변화하여 보자. 그림 12에서는 세번째 프로토콜을 보였다. (17), (19)식에서도 알 수 있듯이 L의 증가는 처리율, 지연시간의 증가를 가져온다. 물론 다른 프로토콜도 같은 결과를 보인다.

V. 결론

본 논문에서는 슬롯화된 Aloha 프로토콜을 이용하여 스타 토폴로지를 기본으로 하는 고속 광섬유 지역망을 위한 세가지 프로토콜을 제안, 분석하였다. 고려된 하드웨어 구조는 [5] 와 유사 하지만, 제안된 프로토콜은 시스템 파라미터의 모든 값에 대해 높은 처리율과 작은 지연시간을 가졌다. 특히 두번째 프로토콜은 가장 높은 처리율을 가지고, 세번째 프로토콜은 가장 작은 지연시간을 갖는다. 그러나 첫번째 경우에서 나타난 바와 같이, 처리율과 지연시간은 s와 P_r의 증가에 따라 항상 좋은 성능을 가지지 않으므로, 제어 슬롯 그룹의 갯수와 재전송확률의 값들은 적절하게 선택되야 하겠다. 또한 이러한 구조는 송신기와 수신기 모두에 빠른 스윗칭을 요구하고, 시스템을 다소 복잡하게 한다. 그러므로 제공되는 환경 s, P_r, G, L, N의 모든 경우를 고려한 다음, 원하는 시스템의 성능에 따라 적당한 값을 선택하면, 가장 좋은 처리율과 지연시간을 갖는 WDM을 이용한 고속 지역망을 구축할 수 있겠다.

參考文獻

[1] B. Mukherjee, "WDM-Based Local Lightwave Networks Part II: Multihop Systems," *IEEE Network*, pp.20-32, July 1992.

[2] B. Mukherjee, "WDM-Based Local Lightwave Networks Part I: Single-Hop Systems," *IEEE Network*, pp.12-27, May 1992.

[3] 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.

[4] 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.

[5] G. N. M. Sudhakar, N. D. Georganas and M. Kavehrad, "SlottedALOHA 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.

[6] 조원홍, 이상배, "Performance Analysis of Topology Aloha Protocols for High-Speed Optical Fiber Local Area Networks Using WDM Passive Star

Topology," JCCI '93, pp.27-31, April 1993.

[7] P. E. Green, Fiber Optic Networks, Prentice-Hall, 1993

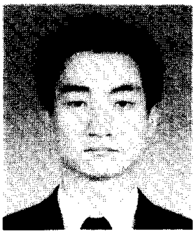
[8] L. Kleinrock, *Queueing Systems Volume II : Computer Applications*, Wiley - Interscience (New York), 1976.

[9] S. Tasaka, *Performance Analysis of Multiple Access Protocols*, MIT Press, 1986.

[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*, Vol.16, pp.223-239, Nov. 1992.

[11] 조원홍, 이상배, "Protocols for High-Speed Optical Fiber Local Area Networks Using WDM Passive Star Topology," to be published in JTC-CSCC, 1993.

著者紹介



趙 元 弘(正會員)

1962年 1月 9日生. 1985年 연세대학교 전자공학과(공학사). 1987年 연세대학교 전자공학과(공학석사). 1994年 연세대학교 전자공학과(공학박사). 1988年 3月 ~ 1991年 3月 공군사관학교 전임강사. 1994年 3月 ~현재 군산대학교 컴퓨터과학과 전임강사. 주관심 분야는 Optical Communication Protocol, WDMA, LAN 등임.

•

李 埈 豪(正會員)

1964年 3月 16日生. 1988年 연세대학교 전자공학과(공학사). 1990年 연세대학교 전자공학과(공학석사). 1991年 ~ 현재 연세대학교 전자공학과 박사과정. 주관심 분야는 High-speed Network Protocol, WDMA등임.

李 相 培 (正會員)

1935年 1月 15日生. 1958年 공군사관학교 전자공학과(이학사). 1961年 서울대학교 전자공학과(공학사). 1964年 미국 Stanford대학교 전자공학과(공학석사). 1975年 영국 Newcastle대학교 전자공학과(공학박사). 1969年 9月 ~ 1979年 2月 서울대학교 전자공학과 조교수. 1982年 7月 ~ 1983年 6月 영국 Newcastle대학교 방문교수. 1986年 7月 ~ 1986年 IEEE KOREA SECTION Chairman. 1990年 1月 ~ 1990年 12月 대한전자공학회 회장. 1992年 IEEE KOREA COUNCIL Chairman. 1979年 3月 ~ 현재 연세대학교 전자공학과 교수. 주관심 분야는 B-ISDN traffic control, High-speed Network Protocol, WDMA, Internetworking 등임.