

# WDM 슬롯티드 링 네트워크의 MAC 프로토콜 성능분석

정희원 박 강 수\*, 정 수 환\*, 김 종 훈\*, 신 종 덕\*

## Performance analysis of a MAC protocol on WDM slotted ring networks

Kang-Soo Park\*, Souhwan Jung\*, Chonghoon Kim\*, and Jong-Dug Shin\* *Regular Members*

### 요 약

광섬유의 대역폭을 보다 효율적으로 활용하기 위한 방안으로 각각의 채널에 서로 다른 파장을 사용하여 하나의 광섬유에 동시에 전송하는 파장분할 다중화 방식(WDM, Wavelength Division Multiplexing)이 최근 주목받고 있다. WDM 전송 시스템은 광 송수신기의 비용이 고가이므로 경제적인 구축을 위해서는 최소한의 광 송수신기를 사용하여야 하고 성능 파라미터인 전송률(throughput)과 시간 지연의 분석이 중요한 의미를 갖는다. 본 논문에서는 각 노드에 단일 큐 버퍼와 각각 1개씩의 파장가변송신기(TTX), 파장가변수신기(TRX), 파장고정수신기(FRX)가 장착된 슬롯티드 링 MAC 프로토콜을 통계적 접근 방법으로 분석하였으며 컴퓨터 실험을 통하여 분석의 타당성을 검증하였다.

### ABSTRACT

WDM technology has been an emerging issue for the efficient use of optical links. WDM uses a number of different wavelengths that are assigned to each channel. The minimal number of optical transceivers and receivers should be used in a node to build an economic WDM transmission system without degrading system performance. Hence, the analysis of performance parameters such as throughput and delay is important to guarantee the WDM system performance. In this paper, the performance of a MAC protocol on a slotted WDM system that has a tunable transmitter(TTX), a tunable receiver(TRX), and a fixed receiver(FRX), respectively, on each node, was statistically analyzed. The computer simulation validates the performance analysis.

### I. 서 론

단일모드 광섬유는 저 손실 영역에서 수 THz 이상의 막대한 대역폭을 제공할 수 있으나, 단일채널의 전송 속도는 광전소자의 동작 속도와 분산 효과에 의해 10Gbps 정도에 머물고 있다. 따라서 광섬유의 대역폭을 보다 효율적으로 활용하기 위해서

각각의 채널을 서로 다른 파장으로 하나의 광섬유에 동시에 전송하는 파장분할 다중화 방식인 WDM(Wavelength Division Multiplexing)이 최근에 활발히 연구되고 있다. WDM은 전송용량의 증가 뿐만 아니라, 통신망 운용 및 제어, 저 잡음성, 이중의 데이터형식 및 프로토콜, 저 오류, 그리고 향상된 통신망 구성 및 복구에 폭넓은 유연성을 제공하므로 경제적인 통신망을 구축할 수 있다.

\* 숭실대학교 정보통신전자공학부

논문번호 : 99305-0729, 접수일자 : 1999년 7월 29일

※ 본 연구는 정보통신부에서 지원하는 대학기초연구지원사업으로 수행되었음.

기존의 WDM MAC 프로토콜로서는 비동기 모델인 POPSMAC (Packet Optical Packet-Switched Medium Access Protocol)이 제안되었다<sup>[1]</sup>. 각 노드는 각각 1개씩의 파장가변송신기(TTX), 파장고정송신기(FTX), 파장가변수신기(TRX), 파장고정수신기(FRX)의 광 송수신기로 구성되어 통신을 수행하는 구조이다. 그러나 광 송수신기의 비용이 고가이고 최대 전송률(maximum throughput)이 이론적으로 50%가 한계이므로, 경제적인 WDM 링 네트워크 구축이 어려워진다. 동기 모델로서는 링 구조를 이용한 ARR(Asynchronous Round Robin)과 SRR(Synchronous Round Robin)모델이 있다<sup>[2]</sup>. 이들 MAC 프로토콜은 (총노드수-1) 개의 다중 큐 버퍼를 갖고 있어야 하며, 총 파장 수에 해당하는 FRX가 노드마다 장착되기 때문에 통신망의 경제적인 구축이 어렵다.

본 논문에서는 링 구조를 이용하며, 각 노드에 TTX, TRX, FRX 각각 1개씩 장착하고, 단일 큐 버퍼를 갖는 매우 경제적인 WDM 슬러티드 MAC 프로토콜을 제안하였고, 평형 방정식(Balanced Equation)을 적용하여 통계적 성능을 분석하였다. 제 II장에서는 WDM 슬러티드 링 네트워크의 구성 및 동작에 대해 설명하였고, 제 III장에서는 고정 길이의 슬러티드 패킷을 가정하여 제안된 MAC 프로토콜을 기초로 큐잉 분석을 하였다. 제 IV장에서는 컴퓨터 실험을 통해 이론적 모델을 검증하였고, 마지막으로 제 V장에서는 본 논문의 결론을 기술하였다.

## II. WDM 슬러티드 링의 구조

그림 1은 WDM을 사용한 각 노드와 채널의 데이터 패킷의 송수신 구조를 나타내고 있다. 총 N개의 노드가 M개의 파장 채널로 분할되어 있는 경우를 가정하였다. 따라서, 링에서 사용하는 파장의 수는 M개이다. 각 노드는 TTX, TRX, FRX가 각각 1개씩 장착되어 있으며, 패킷 수신 파장은 고정되어 있다. TTX는 자국에서 송신할 패킷 신호를 목적지 노드의 파장으로 변환시키는 파장 가변 광 송신기이다. TRX는 파장 가변 광 수신기로서 자국의 패킷을 전송할 목적지 노드의 파장 채널에 사용 가능한 슬롯이 존재하는지를 확인하여, TTX가 패킷을 송신할 수 있도록 한다. 각 노드에서는 파장 고정 광 수신기인 FRX로 패킷을 수신한다. 그림 1의 링 형태는 논리적 채널을 의미하며, 화살표가 링으로

향하는 것은 TTX가 패킷을 목적지 노드의 파장 채널로 송신하는 것을 의미한다. 화살표가 노드로 향하는 것은 자국으로 전송된 패킷을 FRX로 수신하는 것을 나타낸다. 슬롯은 한 방향으로 동기되어 링을 회전하며, 목적지 노드의 FRX에 의해 수신된다. 각 노드의 큐는 스케줄링을 하지 않는 단일 큐 버퍼이고, FIFO(First-In First-Out)로 서비스된다. 제안된 WDM 슬러티드 링 구조의 장점은 다중 채널 링 구조에서 최소한의 광 송수신기를 사용하기 때문에 경제적인 시스템 구축이 가능하다는 것이다.

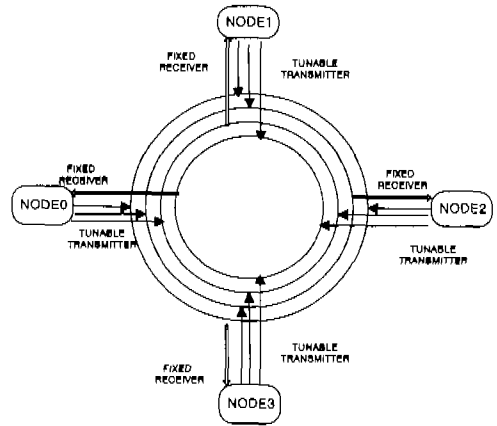


그림 1. WDM 링 네트워크 구조

## III. WDM 슬러티드 MAC 프로토콜

### 1. 슬러티드 MAC 프로토콜

링 주위를 연속적으로 순환하는 고정된 길이의 슬롯들의 수는 일정하다. 또 각 파장 채널에서 슬롯들은 동기되어 링을 순환한다. 슬롯의 크기와 패킷의 크기는 같다고 가정한다. 패킷의 구조는 그림 2와 같다.

Busy/Free	Destination Address	Source Address	Data
-----------	---------------------	----------------	------

그림 2. 패킷 포맷

슬러티드 링 구조는 동기된 구조이므로 패킷의 충돌이 없고, 고속 데이터 전송이 가능하다. 노드에서 전송할 패킷은 FIFO 큐에 저장된다. 패킷을 전송하기 위해서는 우선 목적지 노드의 수신 파장을

알고 있어야 한다. 따라서, 전송 예정인 패킷의 목적지 노드 채널 파장에 TRX 파장을 일치시켜 목적지 노드 채널에 사용 가능한 슬롯이 존재하는 지 감지한다. 목적지 노드의 수신 채널과 자국의 수신 채널이 다른 경우에는, 목적지 노드의 수신 채널 파장과 일치시킨 TRX로 비어 있는 슬롯이 자국으로 수신되기를 기다리는데, 이 시간 동안 TTX의 파장을 목적지 노드의 수신 파장으로 미리 변경해 놓는다. 이렇게 하면 비어 있는 슬롯이 도착했을 때 동조(tuning) 시간없이 바로 전송을 시작할 수 있으므로 더욱 효율적으로 동작하게 된다.

목적지 노드의 수신 채널과 자국의 수신 채널이 동일한 경우에는, 비어 있는 슬롯이 수신되면 즉시 큐에 저장되어 있는 패킷을 이 슬롯에 실어 전송한다. 하지만 패킷이 채워져 있는 슬롯이 수신되는 경우에는 수신된 패킷의 목적지를 판단한 후, 목적지 어드레스가 자국이면 이 패킷을 수신하여 슬롯을 비운 후에 자신의 패킷을 실어 목적지 노드로 전송하며 패킷의 헤더를 "Busy"로 표시한다. 목적지 노드에서는 FRX로 이 패킷을 수신한 후, 패킷을 지우고, 헤더를 "Free"로 표시하여 슬롯을 재활용한다. 그러나, 목적지 어드레스가 자국이 아닌 경우에는, 이 패킷을 바이패스한다.

본 논문에서는 고정 길이를 갖는 슬러티드 패킷의 경우에 대해 평형 트래픽 하에서 패킷의 도착률과 서비스를 간의 정상상태 평형 방정식을 사용하여, 시스템의 전송률(throughput)과 시간지연을 분석하는 큐잉모델을 정립하였다. 또한, 슬러티드 링 MAC 프로토콜을 컴퓨터 시뮬레이션하여 패킷전송 과정에서 발생하는 전송률과 시간지연을 이론적인 모델과 비교, 분석하였다. 효과적인 분석을 위해 단일 채널의 경우를 먼저 고찰하였고, 다중 채널로 분석을 확장하였다.

## 2. 단일 채널 성능 분석

링 통신망이 N개의 노드로 구성되어 있으며, 사용 파장 채널이 1개인 경우로서, 다음과 같은 가정을 하였다. 링은 같은 길이를 갖는 슬롯들의 고정된 수로 구성되어 있다. 모든 패킷은 단일 방향으로만 링을 순환한다. 패킷은 목적지 노드에서 수신 완료 후 목적지 노드에서 제거되며, 각 노드는 수신과 동시에 큐에 저장된 패킷을 송신할 수 있다. 패킷의 도착률은 포아송 분포(Poisson distribution)이며, 각 노드의 트래픽은 평형 트래픽이다. 전체 시스템에 걸리는 트래픽 부하는  $N \lambda < 1$  영역에서만 정상상태

가 유지된다. 여기서 N은 전체 노드 수,  $\lambda$ 는 각 노드에 도착하는 패킷의 평균 도착률이다. 각 노드에서는 자국 이외의 노드로만 패킷이 전송되며, 큐버퍼의 크기는 무한대이다.

정상상태에서는 시스템 전체를 볼 때, 비어 있는 슬롯이 발생하는 비율과 소멸되는 비율이 서로 같다. 비어 있는 슬롯이 발생하는 경우는, 도착하는 패킷의 목적지가 자국이고, 자국에서는 전송할 패킷이 큐에 저장되어 있지 않아서 수신한 후에 비어 있는 슬롯을 채운 패킷이 없을 때이므로, 수신된 슬롯이 목적지가 자국인 패킷으로 채워져 있을 확률과 자국의 큐가 비었을 확률의 곱으로 표현할 수 있다. 수신된 패킷의 목적지가 자국인 확률은  $P_m = P \{ \text{자기 패킷} | \text{점유 슬롯} \} P \{ \text{점유 슬롯} \}$ 이며, 큐가 비었을 확률은  $P_0$ 이다. 모든 노드에서 빈 슬롯이 발생하는 확률이 같다고 가정하면, 빈 슬롯이 발생하는 비율  $R_{gen}$ 은 아래의 식(1)로 정리된다.

$$R_{gen} = N P_0 P_m \tag{1}$$

또한, 빈 슬롯이 패킷으로 채워져 소멸되는 경우는, 수신되는 슬롯이 비어 있고, 큐에 전송할 패킷이 있을 때이다. 슬롯이 비어 있는 확률은  $P_0$ 이다. 큐가 비었을 확률이  $P_0$ 이므로, 큐에 전송할 패킷이 있을 확률은  $1 - P_0$ 이다. 따라서, N개의 노드에서 빈 슬롯이 소멸되는 비율  $R_{ann}$ 은 식(2)와 같다.

$$R_{ann} = (1 - P_0) P_0 N \tag{2}$$

평형 방정식  $R_{gen} = R_{ann}$  을 이용하면,

$$P_m P_0 = P_0 (1 - P_0) \tag{3}$$

이 된다. 각 노드에서 패킷을 전송할 수 있는 확률  $P_i$  는 비어 있는 슬롯이 수신되는 확률과 수신된 슬롯이 패킷으로 채워져 있고 이 패킷의 목적지 어드레스가 자국일 확률의 합이다.

$$P_i = P_0 + P_m \tag{4}$$

여기서,  $P_m$ 은 링을 단일 방향으로 순환하는 패킷 중에서 목적지가 자국인 패킷의 확률이므로 식 (5)와 같이 표현된다.

$$P_m = \frac{N-1}{N C_2} (1 - P_0) = \frac{2}{N} (1 - P_0) \tag{5}$$

각 노드의 큐가 비었을 확률  $P_0$ 는 식(6)과 같다.

$$P_0 = 1 - \rho = 1 - \frac{\lambda}{\mu} = 1 - \frac{\lambda}{P_i} \quad (6)$$

여기서  $\rho$ 는 전송 노드 큐잉 시스템의 사용률(utilization)이며,  $\mu$ 는 평균 서비스율이다.

식(4)를 식(3)에 대입하여  $P_0$ 를 구하면 다음과 같다.

$$P_0 = \frac{P_e}{P_i} \quad (7)$$

식(6)을 식(4)에 대입하여 정리하면,  $P_m$ 은 아래와 같다.

$$P_m = \lambda \quad (8)$$

결과적으로, 수신된 패킷의 목적지 노드가 자국일 확률은 도착률과 같게 된다. 식(8)을 식(5)에 대입하면, 수신된 슬롯이 비어 있을 확률은 아래와 같다.

$$P_e = 1 - \frac{N}{2} \lambda \quad (9)$$

식(4)에 식(8)과 (9)를 대입하면 패킷전송 확률은 다음 식으로 유도된다.

$$P_i = 1 - \frac{N}{2} \lambda + \lambda \quad (10)$$

식(7)에 식(9)와 (10)을 대입하면 노드의 큐가 비어 있을 확률은 아래의 식(11)로 표현된다.

$$P_0 = \frac{1 - \frac{N}{2} \lambda}{1 - \frac{N}{2} \lambda + \lambda} \quad (11)$$

각 노드에서 패킷 전송 모델은 기하 분포(geometric distribution)를 따르고, M/G/1 큐잉 이론을 적용하면 큐에서의 대기 시간 지연은  $w = \frac{W_0}{(1-\rho)}$  이다. 여기서  $W_0 = \frac{1}{2} \lambda \bar{x}^2$ ,  $\bar{x}^2 = \frac{2-P_i}{P_i}$ , 그리고 서비스 시간 지연  $\bar{x} = \frac{1}{P_i}$  이다. 총 시간지연 D는 큐에서의 시간지연과 서비스 시간 지연의 합으로 표현된다.

$$D = \frac{\lambda \bar{x}^2}{2(1-\rho)} + \bar{x} \quad (12)$$

식 (12)에 식 (10)을 대입하면, 총 시간지연은 다음과 같다.

$$D = \frac{\lambda - 2}{M\lambda - 2} \quad (13)$$

이 시스템의 전송률 S는, 입력과 출력의 균형이 유지되는 정상상태를 가정하였으므로, 각 노드에서의 입력 트래픽의 총합으로 다음과 같이 주어진다.

$$S = M\lambda \quad (14)$$

### 3. 다중 채널 성능 분석

다중 채널에서는 단일 채널에서 사용한 가정과 결과를 바탕으로 분석하였다. 다중 채널에서 단일 채널과의 차이점은 패킷송신시 각 노드는 패킷의 목적지가 자국의 채널인 경우에  $P_e + P_m$ 의 확률로 전송하고, 자국의 채널이 아닌 경우는 확률  $P_e$ 로 전송하는 것이다. 모든 채널(M)에서 채널 당 노드(N)에서  $R_{gem}$ 은 식(15),  $R_{om}$ 은 식(16)으로 정리된다.

$$R_{gem} = MN_i P_0 P_m \quad (15)$$

$$R_{om} = MN(1 - P_0)P_e \quad (16)$$

평형 방정식을 적용하면, 식(15)와 식(16)으로부터 단일 채널의 경우와 같은 결과가 나온다. 그러나, 패킷 전송 확률  $P_i$ 는 패킷의 목적지가 자국의 채널인 경우와 다른 채널인 경우에 차이가 발생한다. 목적지 노드의 채널과 자국의 채널이 동일한 경우에, 패킷전송 확률은  $P_e + P_m$ 이고, 서로 다른 채널인 경우는  $P_e$ 의 확률로만 전송하게 된다. 따라서, 채널 당 노드 수를  $\frac{N}{M}$ 으로 동일하다고 가정하면, 다중 채널에서 패킷 전송 확률  $P_i$ 는 식(17)로 정리된다.

$$\begin{aligned} P_i &= \frac{1}{N-1} \left[ \left( \frac{N}{M} - 1 \right) (P_e + P_m) + M \left( \frac{M-1}{M} \right) \cdot P_e \right] \\ &= P_e + \frac{N-M}{M(N-1)} P_m \end{aligned} \quad (17)$$

다중 채널에서의 총 시간 지연은 식(17)을 식(12)에 대입하여 다음과 같이 구할 수 있다.

$$D = \frac{M(\lambda - 2)(N - 1)}{M[2 + (\lambda - 2)N + \lambda N^2] - 2\lambda N} \quad (18)$$

### IV. 실험 결과 및 분석

#### 1. 시뮬레이션 환경

본 논문의 실험모델 환경은 표 1과 같다.

표 1. 시뮬레이션 환경

항목	값
채널 당 노드수 (N)	2, 8, 12, 16
채널 수 (M)	1~4
전파속도	$2 \times 10^8$ m/s
링의 크기	1000 km
채널 당 대역폭	10 Gbps
슬롯 크기	1,250,000 bits
전파 지연	0
guard time	0
링 당 슬롯 수	40
초 당 슬롯 수	8000

도착률은 포아송 분포이고, 도착률  $\lambda$  를 0 에서 0.1 까지 변화시키면서 실험하였다.  $\lambda$  의 구간을 제한한 이유는 노드 수와 도착률에 따라 시스템의 이용률이 달라지므로  $\lambda N < 1$  인 영역에서만 정상 상태를 유지할 수 있기 때문이다.

#### 2. $P_0$ 와 $P_1$

그림 3은  $P_0$ 의 결과이다.  $P_0$ 는 평형 방정식의 조건인 빈 슬롯 발생하는 비율과 빈 슬롯 소멸 비율이 같다는 가정을 만족하므로 채널에 상관없이 일정하게 유지된다. N=16인 경우가 N=2일 때 보다

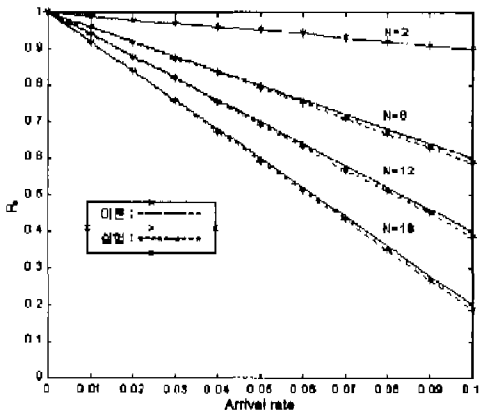


그림 3. 도착 슬롯이 빈 슬롯일 확률  $P_0$ .

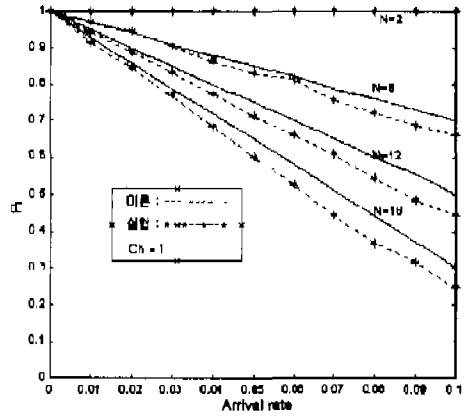


그림 4a. 전송확률  $P_1$  (단일 채널의 경우)

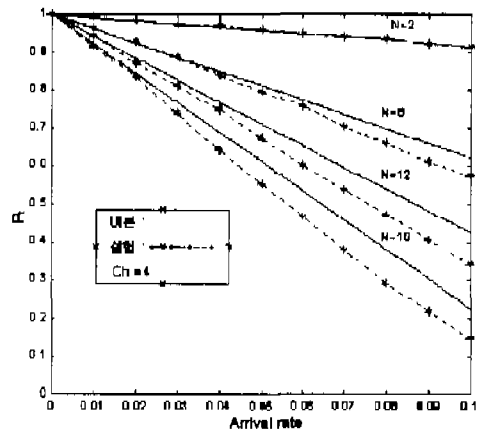


그림 4b. 전송확률  $P_1$  (4 채널의 경우)

감소하는 이유는 트래픽 양의 차이 때문인데, 트래픽 양은  $N$ 에 따른 결과이므로 N=16인 경우가 N=2일 때 보다 패킷이 많이 발생하기 때문에 빈 슬롯이 감소하는 결과가 나왔다. 그림4a는 단일 채널일 때의 패킷전송확률  $P_1$ 의 결과이다. 트래픽이 낮은 경우에는 이론적인 모델과 잘 일치하고 있다. 트래픽 부하가 0.96 (N=12,  $\lambda = 0.08$ )인 곳은 정상 상태가 유지되는 경계 부분이므로 차이가 발생하고 있다. 그림4b는 다중 채널(채널 수가 4인 경우)일 때 패킷 전송확률  $P_1$ 의 결과이다. 단일 채널일 때와 차이가 나는 것은 식(17)에 따라 패킷의 목적지 주소가 자국의 채널이 아닌 다른 채널일 때는  $P_1$ 의 확률로만 전송하기 때문이다.

#### 3. 전송률과 시간 지연

그림 5의 전송률의 경우, 트래픽이 낮은 경우와 높은 경우 모두 이론적인 결과와 실험모델이 거의

일치하고 있다.  $N=12$ ,  $\lambda=0.08$ (트래픽 부하가 0.96인 경우) 인 지점에서 전송률이 약 1에 도달하는 결과가 나타났다.

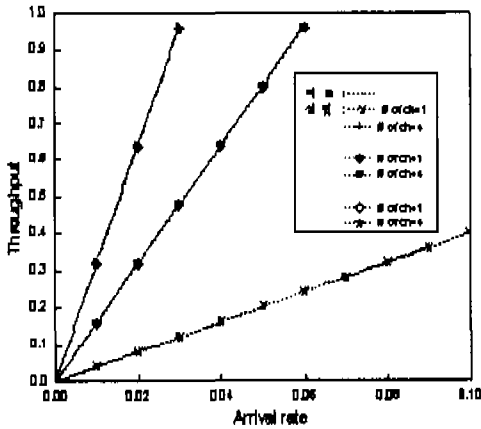


그림 5. 정규화된 전송률

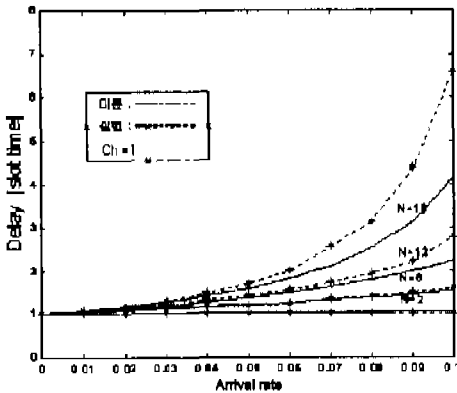


그림 6a. 시간 지연 (단일 채널의 경우)

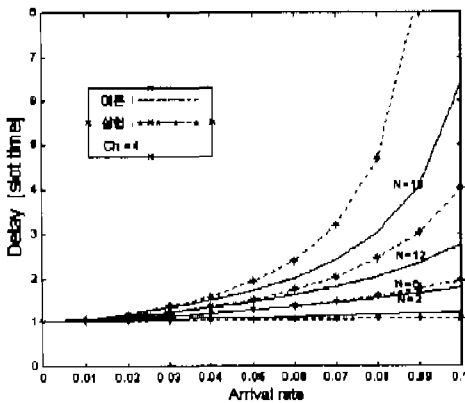


그림 6b. 시간 지연 (4 채널의 경우)

그림 6은 시간지연 결과를 나타낸다. 그림 6.a는 단일 채널에서  $N=16$ ,  $\lambda=0.06$ , 또는  $N=12$ ,  $\lambda=0.08$ 인 지점부터 정상상태가 유지되지 않는 구간 ( $N\lambda \approx 1$ )이므로 이론적인 모델과 실험모델에 차이가 발생했다. 다중 채널에서는 채널 증가에 따라 시간지연이 증가하는 결과가 나타났다. 이 결과는 식(17)에서 패킷 전송확률  $P_i$ 가 단일 채널에서는  $P_s + P_m$ 의 확률로 전송가능하나, 다중 채널에서는 자신의 채널로 전송할 때만  $P_s + P_m$ 의 확률로 전송하고, 다른 채널로 보낼 경우에는  $P_s$ 의 확률로만 보낼 수 있다. 따라서 패킷을 다른 채널로 보낼 경우에는 전송확률이 감소하게 되므로 시간지연이 증가하는 결과가 나타났다.

### V. 결론

본 논문에서는 WDM 슬러티드 MAC프로토콜을 제안하였고, 통계적 큐잉모델을 사용하여 성능을 분석하였다. WDM 링 네트워크의 MAC 프로토콜 분석을 위해 평형 방정식을 도입하였으며, 채널 당 총 트래픽  $N\lambda < 1$  인 정상상태 조건하에서 전송률과 시간지연을 유도하였으며, 실험을 통하여 제안된 분석 모델이 실험결과와 매우 잘 일치하는 것을 확인하였다. 제안된 WDM 시스템과 슬러티드 MAC 프로토콜은 노드 당 적은 수의 광 송수신기를 사용하며, 높은 전송률과 낮은 시간지연을 실현할 수 있다는 것을 큐잉 해석과 컴퓨터 시뮬레이션을 통하여 검증하였다.

### 참고 문헌

- [1] S. Li, M. S. Chen, and F. Tong, "POPSMAC: A Medium Access Protocol for Packet-Switched Passive Optical Networks using WDMA," *J. Lightwave Technol.*, vol. 11, pp. 1066-1077, 1993.
- [2] M. Ajmone Marson, A. Bianco, E. Leonardi, and F. Neri, "MAC Protocols and Fairness Control in WDM Multi-Ring with Tunable Transmitters and Fixed Receivers," *J. Lightwave Technol.*, vol. 14, no. 6, pp. 1230-1244, 1996.
- [3] I. Cidon and Y. Ofek, "Meta-Ring Full-Duplex Ring With Fairness and Spatial Reuse," *IEEE*

*Trans. Communications*, vol. 41, no.1, pp. 110-120, 1994.

[4] M. A. Marsan, A. Bianco, E. Leonardi, M. Meo, and F. Neri, "On the Capacity of MAC Protocols for All-Optical WDM Multi-Rings," in Proc. *IEEE INFOCOM '96*, San Francisco, CA, pp. 1996.

[5] L. N. Bhuyan, D. Ghosal, and Q. Yang "Approximate Analysis of Single and Multiple Ring Networks," *IEEE Trans. Comput.*, vol. 38, pp. 1027-1040, 1989.

[6] J. Chen, I. Cidon, and Y. Ofek, "A Local Fairness Algorithm for the Meta-Ring and its Performance Study," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. SAC-11, pp. 1183-1192, 1993.

[7] Q. Yang, D. Ghosal, and L. N. Bhuyan, "Performance Analysis of Multiple Token Ring and Multiple Slotted Ring Networks," in Proc. *IEEE Comput. Network Symp.*, Nov. 1986.

[8] A. S. Sethi and T. Saydam, "Performance Analysis of Token Ring Local Area Network," *Comput. Network ISDN Syst.*, vol. 9, pp. 191-200, 1984.

[9] P. J. B. King and I. Mitrani, "Modeling a Slotted Ring Local Area Network," *IEEE Trans. Comput.*, vol. C-36, pp. 554-561, 1987.

[10] M. A. Marsan and D. Roffinella, "Multichannel Local Area Network Protocols," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. SAC-1, pp. 885-997, 1983.

박 강 수(Kangsoo Park)

학생회원



1996년 2월 : 서울 산업대학교  
전자공학사  
1999년 2월 : 숭실대학교  
정보통신 전자공학부  
대학원 졸업

정 수 환(Jung, Souhwan)

정회원



1980년~1985년 : 서울대학교,  
전자공학과(학사)  
1985년~1987년 : 서울대학교  
전자공학과(석사)  
1991년~1996년 : University of  
Washington,  
전기공학과(박사)  
1988년~1991년 : 한국통신 연구개발단  
1996년~1997년 : Stellar One Corporation(미국)  
1997년~현재 : 숭실대학교, 정보통신전자공학부  
조교수  
<주관심 분야> 초고속통신망, 네트워크보안, 멀티미  
디어 통신

김 중 훈(Chonghun Kim)

정회원



1980.3~1984. 2 : 서울대학교  
공과대학 전자공학과  
학사  
1984.3~1986. 2 : 서울대학교  
공과대학 전자공학과  
석사  
1986.9~1993.12 : Northwestern Univ EECS 박사  
1995.8~1996. 2 : 한국통신 연구개발원 선임 연구원  
1996.3~현재 : 숭실대학교 공과대학 정보통신전자공  
학부 조교수

신 중 덕(Jong-Dug Shin)

정회원



1976년~1981년 : 연세대학교,  
전자공학과(학사)  
1984년~1988년 : University of  
Texas at Austin,  
전기 및 컴퓨터 공학과  
(석사)

1988년~1991년 : Texas A&M University, 전기공학  
과(박사)  
1980년~1983년 : 대영전자공업(주) 개발부, 제장  
1991년~1995년 : 한국전자통신연구소, 선임연구원  
1995년~현재 : 숭실대학교, 정보통신전자공학부  
부교수  
<주관심 분야> 완전광통신망, 광교환, 광신호처리,  
광섬유 소자