

비경쟁 미니슬롯을 가진 WDM 프로토콜의 성능 분석

(Performance Analysis of the WDM Protocol with Contention-less Minislots)

정길현[†] 이정규^{**}

(Kil Hyun Jeong) (Jong Kyu Lee)

요약 본 논문은 파장분할 다중화(WDM: Wavelength Division Multiplexing) 통신망에서 처리 성능을 향상시키기 위하여 분할된 제어 채널을 가진 프로토콜의 성능을 이론적으로 해석하였다. 시스템의 처리율과 지연특성은 제어 채널 충돌과 목적지 충돌에 많은 영향을 받는다. 이 프로토콜은 제어 채널을 경쟁 미니슬롯 영역과 비경쟁 미니슬롯 영역으로 분할하여 현재 타임 슬롯에서 예약되지 못한 패킷은 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 우선적으로 등록하여 제어 채널 경쟁과 목적지 충돌을 줄인다. 이 영향으로 시스템의 처리율과 시스템 지연 특성이 개선된다.

해석에서 비경쟁 미니슬롯 영역의 최대 미니슬롯 수는 망의 데이터 채널 수와 동일한 범위 내에서 가변적으로 설정할 때 가장 좋은 특성을 얻을 수 있음을 보였다. 그리고, 이 프로토콜이 트래픽의 종류와 관계없이 시스템 지연 특성과 처리율을 향상시키는데 유용함을 확인하였다.

Abstract In this paper, we analyzed the protocol to improve the performance of the processing in WDM networks. The throughput and system delay depend on the control channel contentions and destination conflicts. In this protocol, control channel is divided into contention-less minislots and contention minislots. And the packets which fail to have successful reservation in the present time slot have priority to have successful reservation in the contention less minislots of the next time slot. So the number of control channel contentions and destination conflicts are reduced and the performance of the throughput and system delay is improved.

In the analysis, the maximum number of contention-less minislots is equal to the number of data channels for the maximum performance improvement of the system. And we confirmed that this protocol is useful to improve the performance of the throughput and system delay.

1. 서론

최근의 연구에서 파장분할 다중화 (WDM: Wavelength Division Multiplexing) 망은 광 네트워크에서 전기적 처리능력 제한에 의한 병목현상을 제거하는 기술로 널리 연구되고 있다[1][2]. 지금까지 연구에서 파장 조율을 해결하기 위해서 제어 채널을 사용하고 다양한 제어 패킷 전송 방법들을 사용한 프로토콜들이 소개

되었다. 이러한 연구에서 파장 분할 다중화 망의 성능은 제어 채널에 등록된 제어 패킷들에 데이터 채널을 어떤 방식으로 할당할 것인가에 따라서 변화하고 결정된다 [3][4][5]. 그 중에서 대표적인 방식으로 [5]의 S-ALOHA 프로토콜을 사용한 SURP(Slotted Unbuffered Reservation Protocol) 방식을 들 수 있다. SURP에서 각 채널은 모두 슬롯화되어 동기 되며, 제어 채널은 한 타임 슬롯 안에 여러 개의 미니슬롯을 제공하여 제어 패킷을 전송할 수 있도록 한다. 이러한 프로토콜 대부분은 노드의 수와 채널의 수가 같은 환경에서 동작하였고, 제어 채널을 사용하여 채널 할당 과정에서 충돌을 방지하고 사전에 전송 채널을 설정한 뒤 데이터를 전송하고 있다 [6][7]. 파장분할 다중화 망의

[†] 통신회원 : 장안대학 컴퓨터응용계열 교수
khjeong@mail.jangan.ac.kr

^{**} 통신회원 : 한양대학교 전자컴퓨터공학부 교수
jklee@commlab.hanyang.ac.kr

논문접수 : 2000년 2월 1일
심사완료 : 2000년 8월 9일

성능은 제어 채널에 패킷을 등록할 때와 등록된 패킷들이 데이터 채널을 할당받을 때 발생하는 충돌에 의해 많은 영향을 받는다. 특히, 오늘날의 고성능 망처럼 한 곳에서 여러 곳으로의 정보 전송을 요구하는 멀티캐스팅(Multicasting)의 경우에는 제어 채널에서의 패킷 처리 뿐 만 아니라 한 패킷 당 증가하는 목적지에 의한 목적지 충돌과도 밀접한 관계를 가진다. 이런 멀티캐스트 트래픽을 처리하기 위해서 [7]에서는 제어 채널의 각 미니슬롯이 각 사용자에게 미리 할당되는 방식을 제안하였다. 그러나, 멀티캐스트 트래픽에서 목적지 수는 유니캐스트(unicast) 트래픽에서 보다 증가하기 때문에 유니캐스트 트래픽에 비해 목적지 충돌이 더욱 자주 발생한다. [8]에서는 목적지 충돌과 관련하여 노드의 수 및 채널의 수와 접속장치의 수 및 처리율과의 관계가 분석되었으나 오늘날과 같이 멀티캐스트 트래픽이 증가하는 환경에서는 하나의 입력 노드에서 목적지를 한 곳으로만 정하는 유니캐스트 트래픽과 여러 곳을 목적지로 갖는 멀티캐스트 트래픽 두 경우에 다 적용되면서 목적지 충돌로 인한 성능 감소를 개선할 수 있는 프로토콜에 대한 분석이 매우 중요하다 [9][10].

본 논문에서는 이런 문제들을 해결하기 위하여 제어 채널의 미니슬롯을 비경쟁 미니슬롯 영역과 경쟁 미니슬롯 영역으로 분할하였고, 한 타임 슬롯에서 패킷들 간의 목적지가 같아서 발생하는 목적지 충돌이나 망의 데이터 채널 수를 초과해서 발생하는 채널 충돌에 의하여 예약되지 못한 패킷은 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 미리 등록되도록 하였다. 이 때, 비경쟁 미니슬롯 영역의 미니슬롯 수는 최대로 망의 데이터 채널 수까지 설정될 수 있는 것으로 하였고 임의의 타임 슬롯에서 비경쟁 영역에 예약된 패킷 수와 도착 패킷 수의 상태천이 확률을 4차원 배열을 이용하여 이론적으로 분석하였다. 분석 결과 제어 채널을 두 영역으로 분할한 프로토콜은 트래픽의 종류와 상관없이 처리율과 시스템 지연 특성의 성능 향상을 보였고 이 결과는 시뮬레이션에 의한 결과와 일치하였다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서 시스템 모델 설명과 개선된 프로토콜의 진행과정을 설명한다. 3장에서는 프로토콜의 성능을 수학적으로 해석하고 4장에서는 프로토콜의 해석 결과를 기존 프로토콜과 비교함으로써 개선된 프로토콜을 평가한다.

2. 시스템 모델

이 장에서는 수동성형 결합기(Passive Star Coupler)를 사용한 파장 분할 다중화 망의 구조와 프로토콜을

설명한다. 망에는 N 명의 사용자가 있고 각 사용자는 망의 모든 데이터 채널로 조율될 수 있는 한 개의 가변파장 송신기와 가변파장 수신기 그리고, 제어 채널 액세스를 위한 한 개의 고정파장 송신기와 고정파장 수신기를 가진다.

망의 채널은 $\lambda_0, \lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_W$ 의 $W+1$ 개의 파장으로 분할된다. 이 중에서 λ_0 는 제어 채널로서 망에서 발생하는 제어 패킷을 액세스하여 사용자들에게 데이터 채널을 할당하는데 사용된다. $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_W$ 은 데이터를 전송하는 데이터 채널로 사용된다. 이 때, 망의 데이터 채널 수 W 는 망의 사용자 수보다 적게 설정되고 모든 채널들이 고정된 크기의 데이터 패킷 전송시간인 타임 슬롯 T_d 로 슬롯화 되어있다. 타임 슬롯은 미니슬롯이라고 불리는 제어 패킷 전송시간 T_c 로 분할된다. 제어 채널에서 한 타임 슬롯은 L_d 개의 미니슬롯으로 구성되고 미니슬롯의 수는 데이터 채널 수 보다 많다. 제어 채널 액세스는 S-ALOHA 방식이 사용되고[4], 신호 전파 지연시간은 R 이다. 따라서 타임 슬롯 t 에서 데이터 채널을 예약하려고 시도한 데이터 패킷들은 타임 슬롯 $t+R+1$ 또는 그 이후에 전송된다. 만약, 타임 슬롯 t 에서 예약이 실패하면 타임 슬롯 $t+R+1$ 에서 제어 패킷이 재전송된다. 앞으로 이 프로토콜을 기존 프로토콜이라 부른다.

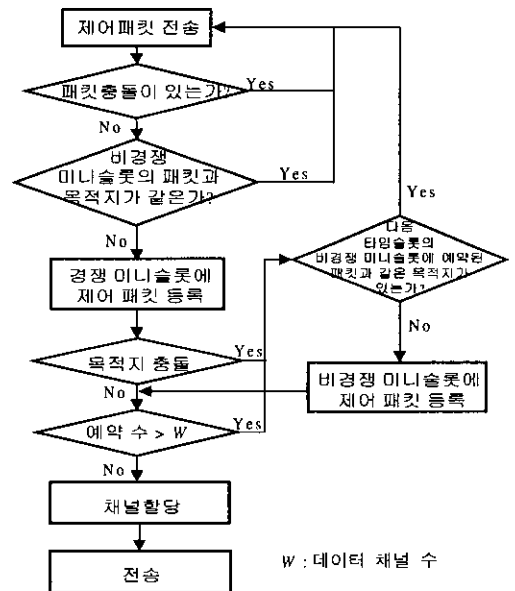


그림 1 개선된 프로토콜의 순서도

해석한 프로토콜은 제어 채널의 미니슬롯을 비경쟁 미니슬롯 영역과 경쟁 미니슬롯 영역의 두 부분으로 분할하고, 두 영역의 미니슬롯 수 설정에 있어서 비경쟁 영역의 미니슬롯 수를 최대로 망의 데이터 채널 수까지 사용할 수 있도록 가변적으로 설정하여 망의 성능 개선이 최대로 가능하도록 한 것이다. 앞으로 이 프로토콜을 개선된 프로토콜이라 부른다. 이런 특징 하에서 개선된 프로토콜에서 패킷이 성공적으로 등록되려면 다음과 같은 과정으로 진행되며 그림 1에 순서도를 나타내었다. 첫째, 제어 채널 내의 미니슬롯에 제어 패킷을 기록하는 과정인 제어 패킷 등록 시 등록하려는 사용자끼리 패킷 충돌이 발생하지 않아야 한다. 둘째, 제어 채널에 등록되고 전송이 예약된 패킷이 목적지 충돌이 발생하거나 데이터 채널 수를 초과해서는 안 된다. 여기에서 전송이 예약되었다는 것은 미니슬롯에 기록된 제어 패킷이 목적지 충돌이나 데이터 채널 충돌이 없이 전송이 가능하다는 것을 뜻하며 목적지 충돌은 제어 패킷의 목적지가 이미 전송이 예약된 패킷의 목적지와 같은 것이 있을 때 발생한다. 만약, 타임 슬롯 t 에서 제어 채널에 등록되었으나 목적지 충돌이나 데이터 채널 충돌에 의하여 전송이 예약되지 못한 패킷은 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 순서대로 등록된다. 이 때 각 패킷은 먼저 등록된 패킷과 충돌하여서는 안 된다. 셋째, 전송된 제어 패킷의 목적지는 그 타임 슬롯에 있는 비경쟁 미니슬롯 영역의 패킷들과 같은 목적지를 갖지 않는다. 즉, 도착한 패킷이 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷과 같은 목적지를 갖지 않았을 때, 경쟁 미니슬롯 영역에 제어 패킷을 전송한다. 이와 같은 예약 과정은 비경쟁 미니슬롯 영역에 할당된 패킷의 목적지 충돌 발생을 방지한다. 따라서, 제어 채널을 분할하여 비경쟁 미니슬롯 영역을 사용하는 것은 제어 채널 경쟁과 목적지 충돌을 줄이게 되고 이 영향으로 프로토콜의 성능이 개선된다.

특히, 개선된 프로토콜은 한 제어 패킷의 목적지가 여러 개인 멀티캐스트 트래픽의 경우에도 다음 타임 슬롯에서 제어 채널 경쟁과 목적지 충돌을 효과적으로 줄이면서 데이터 채널을 할당 할 수 있다.

예약이 성공한 패킷의 데이터 전송은 예약된 패킷이 그 타임 슬롯에서 i 번째로 예약이 성공한 것이라면 사용자는 송신기를 λ_i 로 조율하고 다음 타임 슬롯에 파장 λ_i 를 사용하여 데이터 패킷을 전송한다. 제어 채널을 계속 모니터링하는 수신 측 역시 송신 측의 예약 상태를 알게되고 수신기를 데이터를 전송하는 송신기의 파장 λ_i 로 조율하여 도착하는 데이터 패킷을 수신한다.

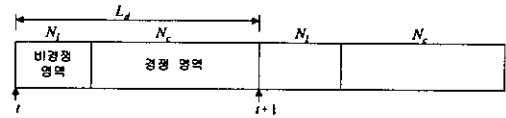


그림 2 제어 채널 구성

그림 2는 프로토콜의 제어 채널 구성을 나타내고 제어 채널 구성을 표현하기 위해 다음의 기호들을 정의한다.

- L_d : 한 타임 슬롯의 미니슬롯 수, $L_d = N_f + N_c$, $L_d \geq W$
- N_f : 비경쟁 미니슬롯 영역의 미니슬롯 수, $0 \leq N_f \leq W$
- N_c : 경쟁 미니슬롯 영역의 미니슬롯 수
- N : 망의 사용자 수
- W : 망의 데이터 채널 수, $W \leq N$

제어 채널에서 한 타임 슬롯은 비경쟁 미니슬롯 영역과 경쟁 미니슬롯 영역으로 분할되고 비경쟁 영역의 미니슬롯 수는 최대 망의 데이터 채널 수까지 설정되며 각 타임슬롯의 미니슬롯 수는 망의 데이터 채널 수보다 크다.

3. 성능 해석

이 장에서는 프로토콜의 성능을 수학적으로 분석한다. 프로토콜 분석을 위한 가정은 다음과 같다. 첫째, 망에서 발생하는 모든 패킷은 목적지 수가 x 이다. 둘째, 망에서 도착율은 임의의 순간에 한 사용자가 한 개의 패킷을 발생할 확률을 의미하고, 이전 타임 슬롯에서 패킷을 보내지 않은 사용자와 그 슬롯에서 예약이 성공한 사용자는 새로운 데이터 패킷을 발생한다. 셋째, 제어 패킷이 재전송될 때 그 목적지들은 이전 타임 슬롯의 것과 동일하다. 마지막으로 제어 채널에서 비경쟁 미니슬롯 영역의 미니슬롯 수는 최대로 망의 데이터 채널 수까지 사용할 수 있다.

개선된 프로토콜을 분석하기 위해서 망에서 발생한 패킷이 제어 채널에 등록되고 목적지 충돌이 없이 성공할 때까지의 과정을 나타내는 변수로 다음과 같이 변수들을 정의한다.

- x : 한 패킷의 목적지 수, $1 \leq x \leq N$
- δ : 패킷 도착율
- R : 전파 지연 시간
- N_c : 제어 채널에 등록 경쟁을 하는 패킷 수
- N_f : 제어 채널에 등록된 패킷 수
- N_s : 미니슬롯에서 예약이 성공한 패킷 수
- D_c : 제어 채널에서 목적지 충돌이 없는 패킷 수
- S : 처리율
- D : 시스템 지연 특성

$P_d(j|i)$: 제어 채널에 등록 경쟁을 하는 i 개의 패킷들 중에서 j 개가 성공적으로 등록될 확률

$P_n(j|i)$: 현 타임슬롯의 시작 시점에 이전 타임슬롯에서 전송되지 못한 i 개의 패킷이 있을 때 현 타임슬롯의 시작에 j 개의 패킷이 새롭게 도착할 확률

$P_a(j|i)$: 제어 채널 등록에 성공한 i 개의 패킷들 중에서 j 개의 패킷들이 목적지 충돌이 없을 확률

y_i : 제어 채널 등록에 성공한 패킷 중에서 i 개의 패킷이 목적지 충돌이 없는 상태

p_i : 제어 채널에 등록된 패킷 중 i 개의 패킷이 목적지 충돌이 없는 상태에서 다음($i+1$ 번째) 패킷이 목적지 충돌이 없을 확률

T_{xn} : x 번 천이 후의 상태 확률 $\{y_0, y_1, \dots, y_n\}$ 을 나타내며 x 는 제어 채널에 등록된 패킷 중 목적지 충돌이 없는 패킷 수로 천이는 목적지 충돌이 없을 때만 이루어진다.

위의 변수들 중에서 $P_d(j|i)$ 는 다음 식(1)과 같이 정의한다.

$$P_d(j|i) \triangleq P(N_r = j | N_q = i), \quad \text{for } 0 \leq i \leq N, 0 \leq j \leq i \quad (1)$$

$P_n(j|i)$ 는 패킷 발생과 관련된 가정에 의해서 식(2)와 같이 나타낼 수 있다.

$$P_n(j|i) = \binom{N-i}{j} \delta^{j(1-\delta)} \delta^{N-i-j}, \quad \text{for } L_d - W \leq i \leq L_d, 0 \leq j \leq N-i \quad (2)$$

상태 천이는 목적지 충돌이 없는 경우에만 발생하므로 위의 정의 y_i 에 의해서 y_i 에서 y_j 로의 상태 천이 확률 r_{ij} 를 구하려면 먼저 p_i 를 구하여야 한다. 상태가 y_i 일 때 사용자는 비경쟁 미니슬롯 영역에 예약된 패킷과 경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷의 목적지 $i \times x$ 개를 제외한 목적지 중에서 x 개의 목적지가 선택되어야 목적지 충돌이 없게되므로 p_i 는 식(3)으로 표현된다.

$$p_i = \frac{\binom{N-i \times x}{x}}{\binom{N}{x}}, \quad \text{for } 0 \leq i \leq L_d \quad (3)$$

제어 채널에 등록되어 있는 패킷 중 i 개의 패킷이 목적지 충돌이 없는 상태 i 는 확률 p_i 로 $i+1$ 로 가고, 확률 $1-p_i$ 로 상태 i 에 머무른다. 그러므로 천이행렬 R 이 $\{r_{ij}\}$ 로 구성되면 T_{xn} 의 초기 조건 $T_{0n} = [1 \ 0 \ 0 \ \dots \ 0]$ 이고 T_{xn} 은 식(4)와 같이 표현된다.

$$T_{xn} = T_{0n} R^n \quad (4)$$

$$= [1 \ 0 \ 0 \ \dots \ 0] \begin{bmatrix} 1-p_0 & p_0 & \dots & 0 \\ 0 & 1-p_1 & \dots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & \dots & 1 \end{bmatrix}^n \quad \text{for } 0 \leq x, n \leq L_d$$

위의 식들에 의해서 $P_d(j|i)$ 는 i 번 천이 후의 j 번

제 요소로 정의할 수 있고 식(5)로 표현된다.

$$P_d(j|i) \triangleq P(D_c = j | N_r = i), \quad \text{for } 0 \leq i \leq L_d, 0 \leq j \leq W \quad (5)$$

그림 2의 타임 슬롯 t 에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷의 수가 i 이고 경쟁 미니슬롯 영역에 발생하는 패킷의 수가 j 일 확률을 식(6)으로 정의한다.

$$x(i,j) \triangleq P(N_r = i, N_q = j), \quad \text{for } 0 \leq i \leq W, 0 \leq j \leq N-i \quad (6)$$

타임 슬롯의 경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 i 개의 패킷 중 k 개가 예약된 상태에서 예약에 실패한 패킷들 중 j 개가 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 예약될 확률을 $P_l(j|i-k)$ 로 정의하면 식(5)에 의해서 식(7)과 같이 구해진다.

$$P_l(j|i-k) \triangleq P(N_s = j | N_r = i, N_c = k) = P_a(j|i-k), \quad \text{for } j \leq W \quad (7)$$

임의의 타임 슬롯에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 i 개의 패킷이 있을 때, 그 타임 슬롯에 등록 경쟁을 하는 j 개의 패킷 중에서 k 개의 패킷이 데이터 채널 예약에 성공할 확률을 $P_s(k|i,j)$ 로 정의하면 다음 식(8)과 같이 나타낼 수 있다.

$$P_s(k|i,j) \triangleq P(N_s = k | N_r = i, N_q = j) = \begin{cases} \sum_{n=k}^j P_q'(n|i) \cdot P_a'(k|i,n) & \text{for } k \leq W-i \\ 0 & \text{for } k > W-i \end{cases} \quad (8)$$

식(8)에서 $P_q'(n|i)$ 는 식(1)의 정의를 이용하면 $L_d - N_r$ 의 경쟁 미니슬롯 영역 N_c 에서 $N_q = j$ 일 때 $N_r = n$ 이 될 확률이다. 그리고, 비경쟁 미니슬롯 영역에 i 개의 패킷이 예약되어 있는 상태에서 같은 제어 채널의 경쟁 미니슬롯 영역에 패킷을 등록하는데 성공한 n 개 중 k 개의 패킷이 목적지 충돌이 없을 확률을 $P_a'(k|i,n)$ 로 정의하면 식(9)로 나타낼 수 있다.

$$P_a'(k|i,n) \triangleq P(D_c = k | N_r = i, N_r = n) = P_a(i+k|n) \quad (9)$$

여기에서 P_a 를 구하기 위한 T_{0n} 의 초기상태는 i 번째 요소의 값이 1이 되며 만약, 비경쟁 미니슬롯 영역에 먼저 예약된 i 의 값이 2이면 $T_{0n} = [0 \ 0 \ 1 \ 0 \ \dots \ 0]$ 가 된다.

식(6)에서 임의의 타임 슬롯에서 예약에 실패하여 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷의 수가 g 이고 그 타임 슬롯의 경쟁 미니슬롯 영역에 발생하는 패킷의 수가 h 일 확률을 $y(g,h)$ 라고 하고 $x(i,j)$ 에서 $y(g,h)$ 로의 천이확률을 $p(g,h;i,j)$ 로 정의하면 $p(g,h;i,j)$ 와 $x(i,j)$ 의 관계는 식(10)과 같다.

$$\begin{bmatrix} x(0,0) \\ x(0,N) \\ \vdots \\ x(1,N) \\ \vdots \\ x(W,N) \end{bmatrix} \begin{bmatrix} x(0,0:0,0) & x(0,0:0,1) & \dots & x(0,0:W,N) \\ \vdots & \vdots & \dots & \vdots \\ x(W,N:0,0) & x(W,N:0,1) & \dots & x(W,N:W,N) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} x(0,0) \\ \vdots \\ x(W,N) \end{bmatrix} \quad (10)$$

이 때, 경쟁 미니슬롯 영역에 등록 경쟁을 하는 j 개의 패킷들 중에서 k 개의 패킷이 예약에 성공하고 g 개의 패킷이 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역 예약에 성공했을 때 다음 타임 슬롯에 새로운 패킷이 도착할 확률은 식(2)에 의해서 $P_n(h-j+k+g | j-k-g)$ 로 구할 수 있다. 그러므로 식(10)의 $y(i, j)$ 에서 $y(g, h)$ 로의 천이확률 $p(g, h; i, j)$ 는 다음 식(11)로 표현된다.

$$p(g, h; i, j) = \min \left(\sum_{k=0}^{i-j-k} P_n(k | i, j) \cdot P_n(g | j-k) \cdot P_n(h-j+k+g | j-k-g) \right) \quad (11)$$

Π 의 원소 $y(i, j)$ 는 상태 y_{ij} 의 안정상태 확률을 나타내며 행렬 $P = \{p_{ij}\}$ 이므로 Π 는 다음 식(12)에 의해서 구해진다.

$$\begin{cases} \Pi P = \Pi \\ \sum_{i=0}^M \sum_{j=0}^M y(i, j) = 1 \end{cases} \quad (12)$$

시스템의 처리율 S 를 한 타임 슬롯 당 데이터 채널을 예약할 수 있는 평균 사용자 수로 정의하고 앞에서 정의한 식들을 이용하면 다음 식(13)에 의해서 처리율을 계산할 수 있다.

$$S = \sum_{i=0}^M \sum_{j=0}^M \sum_{k=0}^i (i+k) \cdot P_n(k | i, j) \cdot y_{ij} \quad (13)$$

데이터 패킷의 전송시간을 고려한 시스템 지연 특성 D 는 도착한 데이터 패킷이 제어 채널에 의해서 예약이 성공할 때까지의 예약 지연시간 D_R 과 예약 후 전송될 때까지의 지연시간인 서비스 지연시간 D_S 의 합으로 구해지고, 시스템에서 사용자 한 명의 패킷 도착율은 $1/(D_R + \frac{1-\delta}{\delta})$ 이다. 시스템에는 N 명의 사용자가 있으므로 $S = N/(D_R + \frac{1-\delta}{\delta} - 1)$ 가 되고, 타임슬롯 t 에서 전송 실패 시 항상 $t+R+1$ 에서 재전송이 이루어지는 것을 고려할 때 예약 지연시간은 $D_R = (\frac{N}{S} + \frac{\delta-1}{\delta})(R+1)$ 로 나타낼 수 있다. 따라서 시스템 지연시간은 $D = D_R + D_S$ 에 의해서 식(14)와 같아진다.

$$D = (\frac{N}{S} + \frac{\delta-1}{\delta})(R+1) + 1 \quad (14)$$

4. 결과 및 고찰

이 장에서는 해석한 프로토콜의 처리율과 시스템 지연 특성을 비교한다.

그림 3과 그림 4는 한 패킷의 목적지 수 x 가 1인 경우 즉, 유니캐스트의 경우 비경쟁 미니슬롯 영역을 사용하지 않는 기존 프로토콜과 비경쟁 미니슬롯 영역을 이용한 개선된 프로토콜의 처리율과 시스템 지연 특성을 비교한 그래프이다.

그림에서 보듯이 비경쟁 미니슬롯 영역을 활용하게 되면 예약에 실패한 패킷이 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 미리 예약됨으로서 제어 채널 경쟁이 줄어들고 그 결과 성능이 좋아짐을 알 수 있다. 따라서 개선된 프로토콜은 망의 성능 향상에 매우 유용함을 알 수 있다.

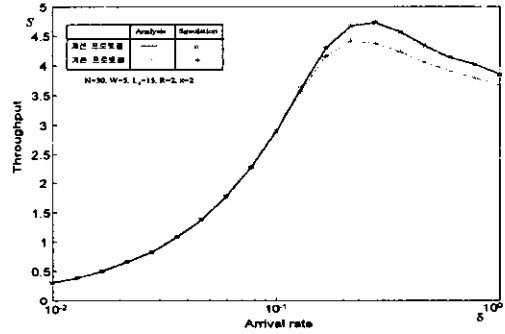


그림 4 유니캐스트 트래픽에서 기존 프로토콜과 개선된 프로토콜의 처리율 비교

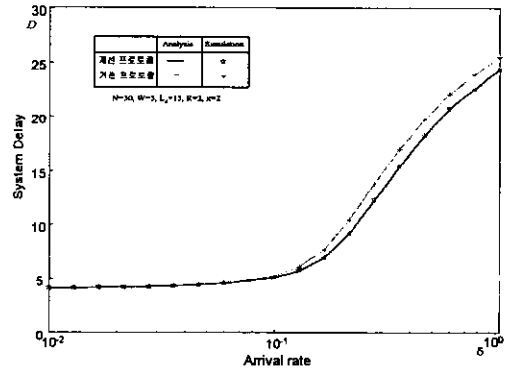


그림 5 유니캐스트 트래픽에서 기존 프로토콜과 개선된 프로토콜의 시스템 지연 특성 비교

그림 5와 그림 6은 한 패킷의 목적지 수 x 의 변화에 따른 처리율과 시스템 지연 특성 대 도착율의 관계를 보여주고 있다. 그림 5와 그림 6의 결과에서 도착율이 적은 경우 개선된 프로토콜과 기존 프로토콜의 성능 차이가 거의 발생하지 않는 이유는 도착율이 적으면 제어 채널 경쟁이 거의 발생하지 않기 때문이다.

앞에서 살펴본 바와 같이 개선된 프로토콜에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 할당된 패킷들은 목적지 충돌에서 제외된다는 이점이 있다. 그리고, 도착율이 큰 경우 프로토콜의 성능은 기존 프로토콜보다 좋아진다. 이것은

개선된 프로토콜이 트래픽의 종류에 관계없이 처리율과 시스템 지연 특성을 향상시킬 수 있음을 보여주는 것이다.

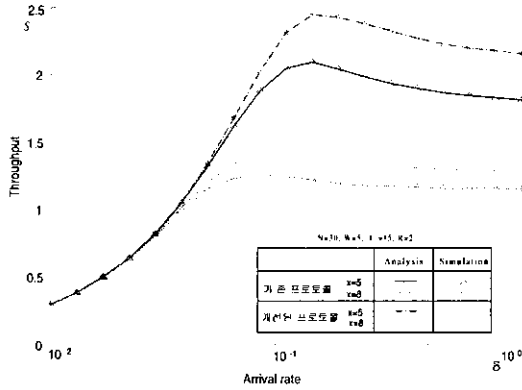


그림 6 목적지 수 변화에 따른 도착율 대 처리율

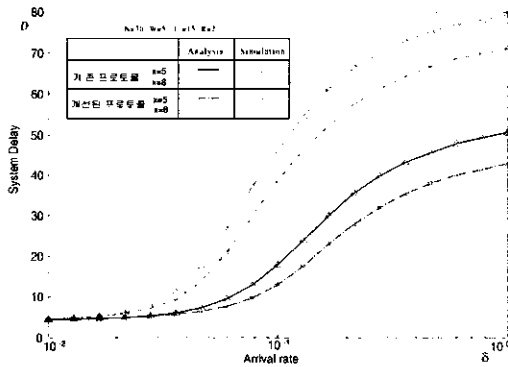


그림 7 목적지 수 변화에 따른 도착율 대 시스템 지연 특성

일반적으로 멀티캐스트 트래픽의 처리율은 유니캐스트 트래픽의 처리율보다 떨어진다. 그 이유는 멀티캐스트 트래픽의 패킷 당 목적지 주소 증가로 인하여 목적지 충돌이 유니캐스트 트래픽에서 보다 더욱 급속하게 발생하기 때문이다. 이러한 성능 감소를 줄이기 위해서 개선된 프로토콜은 예약이 실패한 경우 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 예약함으로써 제어 채널 경쟁을 줄이고 같은 타임 슬롯에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 있는 패킷과 같은 목적지를 가진 제어 패킷은 전송하지 않음으로서 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷은 목적지 충돌이 발생하지 않도록 하였다. 따라서 개선된 프로토콜의 제어 채널 분할은 비경쟁 미니슬롯 영역

에 예약 실패한 패킷을 등록함으로써 시스템에서의 제어 채널 경쟁과 목적지 충돌을 감소시킬 수 있고 트래픽의 종류에 관계없이 도착율이 증가하면서 시스템의 성능이 기존 프로토콜의 경우보다 향상됨을 보여주고 있다.

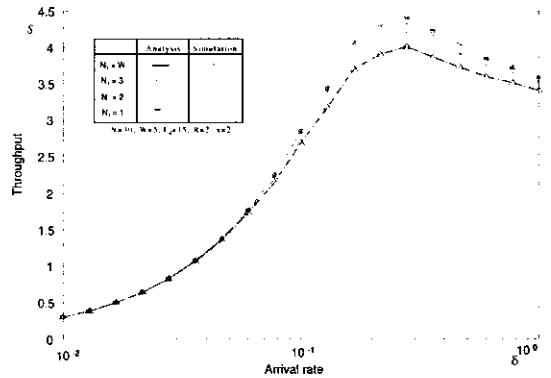


그림 8 비경쟁 미니슬롯 수 변화에 따른 도착율 대 처리율

그림 7은 제어 채널의 비경쟁 미니슬롯 수를 망의 데이터 채널 수 범위 내에서 최대 채널 수까지 변화시키면서 도착율에 따른 처리율을 나타낸 결과이다. 그림에서 보듯이 시스템의 성능은 최대 비경쟁 미니슬롯 수가 망의 데이터 채널 수와 같을 때 가장 좋다. 따라서 비경쟁 미니슬롯 영역의 미니슬롯 수를 제한하지 않고 망의 데이터 채널 수와 동일한 범위 내에서 가변적으로 설정하는 것이 가장 좋은 처리율과 시스템 지연특성을 얻을 수 있다.

5. 결론

이 논문에서는 시스템의 성능을 향상시키기 위해서 제어 채널을 경쟁 미니슬롯 영역과 비경쟁 미니슬롯 영역으로 분할한 프로토콜을 이론적으로 해석하였다. 해석에서 비경쟁 미니슬롯 영역의 최대 미니슬롯 수는 망의 데이터 채널 수와 동일한 범위 내에서 가변적으로 설정하였고 이것이 시스템의 성능을 가장 크게 개선함을 알 수 있었다.

또한, 예약 실패로 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷은 제어 채널 경쟁에서 제외되고 목적지 충돌에 의한 재 경쟁을 하지 않음으로서 시스템의 성능 향상에 기여함을 알 수 있었다. 이 결과는 일반적인 유니캐스트 트래픽 뿐만 아니라 멀티캐스트 트래픽

에서 목적지 충돌로 발생하는 성능 감소도 해결할 수 있었다.

결론적으로 시스템의 처리율과 지연특성은 제어 채널 충돌과 목적지 충돌에 많은 영향을 받는다. 특히, 오늘날과 같이 트래픽의 종류가 다양한 경우에는 모든 경우의 트래픽에서 성능 감소를 줄여줄 수 있는 프로토콜이 필요하다. 그런 면에서 개선된 프로토콜은 트래픽의 종류와 관계없이 시스템 지연 특성과 처리율을 향상시키는데 매우 유용함을 보여주었다.

참 고 문 헌

[1] B. Mukherjee, "WDM-based local lightwave networks Part-I: Single-hop systems," IEEE Network, vol.6, no.3, pp.12-27, May 1992.

[2] R. Ramaswami, "Multiwavelength lightwave networks for computer communication," IEEE Communications Mag., pp.78-88, Feb. 1993.

[3] M. Chen, N. R. Dono and R. Ramaswami, "A media-access protocol for packet-switched wavelength division multiaccess metropolitan area networks," IEEE J. Select. Areas Commun., vol.8, no.6, pp.1048-1057, Aug. 1990.

[4] G. N. M. Sudhakar, N. D. Georganas and M. Kavehrad, "Slotted aloha and reservation aloha protocols for very high-speed optical fiber local area networks using passive star topology," J. lightwave technol., vol.9, no.10, pp.1411-1422, Oct. 1991.

[5] H. B. Jeon and C. K. Un, "Contention-based reservation protocols in multiwavelength optical networks with a passive star topology," IEEE Trans. Commun., vol.43, no.11, pp.2794-2802, Nov. 1995.

[6] R. Chipalkatti, Z. Zhang and A. S. Acampora, "Protocols for optical star-coupler network using WDM: performance and complexity study," IEEE JSAC., Vol.11, No.4, pp.579-589, May 1993.

[7] M. S. Borella and B. Mukherjee, "A reservation-based multicasting protocol for WDM local lightwave networks," in Proc. IEEE ICC '95, pp.1277-1281, 1995.

[8] 백선욱, 최양희, 김종상, "다중 채널 통신망에서 목적지 충돌이 성능에 미치는 영향," in 정보과학회논문지 (A), 제22권, 제11호, pp.1590-1602, 1995.

[9] S. B. Tridandapani and B. Mukherjee, "Multicast traffic in multi-hop lightwave networks: Performance analysis and an argument for channel sharing," in Proc. IEEE INFOCOM '96, pp.345-352, 1996.

[10] Masaki Bandai, Shigeki Shiokawa and Iwao

Sasase, "Performance Analysis of a Multicasting Protocol in WDM-Based Single-Hop Lightwave Networks," in IEEE Globecom '97, s16.3, 1997.



정길현

1983년 2월 한양대학교 전자통신공학과 학사. 1986년 8월 이화여자대학교 수학과 석사(전자계산전공). 1994년 3월 ~ 현재 한양대학교 전자계산학과 박사과정. 1990년 3월 ~ 현재 장안대학 컴퓨터응용계열 부교수. 관심분야는 컴퓨터 통신, MAC 프로토콜, 네트워크 성능분석, Queuing theory 등



이정규

1979년 2월 한양대학교 전자공학과 학사. 1986년 UCLA 전자공학과 석사. 1989년 UCLA 전자공학과 박사학위 취득(컴퓨터 네트워크 전공). 1979년 3월 ~ 1984년 5월 국방과학연구소 연구원. 1989년 3월 ~ 1990년 2월 삼성전자 종합기술연구원 정보통신부문 수석연구원. 1990년 3월 ~ 현재 한양대학교 전자컴퓨터공학부 부교수. 관심분야는 무선 데이터 통신, 이동통신, 위성통신 Queuing theory 등