

파장분할 다중화 통신망에서 제어채널 분할을 이용한 멀티캐스팅 프로토콜의 성능분석

정회원 정길현*, 이정규**

Performance Analysis of the Multicasting Protocol Using Division of the Control Channel in WDM Networks

Kil-Hyun Jeong*, Jong-Kyu Lee** *Regular Members*

요 약

본 논문은 파장분할 다중화(WDM: Wavelength Division Multiplexing) 통신망에서 멀티캐스트 트래픽의 성능을 향상시키기 위해서 제어채널을 분할한 프로토콜의 성능을 해석하였다. 이 프로토콜에서 제어채널은 경쟁 미니슬롯 영역과 비경쟁 미니슬롯 영역으로 분할되고 현재 타임슬롯에서 예약되지 못한 사용자는 다음 타임슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 우선적으로 등록되므로써 제어채널 경쟁과 목적지 충돌을 줄이게 된다.

멀티캐스트 트래픽을 처리하기 위해서 비경쟁 미니슬롯 영역의 채널 수를 최적화하고 성능을 예측하기 위해서는 이론적인 해석과 시뮬레이션에 의한 검증이 중요하다. 본 논문에서는 비경쟁 미니슬롯 수와 도착한 패킷 수의 상태전이 확률을 4차원 배열을 이용하여 이론적으로 해석하였다. 시스템의 성능 개선을 최대토 하기 위해 최대 비경쟁 미니슬롯 수는 망의 채널 수와 동일한 것으로 하여 그 특성을 이론적으로 해석하고 그 결과를 시뮬레이션에 의해서 검증하였다.

ABSTRACT

In this paper, We analyzed the protocol to improve the performance of the multicast traffic processing in WDM networks. In the protocol, control channels are 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. Therefore, control channel contentions and destination conflicts can be reduced with the use of contention-less minislots.

For the multicast traffic processing, the theoretical analysis and computer simulation are important to estimate the network performance and to calculate the optimized number of contention-less minislots. In this paper, the state transition probability of the number of contention-less minislots and arrival packets are calculated using 4-dimension matrix. The maximum number of contention-less minislots is equal to the number of channels for maximum performance improvement of the system. It is theoretical analysis and prove to computer simulation the performance of the protocol.

I. 서론

일반적으로 수동성형 구조를 가지는 파장분할 다

중화 망은 송신 측과 수신 측이 통신할 채널을 할당받고 같은 파장으로 조율하기 위한 프로토콜이 필요하다. 지금까지 연구에서 파장조율을 해결하기 위해서 제어채널 설정과 제어 패킷 전송을 위한 다

* 장안대학 컴퓨터응용계열(khjeong@mail.jangan.ac.kr)
논문번호: 00025-0119, 접수일자: 2000년 1월 19일

** 한양대학교 공학대학(klee@commlab.hanyang.ac.kr)

양한 프로토콜들이 소개되었다^[1]. 파장분할 다중화 망의 성능은 제어채널에 패킷을 등록하는 방식과 등록된 제어 패킷들이 데이터 채널을 할당받는 방식과 매우 깊은 관계가 있다^[2]. 그 중에서 가장 대표적인 것으로 Jeon의 SURP(Slotted Unbuffered Reservation Protocol)를 들 수 있다. 파장분할 다중화 망에서 가변파장 송신기와 가변파장 수신기(TTTR: Tunable Transmitter and Tunable Receiver)를 가진 구조는 증가하는 사용자 처리에 가장 유용한 구조로 받아들여지고 있다. SURP는 채널들 중의 하나를 제어채널로 사용하며 Slotted ALOHA 방식을 사용하여 제어채널을 액세스하고 전송할 데이터 채널을 예약한다. 각 채널은 모두 슬롯화되어 동기되며, 제어채널은 한 타임슬롯 안에 여러 개의 미니슬롯을 제공하여 제어 패킷을 전송할 수 있도록 한다. 이러한 프로토콜들은 대부분 노드의 수와 채널의 수가 같은 환경에서 동작하였고, 제어채널을 사용하여 채널 할당 과정에서의 충돌을 방지하고 사전에 전송 채널을 설정한 뒤 데이터를 전송하고 있다^[3].

현재의 고 성능 망에서 중요한 요구 사항이 되고 있는 멀티캐스팅(Multicasting)은 하나의 입력 노드에서 여러 개의 목적지 노드로 정보를 전송하는 것으로 멀티캐스트 트래픽에서 목적지 충돌과 제어채널 경쟁에 의한 재전송은 유니캐스트 트래픽에 비하여 시스템 성능을 더욱 감소시킨다. 따라서 목적지 충돌로 인한 멀티캐스트 트래픽의 성능 감소에 대한 분석이 매우 중요하다^[6]. [6]에서는 멀티캐스트 트래픽을 처리하기 위해서 제어채널의 각 미니슬롯이 각 사용자에게 할당되고 한 개씩의 가변파장 송신기와 가변파장 수신기를 가진 구조가 제안되었다. 다른 방식에서는 멀티캐스트 트래픽을 처리하기 위해서 프로토콜 SURP를 수정하여 제어채널의 미니슬롯 분할에 따른 성능 향상을 보인다^[8].

이 프로토콜에서는 비경쟁 미니슬롯 수가 변하는 것을 고려하여야 하므로 비경쟁 미니슬롯을 고려하지 않는 프로토콜에 비해 해석이 어렵다. 본 논문에서는 해석을 위해 임의의 타임슬롯에서 비경쟁 미니슬롯 수와 도착 패킷 수의 상태전이 확률을 4차원 배열을 이용하여 계산하였다. 멀티캐스트 트래픽을 처리하기 위해서 제어채널의 미니슬롯을 경쟁 미니슬롯 영역과 비경쟁 미니슬롯 영역으로 분할하였으며, 비경쟁 미니슬롯 영역의 미니슬롯 수는 망의 최대 데이터 채널 수까지 설정될 수 있는 것으로 하여 처리율과 시스템 지연 특성에 대한 성능을

수학적으로 분석하였다. 즉, 프로토콜의 멀티캐스트 트래픽에서 처리율과 시스템 지연 특성을 계산하였으며 이 결과는 시뮬레이션에 의한 결과와 일치하였다.

II. 시스템 모델

이 장에서는 망의 구조와 프로토콜을 자세하게 설명한다. 망의 구조는 그림 1과 같다. 망에는 M 명의 사용자가 있고 수동성형 결합기를 사용한다.

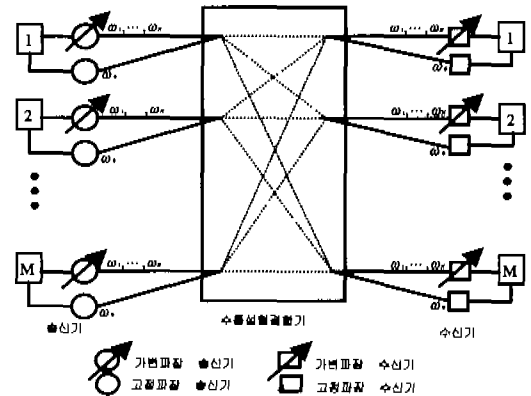


그림 1. 수동성형 결합기를 사용한 망의 구조

망의 채널은 $\omega_0, \omega_1, \omega_2, \dots, \omega_N$ 의 $N+1$ 개의 파장으로 분할된다. 이 중에서 ω_0 는 제어채널로서 망에서 발생하는 제어 패킷을 액세스하여 사용자들에게 데이터 채널을 할당하는데 사용된다. 그 이외의 채널들 $\omega_1, \omega_2, \dots, \omega_N$ 은 데이터를 전송하는 데이터 채널로 사용된다. 이 때, 망의 채널 수는 망의 사용자 수보다 적게 설정된다. 각 사용자는 제어채널 액세스에 사용할 수 있는 한 개의 고정파장 송신기와 고정파장 수신기 (FTFR: Fixed Transmitter and Fixed Receiver), 그리고 망의 모든 데이터 채널로 조율될 수 있는 가변파장 송신기와 수신기를 가진다. 조율장비의 조율시간은 0으로 가정한다.

이전에 제안된 SURP에서 제어 패킷은 단지 한 개의 목적지 주소만을 가졌기 때문에 멀티캐스트 트래픽을 처리할 수 없었다^[4]. 멀티캐스트 트래픽을 처리하기 위해서 수정된 SURP (Modified SURP)는 한 개의 제어 패킷이 여러 개의 목적지 주소를 가지며, 이 부분이 이전의 SURP와 다른 점이다. 멀티캐스트 트래픽을 효과적으로 처리할 수 있도록 수

정된 SURP의 시간에 따른 예약 과정은 다음과 같다. 모든 채널들은 고정된 크기의 데이터 패킷 전송 시간, T_d 로 슬롯화 되어있고 이것을 타임슬롯이라고 부른다. 제어채널에서 모든 타임슬롯들은 제어 패킷 전송시간 T_c 로 분할되고 이것을 미니슬롯이라고 부른다. 제어채널의 한 슬롯은 제어 패킷 전송 시간으로 나누어져 $L_d (= T_d/T_c)$ 개의 미니슬롯으로 구성되고 미니슬롯의 수는 데이터 채널 수 보다 크다. 제어채널 액세스는 Slotted ALOHA 방식이 사용되고, 신호 전파 지연시간은 R 이다. R 로 인하여 제어채널의 타임슬롯은 $t, t+(R+1), t+2(R+1), t+3R(t+1)$ 등으로 구성된 것으로 간주할 수 있다. 따라서 타임슬롯 t 에서 데이터 채널을 예약하려고 시도한 데이터 패킷들은 타임슬롯 $t+(R+1)$ 또는 그 이후에 전송된다. 만약, 타임슬롯 t 에서 예약이 실패하면 타임슬롯 $t+(R+1)$ 에서 제어 패킷이 재 전송된다. 앞으로 이 프로토콜을 기존 프로토콜이라 부른다.

이 논문에서 해석한 프로토콜은 제어채널의 미니슬롯들이 경쟁 미니슬롯 영역과 비경쟁 미니슬롯 영역으로 분할되고 타임슬롯 t 에서 목적지 충돌이나 채널 충돌에 의하여 예약되지 못한 사용자는 다음 타임슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된다. 그리고 같은 타임슬롯에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 있는 패킷과 같은 목적지를 가진 제어 패킷은 전송하지 않음으로서 비경쟁 미니슬롯 영역에 할당된 사용자는 목적지 충돌이 발생하지 않는다. 따라서, 비경쟁 미니슬롯 영역의 사용은 제어채널 경쟁과 목적지 충돌을 줄여주고 이 영향으로 프로토콜의 성능이 개선된다. 그림 2는 비경쟁 미니슬롯 영역을 이용한 프로토콜의 예약과정을 나타내고 있다.

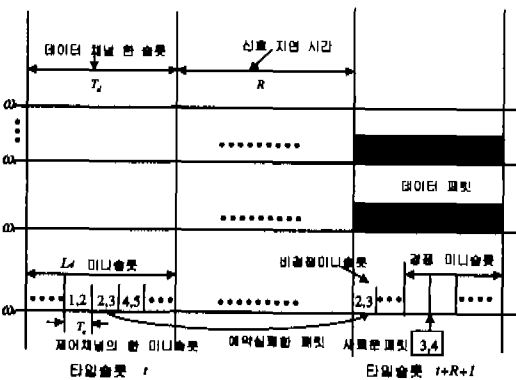


그림 2. 프로토콜의 패킷 예약 과정

망의 모든 사용자들은 제어채널을 모니터 함으로서 한 타임슬롯의 끝에서 예약 상태를 알게되고, 예약이 성공하면 다음과 같은 흐름에 의해서 데이터 패킷이 전송된다. 예약된 패킷이 그 타임슬롯에서 i 번 재로 예약이 성공한 것이라면 사용자는 송신기를 ω_i 로 조율하고 다음 타임슬롯($R+1$ 후)에서 파장 ω_i 를 사용하여 데이터 패킷을 전송한다. 수신측도 제어채널을 계속 모니터 함으로서 예약 상태를 알게되고 수신기를 데이터를 전송하는 송신기의 파장 ω_i 로 조율하여 도착하는 데이터 패킷을 수신한다.

III. 성능 분석

이 장에서는 멀티캐스트 트래픽 하에서 프로토콜의 성능을 수학적으로 분석한다. 분석을 위해서 아래와 같은 사항들을 가정한다.

- (1) 망의 모든 패킷은 목적지 수가 m 개인 멀티캐스트 패킷이다.
- (2) 한 타임슬롯이 끝날 때 데이터 패킷을 보내지 않은 사용자, 그 슬롯에서 예약이 성공한 사용자는 λ 의 확률로 새로운 데이터 패킷을 가진다.
- (3) 한 제어 패킷의 목적지들은 망의 사용자 수 M 개의 목적지들 중 임의의 목적지에 같은 확률로 랜덤하게 할당된다. 제어 패킷이 예약 실패로 재 전송될 때마다 그 목적지들은 이전 타임슬롯의 것과 동일하다.
- (4) 제어채널에서 비경쟁 미니슬롯 영역의 미니슬롯 수는 최대로 망의 데이터 채널 수까지 사용될 수 있다.

그림 3은 프로토콜의 제어채널 구성을 나타내는 것으로 제어채널에서 한 타임슬롯의 미니슬롯 수 L_c 는 비경쟁 영역의 미니슬롯 수 L_1 과 경쟁 영역의 미니슬롯 수 L_2 로 구성되어있고, 망의 채널 수 보다 크다.

프로토콜의 성능 분석을 위해서 다음의 기호들을 정의한다.

- M : 네트워크의 사용자 수
- N : 네트워크의 데이터 채널 수
- m : 한 패킷의 목적지 수
- λ : 패킷 도착율
- R : 전파 지연 시간

- N_c : 제어채널에 등록 경쟁을 하는 사용자 수
- N_s : 제어채널에 등록된 사용자 수
- N_m : 미니슬롯에서 예약이 성공한 사용자 수
- D_c : 제어채널에서 목적지 충돌이 없는 사용자 수
- S : 처리율
- D : 시스템 지연특성

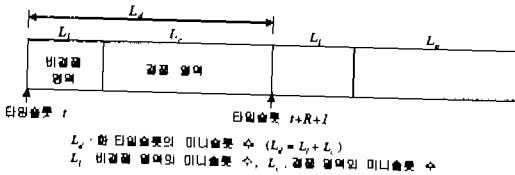


그림 3. 제어채널 구성

한 타임슬롯에서 제어채널에 등록 경쟁을 하는 i 명의 사용자 들 중에서 j 명이 성공적으로 등록 될 확률을 $Q(j|i)$ 로 정의하면 $Q(j|i)$ 는 Jeon의 방식에 의해서 식(1)과 같이 표현된다^[4].

$$Q(j|i) \triangleq P(N_s = j | N_c = i) \quad (1)$$

for $0 \leq i \leq M, 0 \leq j \leq i$

$Q(j|i)$ 에 의해서 제어채널에 기록된 제어 패킷들은 목적지 충돌이 없어야 전송 할 데이터 채널을 할당받을 수 있고 제어채널 경쟁에 성공한 패킷들이 목적지 충돌이 없이 성공 할 확률은 Masaki에 의해서 다음 식(2)~(6)과 같이 표현된다^[6].

이전 타임슬롯의 끝에 i 개의 패킷들이 있을 때, 다음 타임슬롯의 시작에 j 개의 새롭게 도착하는 패킷이 있을 확률을 $A(j|i)$ 로 정의하면 $A(j|i)$ 는 패킷 발생과 관련된 가정에 의해서 식(2)와 같이 구할 수 있다.

$$A(j|i) = \binom{M-i}{j} \lambda^j (1-\lambda)^{M-i-j} \quad (2)$$

for $L_d - N \leq i \leq L_d, 0 \leq j \leq M-i$

경쟁에 성공한 i 명의 사용자들 중에서 j 명의 사용자들이 목적지 충돌이 없을 확률을 $P_A(j|i)$ 라고 정의하고 $P_A(j|i)$ 를 구하기 위하여 그림 4의 상태 천이 모델을 살펴보자.

그림 4는 n 명의 사용자가 제어채널 경쟁에 성공한 경우를 나타내는 것으로 $n+1$ 개의 상태 $\{y_0, y_1, \dots, y_n\}$ 를 갖는다. 여기에서, i 명의 사용자가 목적지 충돌이 없는 상태를 y_i 로 나타내고, y_i 에서

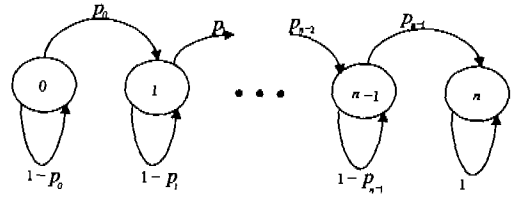


그림 4. 상태 천이 모델

y_i 로의 상태 천이확률을 p_i 로 정의한다. 상태천이는 목적지 충돌이 없는 경우에만 발생하므로 상태 천이확률 p_i 를 구하기 위하여 상태 y_i 에서 다음 사용자가 목적지 충돌이 없을 확률을 p_i 로 정의하면, 상태가 y_i 일 때 사용자는 비경쟁 미니슬롯 영역에 예약된 패킷과 경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷의 목적지 $i \times m$ 개를 제외한 목적지 중에서 m 개의 목적지가 선택되어야 목적지 충돌이 없게된다. 따라서 p_i 는 식(3)에 의해서 구할 수 있다.

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

상태 i 는 확률 p_i 로 $i+1$ 로 가고, 확률 $1-p_i$ 로 상태 i 에 머무른다. 그림 4에서 1단계 천이확률 천이행렬 $\bar{R} = \{r_{ij}\}$ 로 구성되고, m 번 천이 후의 상태 확률을 Ω_{mn} 이라고 하면 \bar{R} 과 Ω_{mn} 은 식(4)과 같다.

$$\bar{R} = \{r_{ij}\} = \begin{bmatrix} 1-p_0 & p_0 & \dots & 0 \\ 0 & 1-p_1 & \dots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & \dots & 1 \end{bmatrix} \quad (4)$$

$$\Omega_{mn} = \{y_0, y_1, \dots, y_n | m \text{ 번 천이 후}\} \quad \text{for } 0 \leq i, j \leq n, 0 \leq m, n \leq L_d$$

이 때, 상태 확률의 초기조건 Ω_{0n} 은 식(5)와 같다.

$$\Omega_{0n} = [1 \ 0 \ 0 \ \dots \ 0] \quad \text{for } 0 \leq n \leq L_d \quad (5)$$

식 (4),(5)에 의해서 Ω_{mn} 은 식(6)과 같이 구해진다.

$$\begin{aligned} \therefore \Omega_{mn} &= \Omega_{0n} \bar{R}^m \\ &= [1 \ 0 \ 0 \ \dots \ 0] \begin{bmatrix} 1-p_0 & p_0 & \dots & 0 \\ 0 & 1-p_1 & \dots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & \dots & 1 \end{bmatrix}^m \quad (6) \end{aligned}$$

for $0 \leq m, n \leq L_d$

제어채널에서 목적지 충돌이 없는 사용자 수를 D_c 라고 했을 때 제어채널에 등록된 i 명의 사용자 중에서 j 명이 목적지 충돌이 없을 확률 $P_A(j|i)$ 는 i 번 천이 후의 j 번째 요소로 식(7)로 나타낼 수 있다.

$$P_A(j|i) \triangleq P(D_c=j | N_r=i) \quad (7)$$

for $0 \leq i \leq L_d, 0 \leq j \leq N$

그림 3의 타임슬롯 t 에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷의 수가 i 이고 경쟁 미니슬롯 영역에 발생하는 패킷 수가 j 일 확률을 식(8)로 정의한다.

$$x(i,j) \triangleq P(L_t=i, N_c=j) \quad (8)$$

for $0 \leq i \leq N, 0 \leq j \leq M-i$

따라서 타임슬롯 t 의 경쟁 미니슬롯 영역에서 예약에 실패하고 다음 타임슬롯 $t+R+1$ 의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록될 패킷의 수가 a 이고 타임슬롯 $t+R+1$ 의 경쟁 미니슬롯 영역에 발생하는 사용자 수가 b 일 확률을 $x(a,b)$ 라고 하고 $x(i,j)$ 에서 $x(a,b)$ 로의 천이확률을 $t(a,b|i,j)$ 로 정의하면 $t(a,b|i,j)$ 를 원소로 가지는 행렬 \bar{T} 와 $x(a,b)$ 를 원소로 가지는 행렬 \bar{Y} 의 관계는 식(9)와 같다.

$$\begin{bmatrix} x(0,0) \\ \vdots \\ x(0,M) \\ \vdots \\ x(1,M) \\ \vdots \\ x(N,M) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \kappa(0,0/0,0) & \kappa(0,0/0,1) & \cdots & \kappa(0,0/N,M) \\ \vdots & \vdots & \cdots & \vdots \\ \kappa(N,M/0,0) & \kappa(N,M/0,1) & \cdots & \kappa(N,M/N,M) \end{bmatrix} \begin{bmatrix} x(0,0) \\ \vdots \\ x(N,M) \end{bmatrix} \quad (9)$$

타임슬롯 t 의 경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 i 명 중 k 명이 예약된 상태에서 예약에 실패한 $i-k$ 명 중에서 j 명이 다음 타임슬롯 $t+R+1$ 의 비경쟁 미니슬롯 영역에 예약될 확률을 $L(j|i-k)$ 로 정의한다. 식(7)을 이용하면 $L(j|i-k)$ 는 식(10)으로 나타낼 수 있다.

$$L(j|i-k) \triangleq P(L_t=j | N_r=i, N_c=k) \quad (10)$$

= $P_A(j|i-k)$ for $j \leq N$

타임슬롯 t 에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 i 명의 사용자가 있을 때, 그 타임슬롯에 등록 경쟁을 하는 j 명의 사용자 중에서 k 명의 사용자가 데이터 채널 예약에 성공할 확률을 $R(k|i,j)$ 로 정의하면 $R(k|i,j)$ 는 다음 식(11)과 같이 나타낼 수 있다.

$$R(k|i,j) \triangleq P(N_c=k | L_t=i, N_c=j) \quad (11)$$

$$= \begin{cases} \sum_{n=k}^j Q_{L_t-L_c}(n|j) \cdot P_A(k|i,n) & \text{for } k \leq N-i \\ 0 & \text{for } k > N-i \end{cases}$$

식(11)에서 $Q_{L_t-L_c}(n|j)$ 는 식(1)의 정의에 의해서 제어채널에 등록 경쟁을 하는 j 명의 사용자 중 n 명의 사용자가 비경쟁 미니슬롯 영역을 제외한 L_d-L_c 의 경쟁 미니슬롯 영역에 패킷을 등록할 확률이다. 그리고, $P_A(k|i,n)$ 는 비경쟁 미니슬롯 영역에 i 명의 사용자가 예약되어 있는 상태에서 경쟁 미니슬롯 영역에 패킷을 등록하는데 성공한 사용자 n 명 중 k 명이 목적지 충돌이 없을 확률로서 식(12)로 나타낼 수 있다. 이 때, 이 k 명의 목적지들은 비경쟁 미니슬롯 영역에 예약된 i 명의 목적지와도 충돌이 없어야 한다.

$$P_A(k|i,n) \triangleq P(D_c=k | L_t=i, N_r=n) \quad (12)$$

= $P_A(j|i)$

이 때, $j=i+k$ 이고 Ω_{0n} 의 초기상태는 i 번째 요소의 값이 1이 된다.

즉, i 의 값이 3이면 식(5)의 $\Omega_{0n} = [0 \ 0 \ 0 \ 1 \ 0 \ \cdots \ 0]$ 가 된다.

경쟁 미니슬롯 영역에 등록 경쟁을 하는 j 명의 사용자들 중에서 k 명의 사용자가 예약에 성공하고 a 명의 사용자가 다음 타임슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역 예약에 성공했을 때 즉, 타임슬롯 t 의 끝에 $j-k-a$ 개의 패킷이 있을 때 다음 타임슬롯 $t+R+1$ 에 $b-j+k+a$ 개의 새로운 패킷이 도착할 확률은 $A(b-j+k+a | j-k-a)$ 이다.

$t(a,b|i,j)$ 는 $x(i,j)$ 에서 $x(a,b)$ 로의 천이확률이며 위의 식들에 의해서 식(13)과 같이 나타낼 수 있다.

$$t(a,b|i,j) = \sum_{k=0}^{\min(N-i,j-a)} R(k|i,j) \cdot L(a|j-k) \cdot A(b-j+k+a | j-k-a)$$

$$= \sum_{k=0}^{\min(N-i, j-a)} R(k|i, j) \cdot P_A(a|j-k) \cdot A(b-j+k+a|j-k-a)$$

for $0 \leq a \leq N, 0 \leq i \leq N, 0 \leq j \leq M-i, 0 \leq b \leq M-a$ (13)

그러므로 다음 식을 이용하여 \bar{Y} 를 구할 수 있다.

$$\begin{cases} \bar{Y}\bar{T} = \bar{Y} \\ \sum_{i=0}^N \sum_{j=0}^{M-i} y(i, j) = 1 \end{cases} \quad (14)$$

시스템의 처리율 S 를 한 타임슬롯 당 데이터 채널을 예약할 수 있는 평균 사용자 수로 정의하고 식(9)와 식(11)을 이용하면 다음 식(15)에 의해서 처리율을 구할 수 있다.

$$S = \sum_{i=0}^N \sum_{j=0}^{M-i} \sum_{k=0}^{N-i} (i+k) \cdot R(k|i, j) \cdot y(i, j) \quad (15)$$

데이터 패킷의 전송시간을 고려한 시스템 지연 특성 D 는 도착한 데이터 패킷이 제어 패킷에 의해서 예약이 성공할 때까지의 예약 지연시간과 예약 후 전송까지의 지연시간인 서비스 지연시간의 합으로 구해진다. 따라서 식(16)으로 나타낼 수 있다.

$$D = \left(\frac{M}{S} + \frac{\lambda-1}{\lambda}\right)(R+1)+1 \quad (16)$$

IV. 해석 결과 및 고찰

이 장에서는 해석한 프로토콜의 처리율과 시스템 지연 특성을 비교한다.

그림 5는 사용자 수 변화에 따른 도착율 대 처리율 결과를 보여준다. 이 그래프에서 시뮬레이션 결과는 수학적 분석 결과와 거의 같음을 보여주고 있다.

그림에서 멀티캐스트 트래픽의 처리율이 유니캐스트 트래픽의 처리율보다 떨어짐을 볼 수 있다. 그 이유는 멀티캐스트 트래픽의 목적지 주소 증가로 인하여 목적지 충돌이 유니캐스트 트래픽에서보다 더욱 급속하게 발생하기 때문이다. 해석한 방식은 도착율이 증가하면서 처리율이 기존 프로토콜의 경우보다 개선됨을 보여주고 있다. 특히, 망의 사용자 수가 70이고, 한 패킷의 멀티캐스트 목적지 수가 5인 경우 도착율이 커지면서 처리율이 유니캐스트에 근접함을 보임으로서 매우 좋은 성능개선이 이루어진다는 것을 보여주고 있다.

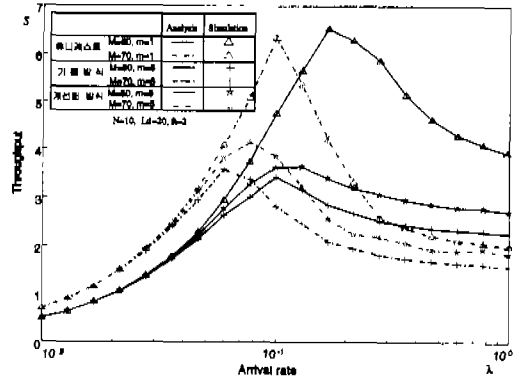


그림 5. 사용자 수 변화에 따른 도착율 대 처리율

그림 6은 사용자 수 변화에 따른 도착율과 시스템 지연 특성의 관계를 보여주고 있다. 멀티캐스트 트래픽에서 시스템 지연 특성은 유니캐스트의 경우보다 나빠진다.

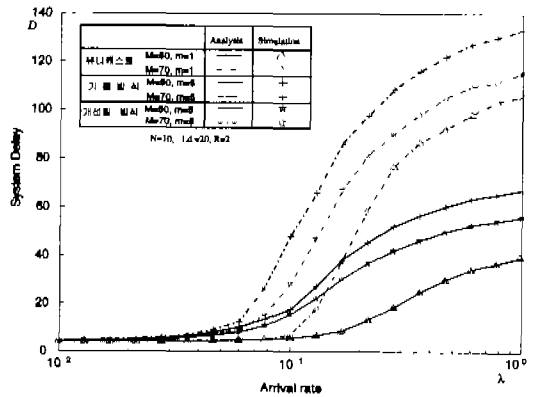


그림 6. 사용자 수 변화에 따른 도착율 대 시스템 지연특성

그림 5와 6은 멀티캐스트 트래픽에 의한 처리율과 시스템 지연 특성의 감소를 보여주고 있다. 이 그림에서, 해석한 방식의 프로토콜은 기존 프로토콜보다 좋은 성능을 보여준다. 특히, 도착율이 커질수록 더 좋은 성능 개선을 보여주고 있다. 그 이유는 해석한 프로토콜은 예약이 실패한 경우 다음 타임슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 예약됨으로서 제어 채널 경쟁이 줄어들고 같은 타임슬롯에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 있는 패킷과 같은 목적지를 가진 제어 패킷은 전송하지 않음으로서 비경쟁 미니슬롯 영역에 할당된 사용자는 목적지 충돌이 발생하지 않는다. 따라서, 비경쟁 미니슬롯 영역에 예약 실패한 패킷을 등록함으로써 시스템에서의 제어채널 경

쟁과 목적지 충돌을 감소시킬 수 있다. 그 결과, 그림 5와 그림 6에서 해석한 프로토콜이 제어채널의 비경쟁 미니슬롯 영역 사용으로 인하여 기존 프로토콜보다 높은 처리율과 개선된 시스템 지연 특성을 얻을 수 있음을 보여준다.

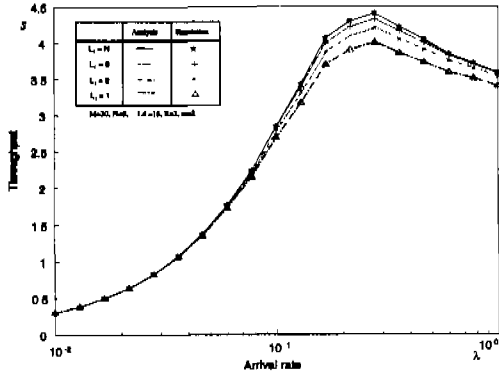


그림 7. 비경쟁 영역의 미니슬롯 수 변화에 따른 도착율 대 처리율

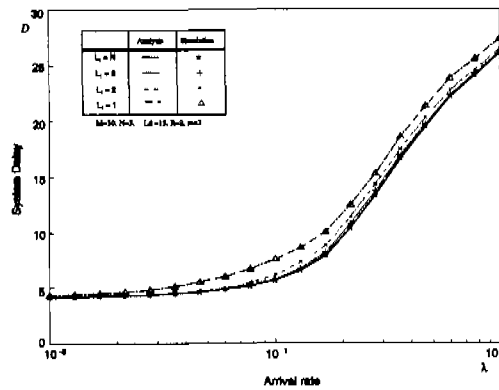


그림 8. 비경쟁 영역의 미니슬롯 수 변화에 따른 도착율 대 시스템 지연특성

그림 7과 그림 8은 제어채널의 비경쟁 미니슬롯 수를 망의 채널 수 범위 내에서 최대 채널 수까지 변화시키면서 도착율에 따른 처리율과 시스템 지연 특성을 나타낸 결과이다.

그림에서 보듯이 시스템의 성능은 최대 비경쟁 미니슬롯 수가 망의 채널 수와 같을 때 즉, $L_i = N$ 일 때 가장 좋다. 따라서 비경쟁 미니슬롯 영역의 미니슬롯 수를 제한하지 않고 망의 채널 수와 동일한 범위 내에서 가변적으로 설정하는 것이 가장 좋은 처리율과 시스템 지연특성을 얻을 수 있음을 알 수 있다.

앞에서 살펴본 바와 같이 해석한 프로토콜에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 할당된 사용자들은 목적지 충돌에서 제외된다는 이점이 있다. 이것은 해석한 프로토콜이 예약에 실패한 패킷을 다음 타임슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 미리 예약함으로써 제어채널 경쟁이 줄어들고 그 결과 멀티캐스트 트래픽에서 처리율과 시스템 지연 특성을 개선하는데 유용함을 보여주는 것이다.

V. 결론

이 논문에서는 멀티캐스트 트래픽을 처리하기 위해서 제어채널을 경쟁 미니슬롯 영역과 비경쟁 미니슬롯 영역으로 분할하여 한 타임슬롯에서 예약 실패한 패킷을 다음 타임슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 미리 예약하는 방식을 사용하는 프로토콜의 성능을 이론적으로 분석하여 기존 프로토콜과 비교하였다. 해석을 위해 비경쟁 미니슬롯 수와 도착한 패킷 수에 따른 상태확률을 정의하고 상태간의 천이확률을 4차원 배열을 이용하여 계산하였다. 그리고, 계산된 상태간 천이확률을 이용하여 처리율을 구하였다. 이와 같은 이론 해석에 따라 채널 수, 사용자 수, 비경쟁 미니슬롯 영역에서 예약 가능한 채널 수 등을 가변시켜가며 시스템의 성능을 예측할 수 있다. 해석한 프로토콜은 제어채널의 비경쟁 미니슬롯 영역을 이용하여 목적지 충돌이 발생한 패킷을 다음 타임슬롯에 예약하므로써 다음 타임슬롯의 목적지 충돌을 줄여 줄 뿐 아니라 제어채널 경쟁 상의 충돌 확률을 함께 감소시키므로써 시스템 성능을 개선할 수 있다. 해석에서 비경쟁 미니슬롯 영역의 최대 미니슬롯 수는 망의 채널 수와 동일한 것으로 하였을때 시스템의 성능이 가장 좋은 특성을 보인다.

그 결과, 해석한 프로토콜이 멀티캐스트 트래픽의 처리율과 시스템 지연 특성을 개선함을 이론적으로 증명하였다.

그리고, 비경쟁 미니슬롯 영역의 채널 수는 망의 채널 수와 동일하도록 최대값을 유지할 때 성능이 최대로 개선됨을 알 수 있었다. 또한, 멀티캐스트 트래픽에서 목적지 충돌이 시스템 성능을 감소시키며 해석한 프로토콜이 그러한 성능 감소를 줄여 줄 수 있음을 보여주었다. 그 이유는 해석한 프로토콜에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 할당된 패킷은 제어채널 경쟁에서 제외되고 목적지 충돌에 의한 경쟁을 하지 않으므로써 목적지 충돌이 줄어들기 때

문이다. 해석 결과 프로토콜은 기존 방식에 비해 좋은 성능을 보여준다. 이것은 해석한 프로토콜이 멀티캐스트 트래픽에서 처리율과 시스템 지연 특성을 개선하는데 유용함을 보여 주는 것이다. 이 결과는 시뮬레이션을 통해 검증하였으며 주어진 트래픽 환경 하에서 시스템의 성능을 예측하고 채널 수 등 네트워크 자원의 용량 설계에 매우 유용한 것으로 기대되어진다.

참고 문헌

[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] 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.

[3] 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.

[4] 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.

[5] 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.

[6] 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.

[7] S. B. Tridandapani and B. Mukherjee, "Multi-cast traffic in multi-hop lightwave networks: Performance analysis and an argument for channel sharing," in *Proc. IEEE INFOCOM*

'96, pp.345-352, 1996.

[8] Masaki Bandai, Shigeki Shikawa and Iwao Sasase, "Performance Analysis of a Multicasting Protocol in WDM-Based Single-Hop Lightwave Networks," in *IEEE Globecom '97*, s16.3, 1997.

정 김 현(Kil-Hyun Jeong)

정회원



1983년 2월 : 한양대학교

전자통신공학과 공학사

1986년 8월 : 이화여자대학교

수학과 이학석사

(전자계산전공)

1994년 3월~현재 : 한양대학교 전자계산학과
박사과정

1990년~현재 : 장안대학 컴퓨터응용계열 부교수

<주관심 분야> 컴퓨터 통신, MAC 프로토콜, 네트워크 성능분석

이 정 규(Jong-Kyu Lee)

정회원

한국통신학회논문지 제24권 제9A호 참조