DBpia

논문 01-26-11C-7 한국통신학회논문지 '01-11 Vol.26 No.11C

멀티캐스트 트래픽 처리를 위한 WDM 프로토콜의 성능분석

정회원 정 길 현*, 이 정 규**

Performance Analysis of the WDM Protocol for the Multicast Traffics

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

요 약

본 논문은 파장분할 다중화(WDM:Wavelength Division Multiplexing) 통신망에서 멀티캐스트 트래픽의 처리 성능을 개선하는 동적 미니슬롯 예약 프로토콜(Dynamic Minislot Reservation Protocol)을 제안하고 그 성능을 이론적으로 해석하였다. 프로토콜을 해석하기 위한 통신망의 구조는 수동성형 결합기를 이용한 스타 형으로 전용 제어 채널용 송,수신기와 데이터 전송용의 고정파장 송신기와 가변파장 수신기를 가진 구조를 사용하였다. 이 프로토콜에서는 현재 타임 슬롯에서 제어 채널에 등록되었으나 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌에 의해서 전송에 실패한 패킷은 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 우선적으로 등록됨으로서 다음 타임 슬롯에서 제어 채널 경쟁과 목적지 충돌 확률을 줄여주게 되고 시스템의 처리율과 시스템 지연시간이 개선된다.

오늘날과 같이 트래픽의 종류가 다양한 경우에는 모든 종류의 트래픽에 대하여 성능 감소를 줄일 수 있는 프로토콜이 필요하다. 그런 면에서 본 논문에서 제안한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 트래픽의 종류와 관계없이 시스템의 처리율과 시스템 지연시간을 개선시키는데 매우 유용함을 보여주었다.

ABSTRACT

In this paper, a dynamic minislot reservation protocol(DMRP) is proposed and analyzed to improve the performance of the multicast traffic processing in wavelength division multiplexing(WDM) networks. For the proposed protocol analysis, the WDM network architecture with a passive star coupler is used. One pair of transceiver is used for a control channel and the other pair of transceiver with one fixed transmitter and one tunable receiver are used for data transmission. In this protocol, the packets which fail to have successful transmission in the present time slot due to data channel and destination collisions, have priority to have successful reservation in the contention-less minislots of the next time slot. Therefore, protocols have improved the throughput and the system delay performance caused by the reduced probabilities of control channel contentions and destination collisions probability.

Today, the efficient protocol that can handle the various types of data traffic is needed. As results, the DMRP is useful to improve the performance of throughput and system delay characteristics regardless of the kinds of traffic.

I. 서 론

1970년대 초 광섬유가 발표된 이래로 광 전송 기술은 놀라운 성장을 이루었다. 초고속 통신망의 기본 기술인 광섬유를 이용한 광 통신망의 기술개발은 국내외적으로 많은 관심을 불러일으켰고, 현재 활발하게 연구되고 있다. 과거 10여 년 간의 광 기술의 발전은 수백 Mb/s 전송에서 1 Gb/s 이상의

* 장안대학 컴퓨터응용계열 (khjeong@mail.jangan.ac.kr)
** 한양대학교 공학대학 전자컴퓨터공학부 (jklee@commlab.hanyang.ac.kr)
논문번호 : 010128-0530, 접수일자 : 2001년 5월 30일

www.dbpia.co.kr

전송 속도를 유지하는 것을 요구하고 있다. 이를 위해 광섬유의 방대한 대역폭을 여러 개의 채널로 다중화하는 기법 중의 하나인 파장분할 다중화(WDM: Wavelength Division Multiplexing) 방식이 활발히 연구되고 있다[1,2].

기존에 제시된 다중 접속 프로토콜들은 대부분 노드의 수와 데이터 채널의 수가 같은 환경 하에서 동작하였으며, 전용 제어 채널을 사용하여 채널 할당 과정에서의 충돌을 방지하고 사전에 전송 관계를 설정한 뒤 데이터를 전송하는 방식으로 slotted ALOHA 프로토콜에 근거하여 제어 채널을 액세스하고 전송할 데이터 채널을 예약한다[3-7]. 이 때 각 채널은 모두 슬롯화되어 동기 되며, 특히 전용 제어 채널은 하나의 타임 슬롯 안에 여러 개의 미니슬롯을 제공하여 여러 노드들이 제어 패킷을 전송할 수 있도록 한다. 그러나, 미니슬롯 액세스 시의 제어 패킷 충돌 현상과 한 슬롯 안에 같은 목적지 주소가 두개 이상 할당되어 일어나는 수신측의 목적지 충돌 현상은 통신망의 성능을 저하시키는 요인이 된다. 그 중에는 채널 수가 노드 수보다 적은 경우만을 고려한 프로토콜들도 있다[6,8]. 따라서 제어 채널의 미니슬롯 충돌 확률을 줄이고 목적지 충돌 발생 시 전송을 처리할 수 있는 효율적인 프로토콜이 필요하다.

본 논문에서 제안한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜(DMRP:Dynamic Minislot Reservation Protocol)은 수동성형 결합기 구조에 적합한 다중 접속 프로토콜로 각 노드가 전용 제어 채널과 데이터 채널을 가진 파장분할 다중화 단일-홉 통신망에 적용된다. 고정파장 송신기와 가변파장 수신기를 가진 FT-TR 구조는 멀티캐스트 트래픽 처리에 매우 유용한 구조이지만 노드의 수가 증가하는데 따른 채널 할당 문제 때문에 멀티캐스트 트래픽 전송에서는 대부분 TT-TR 구조를 선호하고 있다[11-14]. 기존 연구에서 FTFT-FRTR 구조는 일반적으로 노드 수와 데이터 채널 수가 같은 환경에서 주로 연구되었고 채널의 수가 노드의 수보다 적은 경우의 프로토콜에 대한 이론적 해석은 이루어지지 않고 있다. 본 논문에서는 FTFT-FRTR 구조에 통신망의 채널 수가 통신망의 노드 수보다 적은 모델을 가정하고, 제어 채널 분할을 이용한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜을 적용하여 그 성능을 이론적으로 해석하였다.

오늘날과 같이 멀티캐스트 트래픽이 증가하는 환경에서는 하나의 입력 노드에서 목적지를 한 곳으로만 정하는 유니캐스트 트래픽과 여러 곳을 목적지로 갖는 멀티캐스트 트래픽 두 경우에 모두 적용되면서 목적지 충돌로 인한 성능 감소를 개선할 수 있는 프로토콜이 필요하게 되었다[10-14].

본 논문에서는 이와 같은 문제들을 해결하기 위하여 제어 채널의 미니슬롯을 비경쟁 미니슬롯(contention-less minislot) 영역과 경쟁 미니슬롯(contention minislot) 영역으로 분할하고, 하나의 타임 슬롯에서 데이터 패킷들 간의 목적지가 같아서 발생하는 목적지 충돌과 통신망의 데이터 채널 충돌에 의하여 예약되지 못한 패킷은 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 미리 등록되도록 하는 동적 미니슬롯 예약 프로토콜을 제안하였다. 이 때, 비경쟁 미니슬롯 영역의 최대 미니슬롯 수는 통신망의 데이터 채널 수까지 설정될 수 있도록 하였으며, 임의의 타임 슬롯에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 예약된 패킷 수와 도착 패킷 수의 상태 천이(state transition) 확률을 4차원 배열을 이용하여 이론적으로 해석하였다. 해석 결과 제어 채널을 비경쟁 미니슬롯과 경쟁 미니슬롯의 두 영역으로 분할한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 제어 채널에 제어 패킷을 등록할 때 발생하는 제어 채널 경쟁 확률과 데이터 채널을 결정할 때 발생하는 목적지 충돌과 채널 충돌 확률을 감소시킴으로써 트래픽의 종류와 상관없이 처리율과 시스템 지연시간의 성능 향상을 보였고, 이 결과를 시뮬레이션에 의해 검증하였다.

본 논문은 노드 수보다 데이터 채널 수가 적은 환경에서 데이터 채널 용도로 사용할 송신기와 수신기 한 쌍을 고정파장 송신기와 가변파장 수신기를 가진 구조에 적용하여 해석하였고 제안한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 성능이 개선됨을 보였다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서 시스템 모델을 설명하고 3장에서 제안한 프로토콜을 해석하였으며 4장에서 해석 결과를 비교하고 마지막으로 5장에서 결론을 맺는다.

Ⅱ. 시스템 모델

수동성형 결합기를 사용한 파장분할 다중화 통신망의 성능은 제어 채널에 등록된 제어 패킷들에 데이터 채널을 어떤 방식으로 할당할 것인가에 따라서 변화하고 결정된다. 고정파장 송신기와 수신기 한 쌍과 고정파장 송신기와 가변파장 수신기 한 쌍으로 이루어진 FTFT-FRTR 구조는 각 노드의 데이터 전송 채널이 고정되어 있으며 수신기 측에서 데이터 패킷을 보내려는 노드의 채널에 맞추어 조율하고 데이터 패킷을 수신한다. 즉, 통신망의 제어

www.dbpia.co.kr

채널 접근에 사용되는 송신기와 수신기는 고정파장 송신기와 수신기로 이루어진 FT-FR 구조이고 데이터 채널로 사용되는 다른 한 쌍은 고정파장 송신기와 가변파장 수신기로 이루어진 FT-TR 구조이다.

통신망에는 M개의 노드가 있고 수동성형 결합기를 사용하며 통신망의 채널은 $\omega_0, \omega_1, \omega_2, \cdots, \omega_N$의 $N+1$개의 파장으로 분할된다. 이 중에서 ω_0는 전용 제어 채널로서 통신망에서 발생하는 제어 패킷을 처리하기 위한 용도로 사용된다. 또한, 각 노드는 N개의 데이터 채널 접근을 위해 N개 중의 한 채널로 고정된 고정파장 송신기(FT : Fixed Transmitter)와 N개의 채널로 조율할 수 있는 가변파장 수신기(TR : Tunable Receiver)를 갖는다. 즉, 통신망에서 제어 채널을 제외한 채널들은 데이터를 전송하는 데이터 채널로 사용된다. 또한, 각 노드는 제어 채널 접근에 사용할 수 있는 고정파장 송신기와 수신기 그리고, 통신망의 데이터 전송에 이용 될 고정파장 송신기와 가변파장 수신기 구조를 가지며 조율장비의 조율시간은 0으로 가정한다. 시스템 모델에서 M개의 노드가 N개의 데이터 채널을 사용하므로 M/N개의 노드가 같은 데이터 채널을 사용하게 된다.

수정된 SURP(modified Slotted Unbuffered Reservation Protocol)는 멀티캐스트 트래픽을 처리할 수는 있지만 유니캐스트 트래픽에 비해서 증가하는 목적지 충돌에 의한 재전송 증가를 효과적으로 처리할 수 없으며 데이터를 전송할 송신기와 수신기가 모두 조율이 가능한 경우에만 적용되었다[11]. 그러므로, 본 논문에서는 데이터 전송용 송신기의 채널을 고정한 FTFT-FRTR 구조에서 멀티캐스트 트래픽을 처리하면서 목적지 또는 채널 충돌 등에 의해서 전송에 실패하여 재전송에 참여하게 될 패킷들을 다음 타임 슬롯에 미리 예약함으로서 재전송을 줄일 수 있는 동적 미니슬롯 예약 프로토콜을 제안하고 해석한다.

본 논문에서 해석한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 제어 채널의 미니슬롯들이 비경쟁 미니슬롯 영역과 경쟁 미니슬롯 영역으로 분할되고 타임 슬롯 t에서 목적지 충돌이나 데이터 채널 충돌에 의하여 예약되지 못한 패킷은 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된다. 그리고 같은 타임 슬롯에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 있는 패킷과 같은 목적지를 가진 제어 패킷은 전송하지 않음으로서 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷은 목적지 충돌이 발생하지 않는다. 따라서, 비경쟁 미니슬롯 영역의 사용은 제어 채널 경쟁과 목적지 충돌을 줄여주고 이 영향으로 프로토콜의 성능이 개선된다. 앞으로 이 프로토콜을 동적 미니슬롯 예약 프로토콜이라고 부른다. 그림 1은 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 제어 채널 구성을 나타내며 제어 채널 구성을 표현하기 위해 다음의 기호들을 정의한다.

L_c : 제어 채널의 한 타임 슬롯에서 경쟁 영역의 미니슬롯 수

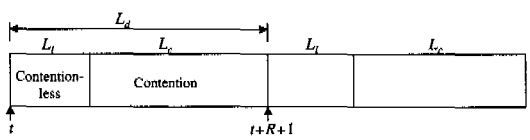
L_d : 제어 채널에서 한 타임 슬롯의 미니슬롯 수

L_l : 제어 채널의 한 타임 슬롯에서 비경쟁 영역의 미니슬롯 수

M : 통신망의 노드 수

N : 통신망의 데이터 채널 수

R : 신호 전파지연 시간



L_d : the number of minislots in a time slot ($L_d = L_l + L_c$)
L_l : the number of contention-less minislots
L_c : the number of contention minislots

그림 1. 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 제어 채널 구성

프로토콜 해석에서 제어 패킷 충돌은 각 노드의 제어 패킷이 제어 채널 내의 미니슬롯에 제어 패킷을 등록하는 제어 채널 경쟁 시 제어 채널 내의 같은 미니슬롯에 등록하려고 할 때 발생한다. 한편, 목적지 충돌은 여러 개의 목적지를 가지는 하나의 패킷이 목적지 중 하나라도 이미 전송이 예약된 다른 패킷의 목적지와 같은 경우 발생한다. 데이터 채널 충돌은 전송하려는 노드가 사용 할 채널을 같은 그룹 내의 다른 노드가 이미 점유했을 때 데이터 채널 충돌이 발생한다.

동적 미니슬롯 예약 프로토콜에서 제어 패킷이 성공적으로 등록되기 위한 과정은 다음과 같다. 첫째, 제어 채널 내의 미니슬롯에 제어 패킷을 기록하는 과정인 제어 패킷 등록 시 제어 패킷 충돌이 발생하지 않아야 한다. 둘째, 타임 슬롯 t에서 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌로 실패한 패킷은 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된다. 이 때, 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 이미 등록된 패킷과 같은 목적지를 가진 패킷은 등록되지 않고 재전송 된다. 셋째, 한 타임 슬롯에서 경쟁 미니슬롯 영역에 제어 패킷 전송 시 그 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 있는 패킷과 같은 목적지를

www.dbpia.co.kr

가진 제어 패킷은 전송하지 않는다. 따라서 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷은 목적지 충돌이 발생하지 않고 전송이 성공하는 것으로 간주된다.

통신망의 모든 노드들은 계속하여 제어 채널을 모니터하고 있으므로 노드에서 발생한 패킷의 전송 예약 상태를 알게되고 패킷이 예약된 송신 측은 다음 타임 슬롯에 고정된 송신 채널로 패킷을 전송하고 수신 측은 수신기를 데이터를 전송하는 송신기의 파장으로 조율하여 도착하는 데이터 패킷을 수신한다. 따라서, 제어 채널을 분할하여 비경쟁 미니슬롯 영역을 사용하는 것은 제어 패킷의 제어 채널 경쟁을 줄이면서 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌로 인한 재전송을 줄이게 된다. 그리고, 이 영향으로 프로토콜의 성능이 개선된다. 특히, 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 한 제어 패킷의 목적지가 여러 개인 멀티캐스트 트래픽의 경우에도 다음 타임 슬롯에서 제어 채널 경쟁과 목적지 충돌 및 데이터 채널 충돌로 인한 재전송을 효과적으로 줄여준다.

지금까지 FTFT-FRTR 통신망에서 패킷이 발생하여 제어 채널에 등록되고 성공적으로 전송될 때까지의 과정을 설명하였고 그림 2는 FTFT-FRTR 구조의 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 순서도이다.

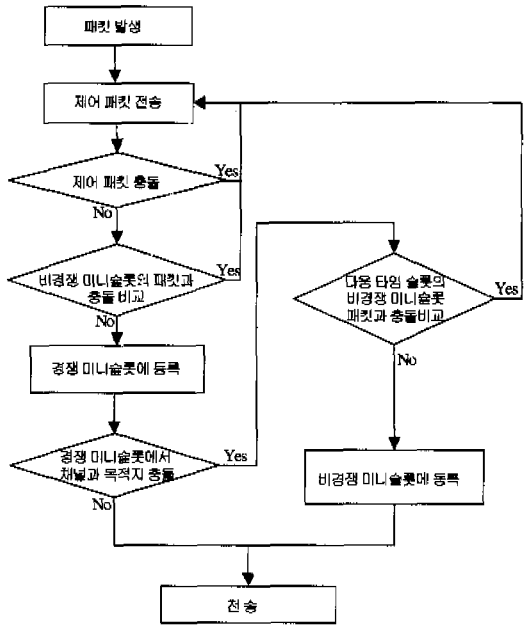


그림 2. FTFT-FRTR 구조의 동적 미니슬롯 예약 프로토콜 순서도

Ⅲ. 성능 분석

이 장에서는 멀티캐스트 트래픽을 처리하기 위해서 제안된 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 성능을 FTFT-FRTR 구조에서 이론적으로 해석한다. 해석을 위해서 아래와 같은 사항들을 가정한다.

(1) 통신망의 모든 패킷은 목적지 수가 m개인 멀티캐스트 패킷이다.

(2) 한 타임 슬롯의 시작점에서 데이터 패킷을 보내지 않은 노드와 그 타임 슬롯에서 전송이 성공한 노드는 다음 타임 슬롯에서 q의 확률로 새로운 데이터 패킷을 발생한다.

(3) 패킷을 전송하는 과정은 제어 채널에 제어 패킷을 등록하는 과정과 제어 채널 등록에 성공한 패킷 중에서 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌이 없는 패킷의 전송을 예약하는 과정으로 구분된다.

(4) 제어 채널에서 비경쟁 미니슬롯 영역의 미니슬롯 수는 최대로 통신망의 데이터 채널 수까지 사용할 수 있다.

(5) 프로토콜에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷은 전송이 성공하는 것을 의미하고, 경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷은 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌이 발생하지 않은 경우에만 전송이 성공하는 것으로 본다.

(6) 제어 패킷 등록 실패 또는 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌 등에 의하여 재전송된 패킷들이 다음 타임 슬롯에서도 실패하여 계속적으로 재전송될 확률은 매우 적다. 따라서 이론적 해석을 위하여 한 타임 슬롯에서 실패한 패킷들은 다음 타임 슬롯에서 성공하는 것으로 가정한다.

한 타임 슬롯에서 제어 채널의 미니슬롯 수 L_d에 등록 경쟁을 하는 j개의 패킷들 중에서 n개가 성공적으로 등록될 확률을 $Q_{L_d}(n \mid j)$로 정의하면 $Q_{L_d}(n \mid j)$는 Jeon에 의해서 구해졌다[9].

$Q_{L_d}(n \mid j)$에 의해서 제어 채널 경쟁에 성공한 패킷들이 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌이 없이 성공할 확률은 다음과 같은 과정으로 구할 수 있다.

$P_n(\beta \mid \alpha)$를 이전 타임 슬롯의 끝에 α개의 패킷들이 남아있을 때, 현 타임 슬롯의 시작에 β개의 새롭게 도착하는 패킷이 있을 확률로 정의하면 $P_n(\beta \mid \alpha)$는 패킷 발생과 관련된 가정에 의해서 식 (1)과 같이 구할 수 있다.

$$P_n(\beta \mid \alpha) = \binom{M-\alpha}{\beta} q^{\beta}(1-q)^{M-\alpha-\beta} \quad \text{for } L_d - N \le \alpha \le L_d,\ 0 \le \beta \le M-\alpha \tag{1}$$

www.dbpia.co.kr

제어 채널 경쟁에 성공한 n개의 패킷들 중에서 v개의 패킷들이 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌이 없을 확률을 $P_a(v \mid n)$으로 정의하고, 동적 미니슬롯 예약 프로토콜에서 천이와 상태 천이를 이해하고 $P_a(v \mid n)$을 구하기 위하여 그림 3의 패킷 예약 과정과 [예제]를 살펴보자.

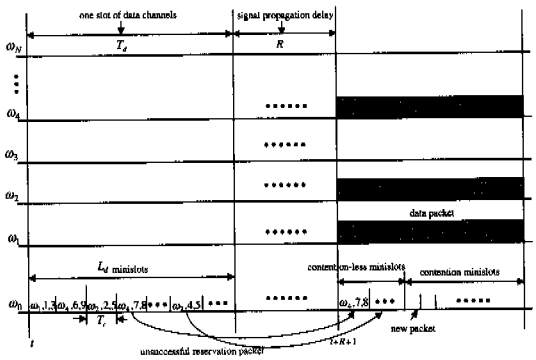


그림 3. FTFT-FRTR 구조의 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 패킷 예약 과정

[예제] 제어 채널에 등록된 패킷의 목적지들이 {ω_1,1,3}{ω_4,6,9}{ω_2,2,5}{ω_4,7,8}{ω_3,4,5}... 라고 가정한다.

① 먼저 첫 번째 패킷의 목적지를 살펴보면 그 타임 슬롯에서 선행된 패킷이 없으므로 패킷 {ω_1,1,3}의 전송은 성공이다. 따라서 상태는 상태 0에서 상태 1로 천이한다.

② 두 번째 패킷 {ω_4,6,9}는 먼저 성공한 패킷과 채널이 다르고, 목적지 주소도 다르므로 전송이 성공하고 상태는 상태 1에서 상태 2로 천이한다.

③ 세 번째 패킷 {ω_2,2,5}에서 채널 ω_2는 앞의 두 패킷과 다르고, 목적지 주소도 같은 것이 없으므로 성공하고 상태는 상태 2에서 상태 3으로 천이한다.

④ 네 번째 패킷 {ω_4,7,8}을 검사하면 같은 타임슬롯에서 이미 성공한 두 번째 패킷 {ω_4,6,9}와 데이터 채널 충돌이 발생하므로 실패하고 상태는 상태 3에 머무른다. 이 패킷은 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된다.

⑤ 마지막으로 다섯 번째 패킷 {ω_3,4,5}를 검사하면 같은 타임 슬롯에서 데이터 채널 사용은 가능하지만 세 번째 성공한 패킷 {ω_2,2,5}와 목적지 충돌이 발생하므로 실패하고 상태는 상태 3에 머무른다.

제어 채널에 등록 경쟁을 하던 패킷 중에서 n개의 패킷이 제어 채널 경쟁에 성공한 경우의 $n+1$개의 상태를 $\{y_0, y_1, \cdots, y_n\}$으로 표현하고 제어 채널 등록에 성공한 패킷 중에서 v개의 패킷이 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌이 없는 상태를 y_v로 나타내고 y_v에서 y_w로의 상태 천이 확률을 r_{vw}로 정의한다. 예제에서 상태 천이는 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌이 없는 경우에만 발생하므로 제어 채널에 등록된 패킷 중에서 v개의 패킷이 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌이 없는 상태에서 다음 패킷인 $v+1$번째 패킷이 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌이 없을 확률을 p_v로 정의하면 p_v를 구하는 과정은 다음과 같다.

제어 채널에 등록된 패킷들 중에서 v개 패킷이 전송 예약에 성공한 상태에서 다음 패킷이 데이터 채널 충돌이 발생할 사건을 표시하는 랜덤 변수(random variable)를 E_v, 목적지 충돌이 발생할 사건을 표시하는 랜덤 변수를 F_v라 하면 E_v와 F_v는 다음 식 (2)와 같이 표현된다.

$$E_v = \begin{cases} 1; v+1\text{번 째 패킷이 데이터채널 충돌이 발생하지 않은경우} \\ 0; v+1\text{번 째 패킷이 데이터채널 충돌이 발생한 경우} \end{cases}$$
$$F_v = \begin{cases} 1; v+1\text{번 째 패킷이 목적지충돌이 발생하지 않은경우} \\ 0; v+1\text{번 째 패킷이 목적지충돌이 발생한 경우} \end{cases} \quad \text{for } v = 0, \cdots, n \tag{2}$$

그러므로 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌이 없을 확률은 다음과 같이 표현된다.

$$P(E_v=1, F_v=1) = P(E_v=1) \cdot P(F_v=1 \mid E_v=1) \tag{3}$$

식 (3)에서 v개 패킷이 성공한 상태에서 다음 패킷이 데이터 채널 충돌이 없을 확률을 $P(E_v=1)$, 데이터 채널 충돌이 없는 상태에서 목적지 충돌이 없을 확률을 $P(F_v=1 \mid E_v=1)$라 하면 식 (2)에서 $v+1$번 째 패킷이 데이터 채널 충돌이 없을 확률 $P(E_v=1)$는 다음과 같이 구해진다. 데이터 채널용으로 고정파장 송신기와 가변파장 수신기를 가진 FTFT-FRTR 구조 특성에 의해서 M개의 노드가 N개의 데이터 채널을 사용할 때 같은 채널을 사용하는 노드 수는 M/N이므로 v개 패킷이 성공했을 때 통신망의 M개 노드 중에서 이미 채널이 점유된 $(M/N) \times v$개 노드를 제외한 노드에서 다음 패킷이 선택되어야 데이터 채널 충돌이 발생하지 않는

www.dbpia.co.kr

다. 따라서 다음 패킷이 데이터 채널 충돌이 없을 확률 $P(E_v=1)$는 식 (4)와 같다.

$$P(E_v=1) = \frac{M-\frac{M}{N}\times v}{M-v} \tag{4}$$

$P(F_v=1 \mid E_v=1)$은 데이터 채널 충돌이 없는 상태에서 목적지 충돌이 없을 확률로 제어 채널에 등록된 패킷 중에서 v개 패킷이 성공했을 때 v개 패킷이 가진 목적지를 제외한 $M-v\times m$개 노드 중에서 m개의 목적지가 선택되어야 $v+1$번 째 패킷이 목적지 충돌이 발생하지 않는다. 따라서 등록된 패킷 중 v개 패킷이 성공했을 때 다음 패킷이 목적지 충돌이 없을 확률은 식 (5)에 의해서 구해진다.

$$P(F_v=1 \mid E_v=1) = \frac{\binom{M-v\times m}{m}}{\binom{M}{m}} \tag{5}$$

위의 식 (3)-(5)에 의해서 제어 채널에 등록된 패킷 중 v개의 패킷이 성공하여 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌이 없을 때 다음 패킷이 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌이 없을 확률 $P(E_v=1, F_v=1)$는 다음 식 (6)과 같이 나타낼 수 있고 식(6)은 p_v와 같다.

$$\begin{aligned} &P(E_v=1, F_v=1) \\ &= P(E_v=1)\cdot P(F_v=1 \mid E_v=1) \\ &= \frac{M-\frac{M}{N}\times v}{M-v} \cdot \frac{\binom{M-v\times m}{m}}{\binom{M}{m}} \\ &= p_v \end{aligned} \tag{6}$$

여기에서 상태 y_v에서 y_{v+1}로 갈 확률은 p_v이고, 상태 y_v에 머무를 확률은 $1-p_v$이고, 1단계 천이 확률은 천이 행렬 $\overline{R}=\{r_{vw}\}$로 구성된다.

x번 천이 후의 상태 확률을 T_{xn}, y_v의 확률을 y_v'라 하면 T_{xn}은 $\{y_0', y_1', \cdots, y_n'\}$로 나타낼 수 있고 천이 행렬 $\overline{R}$과 T_{xn}은 식 (7)과 같이 표현된다.

$$\begin{aligned} \overline{R} &= \{r_{vw}\} \\ &= \begin{bmatrix} 1-p_0 & p_0 & \cdots & 0 \\ 0 & 1-p_1 & \cdots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & \cdots & 1 \end{bmatrix} \\ T_{xn} &= \{y_0', y_1', \ldots, y_n' \mid x\text{번 천이 후}\} \\ &\quad \text{for } 0 \le v, w \le n, \quad 0 \le x, n \le L_d \end{aligned} \tag{7}$$

여기에서, 상태 확률의 초기조건 T_{0n}은 식 (8)과 같다.

$$T_{0n} = [1\ 0\ 0\ \cdots\ 0], \text{ for } 0 \le n \le L_d \tag{8}$$

식 (7)과 식(8)에 의해서 T_{xn}은 식 (9)와 같이 구해진다.

$$\begin{aligned} &T_{xn} \\ &= T_{0n}\overline{R^x} \\ &= [1\ 0\ 0\ \cdots\ 0] \begin{bmatrix} 1-p_0 & p_0 & \cdots & 0 \\ 0 & 1-p_1 & \cdots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & \cdots & 1 \end{bmatrix}^x \\ &\quad \text{for } 0 \le x, n \le L_d \end{aligned} \tag{9}$$

따라서 $T_{xn,v}$를 $T_{xn,v}=\{y_v' \mid x\text{번 천이 후}\}$로 정의하면 제어 채널에 등록된 n개의 패킷 중에서 v개 패킷이 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌이 없을 확률 $P_a(v \mid n)$는 n번 천이 후의 y_v'로 정의할 수 있고 식 (10)으로 나타낼 수 있다.

$$\begin{aligned} &P_a(v \mid n) \\ &= P\left[\begin{array}{l}\text{채널과 목적지충돌이 없는 패킷 수}=v \\ \mid \text{제어채널 경쟁에 성공한 패킷 수}=n\end{array}\right] \\ &= T_{nn,v} \\ &\quad \text{for } 0 \le n \le L_d, \ 0 \le v \le N \end{aligned} \tag{10}$$

그림 1의 타임 슬롯 t에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록되어 있는 패킷의 수가 k개이고 경쟁 미니슬롯 영역에 등록 경쟁을 하는 패킷 수가 u개일 확률을 식 (11)로 정의한다.

$$\begin{aligned} &y(k,u) \\ &= P\left[\begin{array}{l}\text{비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷} \\ \text{수}=k,\ \text{경쟁 미니슬롯 영역에서 등록} \\ \text{경쟁을 하는 패킷 수}=u\end{array}\right] \\ &\quad \text{for } 0 \le k \le N, \quad 0 \le u \le M-k \end{aligned} \tag{11}$$

타임 슬롯 t에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 k개의 패킷이 있을 때, 그 타임 슬롯의 경쟁 미니슬롯 영역에 등록 경쟁을 하는 u개의 패킷 중에서 z개의 패킷이 데이터 전송에 성공할 확률을 $P_s(z \mid k,u)$로 정의하면 $P_s(z \mid k,u)$는 다음 과정에 의해서 구해진다.

$Q_{L_c}(s \mid k,u)$는 제어 채널의 한 타임 슬롯에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 k개의 패킷이 등록되어 있을 때, 비경쟁 미니슬롯 영역을 제외한 L_d-L_l의

www.dbpia.co.kr

경쟁 미니슬롯 영역 L_c에서 등록 경쟁을 하는 u개의 패킷 중 s개의 패킷이 경쟁 미니슬롯 영역에 등록될 확률로 Jeon의 식에 의해서 구해진다. 즉, $L_l=k$, $N_c=u$일 때 $N_r=s$가 될 확률로 다음과 같이 표현된다.

$$Q_{L_c}(s \mid k,u) = P\left[\begin{array}{c}\text{경쟁 미니슬롯 등록에 성공할 패킷}\\ \text{수}=s \mid \text{비경쟁 미니슬롯에 등록된}\\ \text{패킷 수}=k,\ \text{경쟁 미니슬롯에서}\\ \text{등록경쟁을 하는 패킷 수}=u\end{array}\right] \tag{12}$$

$P_a'(z \mid k,s)$는 비경쟁 미니슬롯 영역에 k개의 패킷이 등록되어 있는 상태에서 같은 타임 슬롯의 경쟁 미니슬롯 영역에 패킷을 등록하는데 성공한 s개 중에서 z개 패킷이 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌 없이 전송에 성공할 확률이다. 여기에서, 성공한 z개 패킷의 채널과 목적지들은 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 k개 패킷과도 충돌이 없어야 한다. 이 때, $P_a'(z \mid k,s)$를 구하기 위한 상태 확률의 초기조건을 $U_{0n,k}$로 정의하면 $P_a'(z \mid k,s)$는 식 (13)에 의해서 구해진다.

$$P_a'(z \mid k,s) = P\left[\begin{array}{c}\text{채널과 목적지충돌이 없는 패킷 수}\\ =z \mid \text{비경쟁 미니슬롯 영역에 등록}\\ \text{된 패킷 수}=k,\ \text{경쟁 미니슬롯 영역}\\ \text{등록에 성공한 패킷 수}=s\end{array}\right]$$

$$= P_a(k+z \mid s+k) \mid_{\tau_{0n}=U_{0n,k}} \tag{13}$$

$$\text{for}\quad U_{0n,k}[i]=\begin{cases}0 & \text{for } i\neq k\\ 1 & \text{for } i=k\end{cases}$$

$$0\le z\le N-k,\ 0\le s\le L_d-k,\ i=0,\cdots,s+k$$

위의 식 (13)과 Jeon의 식에 의해서 비경쟁 미니슬롯 영역에 k개의 패킷이 등록되어 있을 때, 그 타임 슬롯의 경쟁 미니슬롯 영역에 등록 경쟁을 하는 u개의 패킷 중에서 z개의 패킷이 데이터 전송 예약에 성공할 확률 $P_s(z \mid k,u)$는 식 (14)로 나타낼 수 있다.

$$P_s(z \mid k,u) = P\left[\begin{array}{c}\text{경쟁 미니슬롯에서 채널과 목적지충돌}\\ \text{이 없이 성공할 패킷 수}=z \mid \text{비경쟁}\\ \text{미니슬롯 영역에 등록된 패킷 수}=k,\\ \text{경쟁 미니슬롯 영역에 등록경쟁을}\\ \text{하는 패킷 수}=u\end{array}\right] \tag{14}$$

$$= \begin{cases}\sum_{s=z}^{u} Q_{L_c}(s \mid k,u)\cdot P_a'(z \mid k,s) & \text{for } z\le N-k\\ 0 & \text{for } z> N-k\end{cases}$$

타임 슬롯 t의 경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 s개의 패킷 중 z개가 데이터 전송 예약에 성공한 상태에서 전송에 실패한 $s-z$개 패킷들 중에서 g개의 패킷이 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록될 확률은 식 (10)에 의해서 다음 식 (15)로 나타낼 수 있다.

$$P_l(g \mid s,z) \equiv P\left[\begin{array}{c}\text{다음 타임슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역}\\ \text{에 등록될 패킷 수}=g \mid \text{타임슬롯 } t\text{의 경}\\ \text{쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷 수}=s,\\ \text{타임슬롯 } t\text{의 경쟁 미니슬롯 영역에서 전}\\ \text{송 예약에 성공한 패킷 수}=z\end{array}\right]$$

$$= P_a(g \mid s-z) \tag{15}$$

$$\text{for}\quad 0\le g\le N$$

타임 슬롯 t의 경쟁 미니슬롯 영역에서 전송 예약에 실패하여 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 g개의 패킷이 등록되고 그 타임 슬롯의 경쟁 미니슬롯 영역에서 h개의 패킷이 등록 경쟁을 할 확률을 $y(g,h)$라고 하고 $y(k,u)$에서 $y(g,h)$로의 천이확률을 $p(k,u:g,h)$로 정의하면 $p(k,u:g,h)$를 원소로 가지는 행렬 P와 $y(k,u)$를 원소로 가지는 행렬 Π는 다음 식 (16)과 식 (17)로 나타낼 수 있다.

$$P=\begin{vmatrix} p(0,0:0,0) & \cdots & p(0,0:0,M) & \cdots & p(0,0:N,0) & \cdots & p(0,0:N,M)\\ p(0,1:0,0) & \cdots & p(0,1:0,M) & \cdots & p(0,1:N,0) & \cdots & p(0,1:N,M)\\ \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots\\ p(0,M:0,0) & \cdots & p(0,M:0,M) & \cdots & p(0,M:N,0) & \cdots & p(0,M:N,M)\\ p(1,0:0,0) & \cdots & p(1,0:0,M) & \cdots & p(1,0:N,0) & \cdots & p(1,0:N,M)\\ \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots\\ p(1,M:0,0) & \cdots & p(1,M:0,M) & \cdots & p(1,M:N,0) & \cdots & p(1,M:N,M)\\ \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots\\ p(N,M:0,0) & \cdots & p(N,M:N,M) & \cdots & p(N,M:N,0) & \cdots & p(N,M:N,M)\end{vmatrix} \tag{16}$$

$$\Pi = [y(0,0)\,y(0,1)\cdots y(0,M)\,y(1,0)\cdots y(1,M) \cdots y(N,0)\,y(N,1)\cdots y(N,M)] \tag{17}$$

타임 슬롯 t의 비경쟁 미니슬롯 영역에 k개의 패킷이 등록되어 있고, 경쟁 미니슬롯 영역에서 등록 경쟁을 하는 u개의 패킷들 중에서 z개의 패킷이 데이터 전송 예약에 성공하고 전송에 실패한 패킷 중에서 g개의 패킷이 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역 등록에 성공했을 때 즉, $u-z-g$개의 패킷이 다음 타임 슬롯의 경쟁 미니슬롯 영역

www.dbpia.co.kr

시작점에 남아있을 때 그 타임 슬롯의 경쟁 미니슬롯 영역에서 h개의 패킷이 등록 경쟁을 할 확률은 식 (1)에 의해서 식 (18)로 정의된다.

$$P(h \mid k,u,z,g) = P\left[\begin{array}{c}\text{다음 타임슬롯의 경쟁 미니슬롯 영역에서 등록경쟁을 할 패킷 수}=h \mid \text{타임슬롯 } t\text{의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷 수}=k,\ \text{타임슬롯 } t\text{의 경쟁 미니슬롯 영역에서 등록경쟁을 하는 패킷 수}=u,\ \text{타임슬롯 } t\text{의 경쟁 미니슬롯 영역에서 채널할당에 성공한 패킷 수}=z,\ \text{다음 타임슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷 수}=g\end{array}\right] = P_n(h-u+z+g \mid u-z-g) \tag{18}$$

지금까지의 전개에 의해서 $y(k,u)$에서 $y(g,h)$로의 천이확률 $p(k,u:g,h)$는 다음과 같은 과정으로 구할 수 있다.

$$p(k,u:g,h) = \sum(\text{타임슬롯 } t\text{의 비경쟁 미니슬롯 영역에 } k\text{개의 패킷이 등록되어 있고 경쟁 미니슬롯 영역에서 등록경쟁을 하는 패킷 수가 } u\text{개인 상태에서 현 타임슬롯에 } z\text{개가 성공하고 다음 타임슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 } g\text{개가 등록될 확률}) \times (\text{타임슬롯 } t\text{에서 실패한 패킷 중 } g\text{개의 패킷이 다음 타임슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록되고, 실패하고 남은 패킷들이 재전송으로 넘어온 상태에서 } h\text{개의 패킷이 경쟁 미니슬롯 영역에서 등록경쟁을 할 확률}) \tag{19}$$

$$= \sum_{z=0}^{\min(N-k,\,u-g)} P(g,z \mid k,u)\cdot P(h \mid g,z,u)$$

$$\text{for}\quad 0\le k\le N,\ 0\le g\le N,\quad 0\le u\le M-k,\ 0\le h\le M-g$$

식 (19)에서 $P(g,z \mid k,u)$는 다음 식 (20)으로 나타낼 수 있고, $P(h \mid g,z,u)$는 식(18)과 같다.

$$P(g,z \mid k,u) = P\left[\begin{array}{c}\text{다음 타임슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록될 패킷 수}=g,\ \text{타임슬롯 } t\text{의 경쟁 미니슬롯 영역에서 채널과 목적지 충돌이 없는 패킷 수}=z \mid \text{타임슬롯 } t\text{의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷 수}=k,\ \text{타임슬롯 } t\text{의 경쟁 미니슬롯 영역에 등록경쟁을 하는 패킷 수}=u\end{array}\right] = \sum_{s=z}^{u} Q_{L_c}(s \mid k,u)\cdot P_{a'}(z \mid s,k)\cdot P_l(g \mid z,s) \tag{20}$$

식 (19)에 의해서 식 (16)의 $p(k,u:g,h)$를 원소로 가지는 행렬 P를 구하면 식 (17)의 $y(k,u)$를 원소로 가지는 행렬 Π는 다음 식 (21)에 의해서 구할 수 있다.

$$\begin{cases}\Pi = \Pi P \\ \sum_{k=0}^{N}\sum_{u=0}^{M} y(k,u) = 1\end{cases} \tag{21}$$

시스템의 처리율 S는 한 타임 슬롯에서 전송에 성공할 수 있는 평균 패킷 수로 정의되고 식 (22)에 의해서 구해진다.

$$S = \sum_{k=0}^{N}\sum_{u=0}^{M-k}\sum_{z=0}^{N-k}(k+z)\cdot P_s(z \mid k,u)\cdot y(k,u) \tag{22}$$

데이터 패킷의 전송시간을 고려한 시스템 지연시간 D는 도착한 데이터 패킷이 제어 패킷에 의해서 성공적으로 전송이 예약될 때까지의 예약 지연시간과 전송이 예약 된 후 전송에 요구되는 서비스 지연시간의 합으로 구할 수 있다. 시스템에서 노드 한 개의 패킷 도착율은 $1/\{D_R+(1/q)-1\}$이고, 시스템에는 M개의 노드가 있으므로 처리율은 $S=M/\{D_R+(1/q)-1\}$가 되고, 타임 슬롯 t에서 전송 실패 시 항상 $t+R+1$에서 재전송이 이루어지는 것을 고려할 때 예약 지연시간은 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$D_R = \left(\frac{M}{S}+\frac{q-1}{q}\right)(R+1) \tag{23}$$

전송 예약이 성공한 패킷은 다음 타임 슬롯에서 즉시 전송된다. 따라서 서비스 지연시간 $D_s=1$이고, 시스템 지연시간 D는 다음 식 (24)로 구해진다.

$$D = \left(\frac{M}{S}+\frac{q-1}{q}\right)(R+1)+1 \tag{24}$$

Ⅳ. 해석 결과 및 고찰

파장분할 다중화 통신망에서 전용 제어 채널로 고정파장 송신기와 수신기, 그리고 데이터 채널용으로 고정파장 송신기와 가변파장 수신기를 사용하는 FTFT-FRTR 구조는 그 특성 상 통신망의 각 노드가 고정된 채널을 사용하여 데이터 패킷을 전송하고, 수신 측에서 송신기와 같은 채널로 수신기를 조율하여 데이터 패킷을 수신한다. 따라서 통신망의 각 노드들은 같은 채널을 사용하는 노드들의 그룹으로 나누어진다. 또한, 전송하는 패킷의 목적지가 다른 경우에도 같은 채널을 사용하는 노드들 간의 데이터 채널 충돌 현상이 발생한다. 이러한, 채널

www.dbpia.co.kr

충돌을 줄이기 위해서 지금까지 연구되어 온 대부분의 FTFT-FRTR 프로토콜들은 통신망의 노드 수와 채널 수가 같은 조건에서 동작하였다. 그러나, 이런 환경은 오늘날과 같이 노드 수가 급속히 증가하는 환경에서 사용 가능한 채널 수의 제한으로 인하여 통신망의 노드 수 확장이 제한되는 문제가 발생한다. 따라서 본 논문에서는 통신망의 채널 수가 노드 수보다 적은 환경에서 멀티캐스트 트래픽을 처리할 수 있는 동적 미니슬롯 예약 프로토콜을 해석하였다. 비교에 사용한 기존 프로토콜은 수정된 SURP를 사용하였다.

그 결과 동적 미니슬롯 예약 프로토콜이 수정된 SURP보다 시스템의 처리율과 지연시간에 있어서 성능 개선을 보여주었다. 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 제어 채널에 등록된 제어 패킷이 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌에 의해서 전송에 실패한 경우 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된다. 그리고, 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷과 같은 데이터 채널이나 목적지를 가진 제어 패킷은 등록되지 않는다. 그러므로 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷은 전송이 성공한 것으로 간주된다. 따라서 재전송에 참여하는 패킷 수가 감소하게 되므로 시스템의 처리율과 지연시간이 수정된 SURP보다 개선된다.

그래프에서 시뮬레이션 결과는 이론적 해석 결과와 거의 같음을 보여주고 있으며, 본 논문에서 제안하고 해석한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 패킷 발생율이 증가하면서 처리율이 기존 프로토콜의 경우보다 개선됨을 보여주고 있다. 특히, 통신망이 저부하일 때보다 고 부하 시에 더 좋은 성능 개선을 보여주고 있다. 그 이유는 통신망에서 발생하는 패킷이 적으면 충돌을 일으킬 확률이 줄어들기 때문이고, 동적 미니슬롯 예약 프로토콜에서 전송 실패한 패킷은 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 예약됨으로서 제어 채널 경쟁이 줄어들고 같은 타임 슬롯에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 있는 패킷과 같은 목적지를 가진 제어 패킷은 전송하지 않음으로서 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷은 목적지 충돌이 발생하지 않는다. 그러므로, 이전 타임 슬롯에서 예약 실패한 패킷을 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록한 결과는 시스템에서의 제어 채널 경쟁과 목적지 충돌을 감소시킴과 동시에 재전송에 참여하는 패킷 수를 줄여준다.

그림 4와 그림 5는 한 패킷의 멀티캐스트 목적지 수 m의 변화에 따른 수정된 SURP와 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 처리율과 시스템 지연시간을 나타낸 것이다. 그림 4와 그림 5의 결과에서 패킷 발생율이 적은 경우 동적 미니슬롯 예약 프로토콜과 수정된 SURP의 성능 차이가 거의 발생하지 않는 이유는 패킷 발생율이 적으면 제어 채널 경쟁이 거의 발생하지 않기 때문이다.

앞에서 살펴본 바와 같이 동적 미니슬롯 예약 프로토콜에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷들은 목적지 충돌과 데이터 채널 충돌에서 제외된다는 이점이 있다. 그리고, 패킷 발생율이 큰 경우 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 성능이 수정된 SURP보다 개선된다. 이것은 해석한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜이 멀티캐스트 트래픽에서 처리율과 시스템 지연시간을 개선 할 수 있음을 보여주는 것이다.

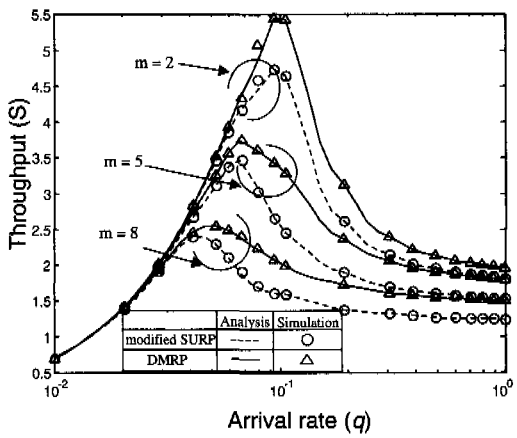


그림 4. FTFT-FRTR 구조의 목적지 수 변화에 따른 처리율 (N=10, M=70, Ld=20, R=2)

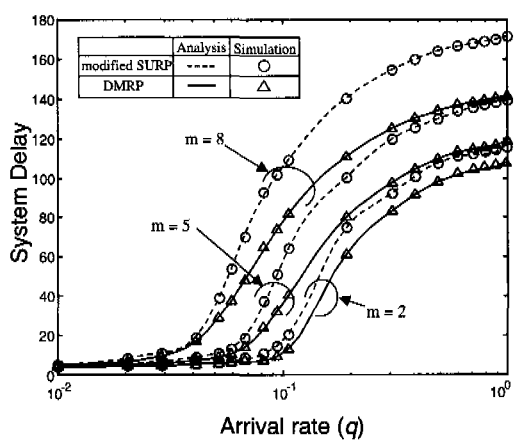


그림 5. FTFT-FRTR 구조의 목적지 수 변화에 따른 시스템 지연시간 (M=70, N=10, Ld=20, R=2)

www.dbpia.co.kr

그리고, 그림 6과 그림 7은 한 패킷의 목적지 수가 1인 경우 즉, 유니캐스트 트래픽의 경우 비경쟁 미니슬롯 영역을 사용하지 않는 기존 프로토콜과 비경쟁 미니슬롯 영역을 이용하는 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 처리율과 시스템 지연시간을 비교한 그래프이다. 그림에서 비경쟁 미니슬롯 영역을 활용한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜을 사용하면 유니캐스트 트래픽의 경우에도 예약에 실패한 패킷이 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 미리 예약됨으로서 제어 채널 경쟁이 줄어들고 그 결과 성능이 개선됨을 알 수 있다. 따라서 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 멀티캐스트 트래픽에서 뿐 만 아니라 유니캐스트 트래픽에서도 매우 유용함을 알 수 있다.

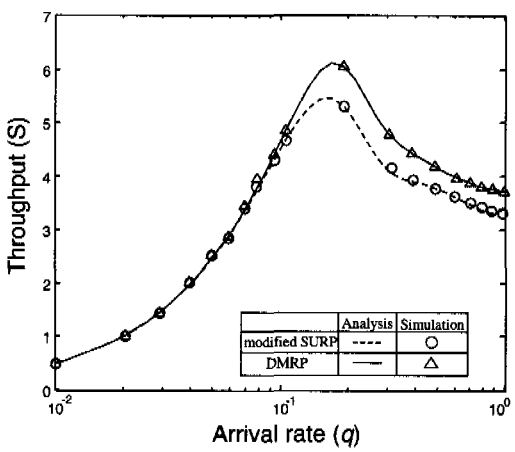


그림 6. 유니캐스트 트래픽에서 FTFT-FRTR 구조의 처리율 (M=50, N=10, Ld=20, R=2)

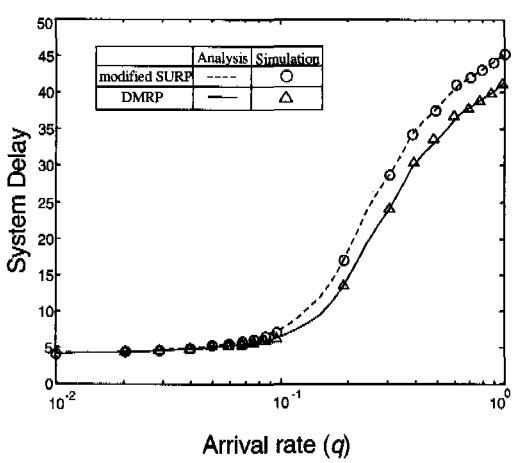


그림 7. 유니캐스트 트래픽에서 FTFT-FRTR 구조의 시스템 지연시간 (M=50, N=10, Ld=20, R=2)

V. 결 론

본 논문에서는 파장분할 다중화 통신망에서 멀티캐스트 트래픽을 효율적으로 처리하면서 시스템의 성능을 향상시키기 위한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜을 제안하였다. 그리고, 동적 미니슬롯 예약 프로토콜을 FTFT-FRTR 구조에 적용하여 이론적으로 해석하였고, 그 결과를 시뮬레이션을 이용하여 검증하였다. 분석 결과, 전용 제어 채널을 분할한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 수정된 SURP에 비해 좋은 성능을 보였다. 따라서, 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 파장분할 다중화 단일-홉 통신망의 스타형 구조에서 송신기와 수신기의 조율 특성과 관계없이 적용할 수 있는 매우 유용한 프로토콜이다.

멀티캐스트 트래픽에서 목적지 수는 유니캐스트 트래픽의 경우보다 많기 때문에 유니캐스트 트래픽에 비해 목적지 충돌 확률이 증가하며 이러한 목적지 충돌은 시스템 성능을 감소시킨다. 동적 미니슬롯 예약 프로토콜에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 할당된 패킷은 제어 채널 경쟁에서 제외되고 데이터 채널 충돌과 목적지 충돌에 의한 재경쟁을 하지 않음으로서 충돌 확률이 줄어들기 때문에 충돌에 의한 성능 감소를 줄여 줄 수 있음을 보여주었다. 그 결과, FTFT-FRTR 구조에서 좋은 성능을 보인 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 주어진 멀티캐스트 트래픽 환경 하에서 시스템의 성능을 예측하고 채널 수 등 네트워크 자원의 최적 용량 설계에 매우 유용하게 이용될 수 있을 것으로 기대되어진다.

파장분할 다중화 통신망에서 시스템의 처리율과 지연시간은 제어 채널 충돌과 목적지 충돌에 많은 영향을 받는다. 그리고 송신기와 수신기의 채널을 어떻게 할당할 것인가의 문제는 매우 중요하다. 오늘날과 같이 트래픽의 종류가 다양한 경우에는 모든 경우의 트래픽에서 성능 감소를 줄여줄 수 있고, 송신기와 수신기의 구조적인 특성에 잘 적용될 수 있는 범용적인 프로토콜이 필요하다. 본 논문에서 해석한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 트래픽의 종류나 통신망의 구조와 관계없이 시스템의 처리율과 지연시간을 향상시키는데 매우 유용함을 보여주었다.

참 고 문 헌

[1] R. Chipalkatti, Z. Zhang and A. S. Acampora,

www.dbpia.co.kr

"High Speed Communication Protocols for Optical Star Coupler Using WDM," *IEEE INFOCOM '92*, 3, pp. 2124-2133, 1992

[2] B. Mukherjee, "WDM based Local Lightwave Networks Part I: Single-Hop Systems," *IEEE Network Mag.*, 6(3), pp. 12-27, May 1992

[3] M. Chen and T. -S. Yum, "A Conflict-Free Protocol for Optical WDMA Networks," *IEEE GLOBECOM '91*, pp.1276-1281, 1991

[4] R. Chipalkatti, Z. Zhang and A. S. Acampora, "Protocols for Optical Star-Coupler Network Using WDM: Performance and Complexity Study," *IEEE JSAC.*, 11(4), pp. 579-589, May 1993

[5] P. A. Humblet, R. Ramaswami and K. N. Sivarajan, "An Efficient Communication Protocol for High-Speed Packet-Switched Multichannel Networks," *IEEE JSAC.*, 11(4), pp. 568-578, May 1993

[6] M. S. Borella and B. Mukherjee, "A Reservation-Based Multicasting Protocol for WDM Local Lightwave Networks," *IEEE ICC '95*, 2, pp. 1277-1281, 1995

[7] 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.*, 9(10), pp. 1411-1422, Oct. 1991.

[8] G. N. Rouskas and M. H. Ammar, "Multi-Destination Communication Over Single-hop Lightwave WDM Networks," *IEEE INFOCOM '94*, pp. 1520-1527, June 1994

[9] H. B. Jeon and C. K. Un, "Contention-based Reservation Protocols in Multiwavelength Optical Networks with a Passive Star Topology," *IEEE Trans. Commun.*, 43(11), pp. 2794-2802, Nov. 1995.

[10] M. Bandai, S. Shiokawa and I. Sasase, "Performance Analysis of a Multicasting Protocol in WDM-Based Single-Hop Lightwave Networks," *IEEE Globecom '97*, s16.3, 1997.

[11] N. -F. Huang, Y. -J. Wu, and C. -S. Wu and C. -C. Chiou, "A Multicast Model for WDM-based Local Lightwave Networks with a Passive Star Topology," *IEEE TENCON '93*, Beijing, pp. 470-473, 1993

[12] 정 길 현, 이 정 규, "파장분할 다중화 통신망에서 제어 채널 분할을 이용한 멀티캐스팅 프로토콜의 성능분석," *한국통신학회 논문지*, 25(5B), pp. 842-849, May 2000

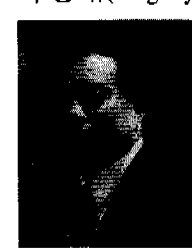
[13] K. H. Jeong and J. K. Lee, "Performance Analysis of the Multicasting Protocol in WDM Networks," *IEEE Milcom 2000*, L.A., U.S.A, Oct. 2000

[14] K. H. Jeong, J. K. Lee and H. K. Oh, "Performance Analysis of a Multicasting Protocol with Contention-less Minislots," Information Processing Letters, *Elsevier Science*, 79(3), pp. 127-133, July 2001

정 길 현(Kil-Hyun Jeong) 정회원

1983년 2월 : 한양대학교 전자통신공학과 공학사
1986년 8월 : 이화여자대학교 수학과 이학석사 (전자계산전공)
2001년 8월 : 한양대학교 컴퓨터공학과 공학박사
1990년~현재 : 장안대학 컴퓨터응용계열 부교수
<주관심분야> 컴퓨터 통신, MAC 프로토콜, 네트워크 성능분석

이 정 규(Jong-Kyu Lee) 정회원



1979년 2월 : 한양대학교 전자공학과 공학사
1986년 : UCLA 전자공학과 공학석사
1989년 : UCLA 전자공학과 공학박사 (컴퓨터네트워크 전공)
1979년~1984년 : 국방과학연구소 연구원
1989년~1990년 : 삼성전자 종합기술연구원 정보통신부문 수석연구원
1990년~현재 : 한양대학교 전자컴퓨터공학부 교수
<주관심분야> 무선데이터통신, 이동통신, Queueing theory 등

www.dbpia.co.kr