단일-홉 파장분할 다중화 통신망에서 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 성능분석

(Performance Analysis of the Dynamic Minislot Reservation Protocol in Single-hop WDM Networks)

정 길 현 † 이 정 규 ††

(Kil Hyun Jeong) (Jong Kyu Lee)

요 약 본 논문에서는 멀티캐스트 트래픽 전송에서 재전송 확률을 줄이기 위하여 제어 채널을 비경쟁 미니슬롯 영역과 경쟁 미니슬롯 영역으로 분할하여 사용하는 동적 미니슬롯 예약 프로토콜(DMRP: Dynamic Minislot Reservation Protocol)을 제안하였다. 통신망의 각 노드는 두 쌍의 송신기와 수신기를 가진다. 그 중 한 쌍은 제어 패킷 등록을 위한 전용 제어 채널로 고정파장 송신기와 수신기로 구성되고, 다른 한 쌍은 데이타 전송을 위한 송신기와 수신기로 구성된다. 데이타 전송에 사용되는 송신기와 수신기는 두 가지 구조로 송신기의 파장이 고정되고 수신기는 송신기의 파장에 맞게 조율이 가능한 고정파장 송신기와 가변파장 수신기를 가진 구조와 송신기의 파장과 수신기의 파장이 모두 조율이 가능한 가변파장 송신기와 수신기를 가진 구조로 되어 있다. 본 논문에서는 이 두 가지 구조의 송신기와 수신기를 사용하는 파장분할 다중화 단일-홉 수동성형 통신망에서의 시스템 성능에 대하여 해석하였다.

그 결과, 제어 채널 분할을 이용한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜이 두 모델 모두에서 성능이 우수함을 보였고 본 논문에서 제안하고 해석한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 트래픽의 종류나 통신망의 구조와 관계없이 시스템의 처리율과 시스템 지연시간을 개선시키는데 매우 유용함을 보여주었다.

키워드 : 단일-홉 파장분할 다중화 통신망, 멀티캐스팅, 동적 미니슬롯 예약프로토콜

Abstract In this paper the Dynamic Minislot Reservation Protocol(DMRP) in which the control channel is divided into contention-less and contention minislots in order to reduce re-transmission probability in multicasting is proposed. In the network, each node has two pairs of transceivers. A transceiver consisting of a fixed transmitter and a fixed receiver is used to control packet registration and the other transceiver is used to transmit data. Two types of transceivers for data transmission are considered : one is FT-TR(Fixed Transmitter-Tunable Receiver) and the other is TT-TR(Tunable Transmitter-Tunable Receiver). In the analysis, FT-TR and TT-TR single-hop passive star networks are compared.

As results, we conclude that the DMRP protocol with dynamically divided control channel has improved the system performance such as throughput and system delay regardless of traffic type or network structure.

Key words : Single-hop WDM, Multicasting, Dynamic minislot reservation protocol

1. 서 론

파장분할 다중화 방식(WDM : Wavelength Division Multiplexing)은 광섬유의 넓은 대역폭을 여러 개의 서로 다른 파장으로 분할하여 사용하는 방식으로, 광 대역폭을 효율적으로 사용할 수 있게 하고 전송 용량을 증가시키며 전기적 병목현상을 피할 수 있는 특성을 갖기 때문에 세계적으로 많은 관심 속에서 연구되고 있다[1, 2, 3, 4].

일반적으로 파장분할 다중화 통신망에서 각 노드는 제어 채널을 위한 용도로 고정파장 송신기와 수신기 한

† 종신회원 : 장안대학 컴퓨터응용계열 교수
khjeong@jangan.ac.kr
†† 종신회원 : 한양대학교 전자컴퓨터공학부 교수
jklee@commlab.hanyang.ac.kr
논문접수 : 2001년 6월 4일
심사완료 : 2002년 4월 16일

쌍을 가진다. 그리고, 데이타 전송을 위한 또 다른 한 쌍의 송신기와 수신기로 구성된다. 파장분할 다중화 통신망의 성능은 제어 채널에 제어 패킷을 등록하고 등록된 제어 패킷들에 데이타 채널을 어떤 방식으로 할당할 것인가에 따라서 결정된다[5, 6, 7]. 그리고, 제어 채널에 제어 패킷을 등록할 때와 등록된 패킷들이 데이타 채널을 할당받을 때 발생하는 충돌에 의해 많은 영향을 받는다. 그리고, 오늘날의 초고속 통신망처럼 한 곳에서 여러 곳으로 데이타 전송을 요구하는 멀티캐스트 트래픽의 경우에는 제어 채널에서의 제어 패킷 처리 뿐만 아니라 한 패킷 당 증가하는 목적지에 의한 목적지 충돌과도 밀접한 관계를 가진다.

본 논문에서는 이와 같은 문제들을 해결하기 위하여 제어 채널의 미니슬롯을 비경쟁 미니슬롯 영역과 경쟁 미니슬롯 영역으로 분할하고, 하나의 타임 슬롯에서 데이타 패킷들 간의 목적지가 같아서 발생하는 목적지 충돌이나 통신망의 데이타 채널 충돌에 의하여 예약되지 못한 패킷은 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 미리 등록되도록 하는 동적 미니슬롯 예약 프로토콜을 제안하였다. 해석 결과 제어 채널을 분할한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 제어 채널에 제어 패킷을 등록할 때 발생하는 제어 채널 경쟁 확률과 전송을 결정할 때 발생하는 목적지 충돌과 데이타 채널 충돌 확률을 감소시킴으로써 트래픽의 종류와 상관없이 처리율과 시스템 지연시간의 성능 향상을 보였고, 이 결과를 시뮬레이션에 의해 검증하였다.

본 논문에서 제안하고 해석한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 경쟁 기반 예약 프로토콜이다. 파장분할 다중화 통신망의 구현에서 시스템의 통신 처리 능력을 개선하기 위해 가장 중요한 것은 송신기와 수신기의 채널을 어떻게 할당할 것인가 하는 문제이다. 지금까지 연구에서는 한 패킷의 목적지가 여러 곳이라는 멀티캐스트 트래픽 특징과 경쟁 기반 예약 프로토콜의 복잡성으로 인하여 FTTT-FRTR 구조에서의 프로토콜들만이 보여졌다[8, 9, 10, 11]. 그러나, 오늘날과 같이 통신망의 노드 증가와 제한된 채널 사용 환경에서는 FTTT-FRTR 구조 외에 FTFT-FRTR 구조에서도 성능 개선을 보일 수 있는 보다 범용성이 있는 프로토콜이 필요하다. 따라서 본 논문에서는 통신망의 노드 수와 채널 수 등의 기본 조건들이 같은 환경에서 데이타 전송용 송신기와 수신기의 구조만을 변경한 FTFT-FRTR 구조와 FTTT-FRTR 구조에 모두 적용되면서 멀티캐스트 트래픽을 효율적으로 처리할 수 있는 동적 미니슬롯 예약 프로토콜을 이론적으로 해석하였고 두 구조 모두에서 시스템의 처리율과 지연시간 성능이 개선됨을 보였다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서 동적 미니슬롯 예약 프로토콜을 적용한 두 시스템 모델을 설명하고 3장에서 두 구조에 적용한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 성능을 이론적으로 해석하며 4장에서 FTFT-FRTR 구조와 FTTT-FRTR 구조의 해석 결과를 비교하고 마지막으로 5장에서 결론을 맺는다.

2. 시스템 모델

시스템 모델은 수동성형 구조에서 각 노드가 다중 접속 방식의 제어 채널과 데이타 채널을 가진 파장분할 다중화 단일-홉 통신망 형태의 FTFT-FRTR, FTTT-FRTR 구조를 사용하였다.

멀티캐스트 트래픽을 처리하기 위해서 이전에 제안된 수정된 SURP(modified Slotted Unbuffered Reservation Protocol)는 한 개의 제어 패킷이 여러 개의 목적지 주소를 가지는 것으로 시간에 따른 예약 과정은 다음과 같고 지금까지 연구에서 기존 프로토콜로 적용되었다[7]. 통신망에서 모든 채널들은 고정된 크기의 데이타 패킷 전송시간, T_d로 슬롯화 되어있고, 이것을 타임 슬롯이라고 부른다. 제어 채널에서 모든 타임 슬롯들은 제어 패킷 전송시간 T_c로 분할되고, 이것을 미니슬롯이라고 부른다. 제어 채널의 한 타임 슬롯은 제어 패킷 전송시간으로 나누어져 L_d개의 미니슬롯으로 구성되고 미니슬롯의 수는 데이타 채널 수 보다 크다. 제어 채널 접근은 slotted ALOHA 프로토콜 방식이 사용되고, 이때 신호 전파 지연시간은 R이라고 표시한다. 따라서 타임 슬롯 t에서 데이타 채널을 예약하려고 시도한 데이타 패킷들은 타임 슬롯 $t+(R+1)$ 또는 그 이후에 전송된다. 만약, 타임 슬롯 t에서 예약이 실패하면 다음 타임 슬롯 $t+(R+1)$에서 제어 패킷이 재전송 된다. 그러나, 수정된 SURP는 멀티캐스트 트래픽을 처리할 수는 있지만 목적지 충돌에 의한 재전송 증가를 효과적으로 처리할 수 없었으며 데이타를 전송할 송신기와 수신기가 모두 조율이 가능한 경우에만 적용되었다. 그러므로, 본 논문에서는 데이타 전송용 송신기의 채널을 고정한 FTFT-FRTR 구조와 지금까지 가장 많이 적용되어 온 FTTT-FRTR 구조 모두에서 멀티캐스트 트래픽을 처리하면서 재전송을 줄일 수 있는 동적 미니슬롯 예약 프로토콜을 제안하고 해석한다.

2.1 FTFT-FRTR 구조

FTFT-FRTR 구조는 전용 제어 채널용의 고정파장 송신기와 수신기 한 쌍과 데이타 전송용의 고정파장 송신기와 가변파장 수신기로 이루어진 구조로 송신기가

고정된 파장으로 전송하고 수신기가 송신기의 채널에 맞추어서 수신할 수 있는 조율 특성을 가지며 일반적인 데이타 채널 구성 방식으로 가장 많이 사용되고 있다. 이 구조는 멀티캐스트 트래픽 처리에 매우 유용한 구조이지만 노드의 수가 증가하는데 따른 채널 할당 문제 때문에 멀티캐스트 트래픽 전송에서는 대부분 FTTT-FRTR 구조를 선호하고 있다. 또한, 기존 연구에서 FTFT-FRTR 구조는 일반적으로 노드 수와 데이타 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 해석한다. 시스템 모델에서 M개의 노드가 N개의 데이타 채널을 사용하므로 M/N개의 노드가 같은 데이타 채널을 사용하게 된다. 따라서, 이 구조는 각 노드의 데이타 전송 채널이 고정되어 있으며 수신기 측에서 데이타 패킷을 보내려는 노드의 채널에 맞추어 조율하고 데이타 패킷을 수신한다. 이 때, 조율장비의 조율 시간은 0으로 가정한다.

통신망에는 M개의 노드가 있고 수동성형 결합기를 사용하며 통신망의 채널은 ω_0, ω_1, ω_2, …, ω_N의 $N+1$개의 파장으로 분할된다. 이 중에서 ω_0는 전용 제어 채널로서 통신망에서 발생하는 제어 패킷을 처리하기 위한 용도로 사용된다. 또한, 각 노드는 N개의 데이타 채널 접근을 위해 N개 중의 한 채널로 고정된 고정파장 송신기와 N개의 채널로 조율할 수 있는 가변파장 수신기를 갖는다. 즉, 통신망에서 제어 채널을 제외한 채널들은 데이타를 전송하는 데이타 채널로 사용된다.

본 논문에서 해석한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 제어 채널의 미니슬롯들이 비경쟁 미니슬롯 영역과 경쟁 미니슬롯 영역으로 분할되고 타임 슬롯 t에서 목적지 충돌이나 데이타 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. 그림 1은 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 제어 채널 구성을 나타내며 제어 채널 구성을 표현하기 위해 다음의 기호들을 정의한다.

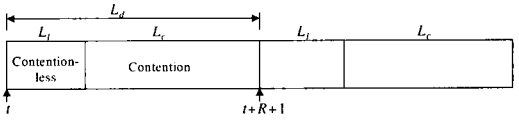
L_c : 제어 채널의 한 타임 슬롯에서 경쟁 영역의 미니슬롯 수

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 데이타 채널 수



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 발생하고, 데이타 채널 충돌은 전송하려는 노드가 사용 할 채널을 같은 데이타 채널을 사용하는 다른 노드가 이미 점유했을 때 발생한다.

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 데이타를 전송하는 송신기의 파장으로 조율하여 도착하는 데이타 패킷을 수신한다. 따라서, 제어 채널을 분할하여 비경쟁 미니슬롯 영역을 사용하는 것은 제어 패킷의 제어 채널 경쟁을 줄이면서 데이타 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 데이타 채널 충돌로 인한 재전송을 효과적으로 줄여준다. 그림 2는 FTFT-FRTR 구조의 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 순서도이다.

2.2 FTTT-FRTR 구조

FTTT FRTR 구조는 전용 제어 채널 용도의 고정파장 송신기와 수신기 한 쌍과 데이타 채널 용도의 가변파장 송신기와 수신기 한 쌍으로 구성되므로 각 노드에

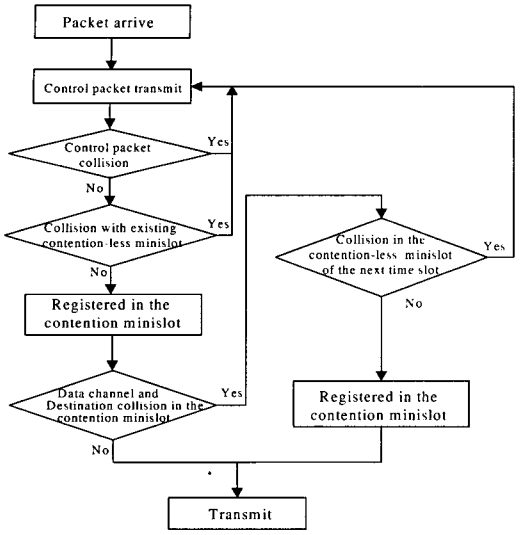


그림 2 FTFT-FRTR 구조의 동적 미니슬롯 예약 프로토콜 순서도

서 데이타를 전송 할 송신기와 수신기가 통신망의 모든 채널로 조율이 가능하다. FTFT-FRTR 구조와 비교했을 때 송신 측에서 사용 가능한 채널을 선택할 수 있다는 장점이 있으며, 통신망의 구조는 전용 제어 채널과 노드 수, 채널 수 등에서 FTFT-FRTR 구조와 같고, 데이타 채널용으로 통신망의 모든 데이타 채널로 조율할 수 있는 가변파장 송신기와 수신기로 구성된다는 것만 FTFT-FRTR 구조와 다르다.

프로토콜 적용에서 FTTT-FRTR 구조가 FTFT-FRTR 구조와 다른 점은 제어 채널에 등록된 패킷의 충돌 검사 시 목적지 충돌만을 검사하고 목적지 충돌이 없는 패킷들에 대하여 데이타 채널을 통신망의 데이타 채널 범위에서 순서대로 할당할 수 있다는 것이다. 그 결과 FTFT-FRTR 구조에서 발생하는 같은 데이타 채널을 사용하는 다른 노드의 전송 예약에 의한 전송 실패는 발생하지 않고 목적지 충돌과 통신망의 채널 수만 고려하면 전송이 가능하다. 즉, 데이타 채널 충돌에 의한 재전송이 FTFT-FRTR 구조보다 감소한다. 제어 채널 구조는 그림 1과 같다.

통신망의 모든 노드들은 제어 채널을 모니터 함으로서 한 타임 슬롯의 끝에서 예약 상태를 알게되고, 예약이 성공하면 다음과 같은 흐름에 의해서 데이타 패킷이 전송된다. 예약된 패킷이 그 타임 슬롯에서 i번째로 예약이 성공한 것이라면 노드는 송신기를 ω_i로 조율하고 다음 타임 슬롯에서 채널 ω_i를 사용하여 데이타 패킷을 전송한다. 수신 측도 제어 채널을 계속 모니터 함으로서 예약 상태를 알게되고 수신기는 데이타를 전송하는 송신기의 채널 ω_i로 조율하여 도착하는 데이타 패킷을 수신한다. 따라서, 제어 채널을 분할하여 비경쟁 미니슬롯 영역을 사용하는 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 제어 채널 경쟁과 목적지 충돌을 줄이게 되고 이 영향으로 프로토콜의 성능이 개선된다.

3. 동적 미니슬롯 예약 프로토콜 성능분석

3.1 FTFT-FRTR 구조의 성능분석

FTFT-FRTR 구조에서 제안된 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 성능을 이론적으로 해석하기 위해서 아래와 같은 사항들을 가정한다.

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

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

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

(4) 한 제어 패킷의 목적지들은 통신망의 노드 수 M개의 목적지들 중 임의의 목적지에 같은 확률로 랜덤하게 할당된다.

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

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

(7) 제어 패킷 등록 실패 또는 데이타 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 구해졌고[7], $Q_{L_d}(n \mid j)$에 의해서 제어 채널

경쟁에 성공한 패킷들이 데이타 채널 충돌과 목적지 충돌이 없이 성공할 확률은 다음과 같은 과정으로 구해진다.

$P_n(\beta \mid \alpha)$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 식 (1)에 의해서 구해진다.

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

제어 채널 경쟁에 성공한 n개의 패킷들 중에서 v개의 패킷들이 데이타 채널 충돌과 목적지 충돌이 없을 확률을 $P_v(v \mid n)$으로 정의하고 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 천이와 상태 천이를 이해하고 $P_a(v \mid n)$을 구하기 위하여 그림 3의 패킷 예약과정과 [예 1]을 살펴보자.

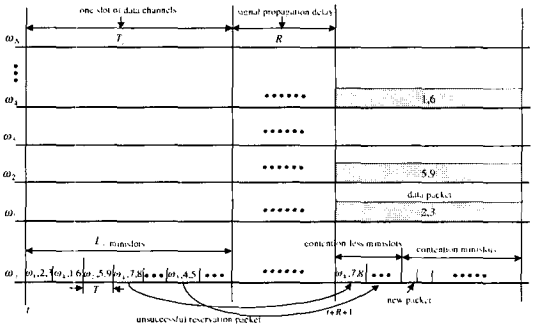


그림 3 FTFT-FRTR 구조에서 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 패킷 예약과정

[예 1] 제어 채널에 등록된 패킷의 목적지들이 {ω_1, 2, 3} {ω_4,1,6} {ω_2,5,9} {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_1,2,3}의 전송은 성공이다. 따라서 상태는 상태 0에서 상태 1로 천이한다.

② 두 번째 패킷 {ω_1,1,6}은 먼저 성공한 패킷과 채널이 다르고, 목적지 주소도 다르므로 전송이 성공하고 상태는 상태 1에서 상태 2로 천이한다.

③ 세 번째 패킷 {ω_2,5,9}에서 채널 ω_2는 앞의 두 패킷과 다르고, 목적지 주소도 같은 것이 없으므로 성공하고 상태는 상태 2 에서 상태 3으로 천이한다.

④ 네 번째 패킷 {ω_4,7,8}을 검사하면 같은 타임 슬롯에서 이미 성공한 두 번째 패킷 {ω_4,1,6}과 데이타 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 데이타 채널 사용은 가능하지만 세 번째 성공한 패킷 {ω_2,5,9}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,…, y_n}으로 표현하고, 제어 채널 등록에 성공한 패킷 중에서 v개의 패킷이 데이타 채널 충돌과 목적지 충돌이 없는 상태를 y_v로 나타내고 y_v에서 y_r로의 상태 천이 확률을 r_{vr}로 정의한다. 그림 3에서 상태 천이는 데이타 채널 충돌과 목적지 충돌이 없는 경우에만 발생하므로 제어 채널에 등록된 패킷 중에서 v개의 패킷이 데이타 채널 충돌과 목적지 충돌이 없는 상태에서 다음 패킷인 $v+1$번째 패킷이 데이타 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 데이타 채널 충돌이 발생할 사건을 표시하는 랜덤 변수를 E_v, 목적지 충돌이 발생할 사건을 표시하는 랜덤 변수를 F_v라 하면 E_v와 F_v는 다음과 같이 표현된다.

$$E_v = \begin{cases} 1 & ; v+1\text{번 째 패킷이 데이타 채널 충돌이 발생하지 않은 경우} \\ 0 & ; v+1\text{번 째 패킷이 데이타 채널 충돌이 발생한 경우} \end{cases}$$

$$F_v = \begin{cases} 1 & ; v+1\text{번 째 패킷이 목적지 충돌이 발생하지 않은 경우} \\ 0 & ; v+1\text{번 째 패킷이 목적지 충돌이 발생한 경우} \end{cases}$$

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

$$P(E_v=1, F_v=1) = P(E_v=1) \cdot P(F_v=1 \mid E_v=1) \quad (2)$$

식 (2)에서 v개 패킷이 성공한 상태에서 다음 패킷이 데이타 채널 충돌이 없는 상태에서 목적지 충돌이 없을 확률을 $P(F_v=1 \mid E_v=1)$라 하면 $v+1$번 째 패킷이 데이타 채널 충돌이 없을 확률 $P(E_v=1)$는 FTFT-FRTR 구조 특성에 의해서 M개의 노드가 N개의 데이타 채널을 사용할 때 같은 채널을 사용하는 노드 수가 M/N이므로 v개 패킷이 성공했을 때 통신망의 M개 노드 중에서 이미 채널이 점유된 $(M/N)\times v$개 노드를 제외한 노드에서 다음 패킷이 선택되어야 데이타 채널 충돌이 발생하지 않는다. 따라서 다음 패킷이 데이타 채널 충돌이 없을 확률 $P(E_v=1)$는 식 (3)과 같다.

$$P(E_v=1) = \frac{M-\frac{M}{N}\times v}{M-v} \quad (3)$$

$P(F_v=1 \mid E_v=1)$은 데이타 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 (4)에 의해서 구해진다.

$$P(F_v=1 \mid E_v=1) = \frac{\binom{M-v\times m}{m}}{\binom{M}{m}} \quad (4)$$

위의 식 (2)-(4)에 의해서 제어 채널에 등록된 패킷 중 v개의 패킷이 성공하여 데이타 채널 충돌과 목적지 충돌이 없을 때 다음 패킷이 데이타 채널 충돌과 목적지 충돌이 없을 확률 $P(E_v=1, F_v=1)$는 다음 식 (5)와 같이 나타낼 수 있다.

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

그러므로 제어 채널 등록에 성공한 패킷들 중에서 v개의 패킷이 데이타 채널 충돌과 목적지 충돌이 없는 상태 y_v에서 다음 패킷이 데이타 채널 충돌과 목적지 충돌이 없을 확률 p_v는 식 (6)에 의해서 구해진다.

$$p_v = \frac{M-\frac{M}{N}\times v}{M-v}\cdot\frac{\binom{M-v\times m}{m}}{\binom{M}{m}} \quad (6)$$

$$where \quad 0\le v\le n, \quad M-v\times m\ge m$$

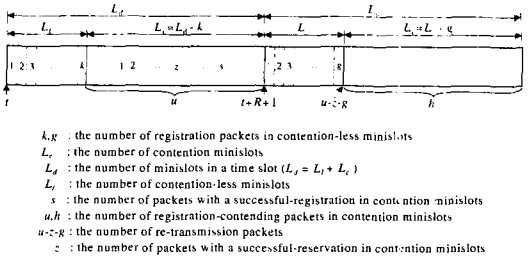
이 때, 상태 y_v에서 y_{v+1}로 갈 확률은 p_v이고, 상태 y_v에 머무를 확률은 $1-p_v$이고 1단계 천이 확률은 천이 행렬 $\overline{R}=\{r_{vu}\}$로 구성된다.

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 나타내고 $T_{xn,v}$를 $T_{xn,v}$ $\{y_v' \mid x$번 천이 후$\}$로 정의하면 제어 채널에 등록된 n개의 패킷 중에서 v개 패킷이 데이타 채널 충돌과 목적지 충돌이 없을 확률 $P_a(v \mid n)$는 n번 천이 후의 y_v'로 정의할 수 있고 식 (7)로 표현된다.

$$P_a(v \mid n) = T_{nn,v} \quad where \quad 0\le n\le L_d, \ 0\le v\le N \quad (7)$$

그림 4는 타임 슬롯 t에서 제어 패킷 등록과 데이타 전송 예약에 실패한 패킷들이 다음 타임 슬롯($t+R+1$)에 등록되는 과정을 나타낸 것이다.

그림 4의 타임 슬롯 t에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록되어 있는 패킷의 수가 k개이고 경쟁 미니슬롯 영역에 등록 경쟁을 하는 패킷 수가 u개일 확률을 $y(k, u)$로 정의한다.



k,R : the number of registration packets in contention-less minislots
L_r : the number of contention minislots
L_d : the number of minislots in a time slot ($L_d = L_f + L_c$)
L_f : the number of contention-less minislots
s : the number of packets with a successful-registration in contention minislots
u,h : the number of registration-contending packets in contention minislots
$u-z-R$: the number of re-transmission packets
z : the number of packets with a successful-reservation in contention minislots

그림 4 타임 슬롯 t와 t+R+1의 제어 패킷 등록 과정

타임 슬롯 t에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 k개의 패킷이 있을 때, 그 타임 슬롯의 경쟁 미니슬롯 영역에 등록 경쟁을 하는 u개의 패킷 중에서 z개의 패킷이 데이타 전송에 성공할 확률을 $P_s(z \mid k, u)$로 정의하면 $P_s(z \mid k, u)$는 다음 과정 (1)-(3)에 의해서 구해진다.

(1) $Q_{L_c}(s \mid k, u)$는 제어 채널의 한 타임 슬롯에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 k개의 패킷이 등록되어 있을 때, 경쟁 미니슬롯 영역 L_c에서 등록 경쟁을 하는 u개의 패킷 중 s개의 패킷이 경쟁 미니슬롯 영역에 등록될 확률로 Jeon에 의해서 구해졌다[7].

(2) $P_a'(z \mid k, s)$는 비경쟁 미니슬롯 영역에 k개의 패킷이 등록되어 있는 상태에서 같은 타임 슬롯의 경쟁 미니슬롯 영역에 패킷을 등록하는데 성공한 s개 중에서 z개 패킷이 데이타 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 (8)에 의해서 구해진다.

$$P_a'(z \mid k, s) = P_a(k+z \mid s+k)\mid_{T_{s+k}=U_{0n,k}}, \quad where \quad U_{0n,k}[i]=\begin{cases}0 & ; \ i\neq k\\ 1 & ; \ i=k\end{cases} \quad (8)$$
$$0\le z\le N-k, \ 0\le s\le L_d-k, \ i=0,\cdots,s+k$$

(3) 위의 식 (8)과 $Q_{L_c}(s \mid k, u)$에 의해서 비경쟁 미니슬롯 영역에 k개의 패킷이 등록되어 있을 때, 그 타임 슬롯의 경쟁 미니슬롯 영역에 등록 경쟁을 하는 u개의 패킷 중에서 z개의 패킷이 데이타 전송 예약에 성공할 확률 $P_s(z \mid k, u)$는 식 (9)로 구해진다.

$$P_s(z \mid k, u) = \begin{cases}\sum_{s=z}^{\infty} Q_{L_c}(s \mid k, u)\cdot P_a'(z \mid k, s) & ; \ z\le N-k\\ 0 & ; \ z>N-k\end{cases} \quad (9)$$

타임 슬롯 t의 경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 s개의 패킷 중 z개가 데이타 전송 예약에 성공한 상태에서 전

송에 실패한 $s-z$개 패킷들 중에서 g개의 패킷이 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록될 확률은 식 (7)에 의해서 다음 식 (10)으로 구해진다.

$$P_l(g \mid s,z) = P_a(g \mid s-z) \quad where\ 0 \le g \le N \quad (10)$$

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 천이 확률을 $p(k, u : g, h)$로 정의하면 $p(k, u : g, h)$를 원소로 가지는 행렬 P와 $y(k, u)$를 원소로 가지는 행렬 Π는 다음 식 (11)과 식 (12)로 표현된다.

$$P = \begin{bmatrix} p(0,0:0,0) & p(0,0:0,1) & \cdots & p(0,0:0,M) & p(0,0:1,0) & \cdots & p(0,0:1,M) & \cdots & p(0,0:N,0) & \cdots & p(0,0:N,M) \\ p(0,1:0,0) & p(0,1:0,1) & \cdots & p(0,1:0,M) & p(0,1:1,0) & \cdots & p(0,1:1,M) & \cdots & p(0,1:N,0) & \cdots & p(0,1:N,M) \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots \\ p(0,M:0,0) & p(0,M:0,1) & \cdots & p(0,M:0,M) & p(0,M:1,0) & \cdots & p(0,M:1,M) & \cdots & p(0,M:N,0) & \cdots & p(0,M:N,M) \\ p(1,0:0,0) & p(1,0:0,1) & \cdots & p(1,0:0,M) & p(1,0:1,0) & \cdots & p(1,0:1,M) & \cdots & p(1,0:N,0) & \cdots & p(1,0:N,M) \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots \\ p(1,M:0,0) & p(1,M:0,1) & \cdots & p(1,M:0,M) & p(1,M:1,0) & \cdots & p(1,M:1,M) & \cdots & p(1,M:N,0) & \cdots & p(1,M:N,M) \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots \\ p(N,M:0,0) & p(N,M:0,1) & \cdots & p(N,M:0,M) & p(N,M:1,0) & \cdots & p(N,M:1,M) & \cdots & p(N,M:N,0) & \cdots & p(N,M:N,M) \end{bmatrix} \quad (11)$$

$$\Pi = [\, y(0,0)y(0,1)\cdots y(0,M)y(1,0)y(1,1)\cdots y(1,M)\cdots y(N,0)y(N,1)\cdots y(N,M)\,] \quad (12)$$

타임 슬롯 t의 비경쟁 미니슬롯 영역에 k개의 패킷이 등록되어 있고, 경쟁 미니슬롯 영역에 등록 경쟁을 하는 u개의 패킷들 중에서 z개의 패킷이 데이타 전송 예약에 성공하고 전송에 실패한 패킷 중에서 g개의 패킷이 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역 등록에 성공했을 때, 그 타임 슬롯의 경쟁 미니슬롯 영역에서 h개의 패킷이 등록 경쟁을 할 확률은 식 (1)에 의해서 $P_n(h-u+z+g \mid u-z-g)$로 구해진다.

지금까지의 전개와 그림 4에 의해서 $y(k, u)$에서 $y(g, h)$로의 천이확률 $p(k, u : g, h)$는 다음 식 (13)과 같이 구해진다.

$p(k,u : g,h)$ = Σ(타임 슬롯 t의 비경쟁 미니슬롯 영역에 k개의 패킷이 등록되어 있고 경쟁 미니슬롯 영역에서 등록경쟁을 하는 패킷 수가 u개인 상태에서 현타임슬롯에 z 개가 성공하고 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 g개가 등록될 확률)×(타임 슬롯 t에서 실패한 패킷 중 g개의 패킷이 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록되고, 실패하고 남은 패킷들이 재전송으로 넘어 온 상태에서 h개의 패킷이 경쟁 미니슬롯 영역에서 등록 경쟁을 할 확률)

$$= \sum_{z=0}^{\min(N-k,\,u,\,g)} \left\{ \sum_{s=z}^{u} Q_{L,}(s \mid k,u) \cdot P_a{}'(z \mid s,k) \cdot P_l(g \mid z,s) \right\} \cdot P_n(h-u+z+g \mid u-z-g)$$
$$where\ 0 \le k \le N, 0 \le g \le N, 0 \le u \le M-k, 0 \le h \le M-g \quad (13)$$

식 (13)에 의해서 식 (11)의 $p(k, u:g, h)$를 원소로 가지는 행렬 P를 구하면 식 (12)의 $y(k, u)$를 원소로 가지는 행렬 Π는 다음 식 (14)에 의해서 구할 수 있다.

$$\begin{cases} \Pi = \Pi P \\ \sum_{k=0}^{N} \sum_{u=0}^{M} y(k,u) = 1 \end{cases} \quad (14)$$

시스템의 처리율 S는 한 타임 슬롯에서 전송에 성공할 수 있는 평균 패킷 수로 정의되고 식 (15)에 의해서 구해진다.

$$S = \sum_{k=0}^{N} \sum_{u=0}^{M-k} \sum_{z=0}^{N-k} (k+z) \cdot P_s(z \mid k,u) \cdot y(k,u) \quad (15)$$

데이타 패킷의 전송시간을 고려한 시스템 지연시간 D는 도착한 데이타 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.

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

전송 예약이 성공한 패킷은 다음 타임 슬롯에서 즉시 전송된다. 따라서 서비스 지연시간 $D_s=1$이고, 시스템 지연시간 D는 다음 식 (17)로 구해진다.

$$D = \left(\frac{M}{S} + \frac{q-1}{q}\right)(R+1)+1 \quad (17)$$

3.2 FTTT-FRTR 구조의 성능 분석

FTTT-FRTR 구조에서 제안된 프로토콜의 해석을 위해서 아래와 같은 사항들을 가정한다.

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

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

(3) 패킷을 전송하는 과정은 크게 제어 채널에 제어 패킷을 등록하는 과정과 목적지 충돌을 검사하고 데이타 채널을 할당받는 채널 할당 과정으로 구분된다.

(4) 한 제어 패킷의 목적지들은 통신망의 노드 수 M개의 목적지들 중 임의의 목적지에 같은 확률로 랜덤하게 할당된다.

(5) 제어 채널에서 비경쟁 미니슬롯 영역의 미니슬롯

수는 최대로 통신망의 데이타 채널 수까지 사용할 수 있다.

(6) 동적 미니슬롯 예약 프로토콜에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷은 데이타 채널 할당이 성공한 것을 의미하고, 경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷은 목적지 충돌이 발생하지 않고 데이타 채널 수를 초과하지 않은 경우에만 채널 할당이 성공하는 것으로 본다.

(7) 제어 패킷 등록 실패 또는 목적지 충돌과 데이타 채널 할당 실패 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.

프로토콜의 성능 분석을 위해서 사용되는 기호들은 FTFT-FRTR 구조에서 정의한 기호들과 동일한 기호들을 사용하며 FTTT-FRTR 구조에서 데이타 채널 할당은 FTFT-FRTR 구조에서 전송 성공을 의미하므로 기호 g, i, p_i, r_{ij}, y_i, z를 다음과 같이 정의한다.

g : 타임 슬롯 t에서 데이타 채널 할당에 실패한 패킷 중 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록된 패킷 수

i : 제어 채널의 한 타임 슬롯에서 목적지 충돌이 없는 패킷 수

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

r_{ij} : y_i에서 y_j로의 상태 천이 확률

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

z : 타임 슬롯 t의 경쟁 미니슬롯 영역에서 데이타 채널 할당에 성공한 패킷 수

한 타임 슬롯에서 제어 채널의 미니슬롯 수 L_d에 등록 경쟁을 하는 j개의 패킷들 중에서 n개의 패킷이 성공적으로 등록될 확률을 $Q_{L_d}(n|j)$에 의해서 제어 채널 등록 경쟁에 성공한 제어 패킷들이 목적지 충돌이 없이 성공할 확률은 다음과 같은 과정으로 구할 수 있다.

$P_n(\beta|\alpha)$는 패킷 발생과 관련된 가정에 의해서 FTFT-FRTR 구조와 동일하게 발생하므로 식 (1)과 같다.

그림 5는 비경쟁 미니슬롯 영역을 이용한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 패킷 예약과 데이타 채널 할당 과정을 나타내고 있다. 제어 채널 경쟁에 성공한 n개의 패킷들 중에서 i개의 패킷들이 목적지 충돌이 없을 확률

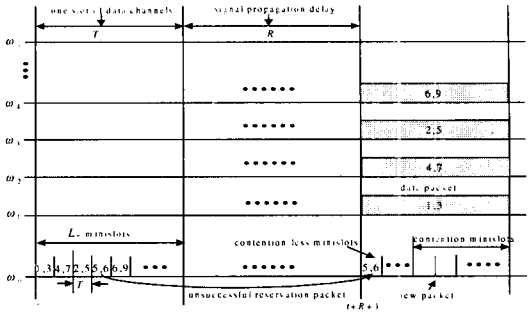


그림 5 FTTT-FRTR 구조에서 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 패킷 예약 과정

을 $P_d(i|n)$으로 정의하고 $P_d(i|n)$을 구하기 위하여 그림 5의 패킷 예약 과정을 [예 2]로 살펴보자.

[예 2] 제어 채널에 등록된 패킷의 목적지들이 {1,3} {4,7} {2,5} {5,6} {6,9} ... 라고 가정한다.

① 먼저 첫 번째 패킷의 목적지를 살펴보면 그 타임 슬롯에서 선행된 패킷이 없으므로 패킷 {1,3}의 전송은 성공이고 데이타 채널 ω_1을 할당받는다. 상태는 상태 0에서 상태 1로 천이한다.

② 두 번째 패킷 {4,7}의 목적지가 앞에서 성공한 패킷의 목적지 주소 {1,3}과 다르므로 성공이고 상태는 상태 1에서 상태 2로 천이하며 데이타 채널 ω_2를 할당받는다.

③ 세 번째 패킷의 목적지 주소 {2,5}도 앞의 두 패킷의 목적지 주소 {1,3} {4,7}과 같은 것이 없으므로 성공하고 상태는 상태 2에서 상태 3으로 천이하고 데이타 채널 ω_3을 할당받는다.

④ 네 번째 패킷의 목적지 주소 {5,6}을 검사하면 세 번째 패킷 {2,5}와 목적지 주소 {5}가 같으므로 네 번째 패킷은 실패하고 상태는 상태 3에 머무른다.

⑤ 마지막으로 다섯 번째 패킷의 목적지 주소 {6,9}를 검사하면 이미 성공한 3개의 패킷들과 다른 목적지를 가진다. 그러므로 다섯 번째 패킷은 성공하고 상태는 상태 3에서 상태 4로 천이하고 데이타 채널 ω_4를 할당받는다.

한 타임 슬롯에서 n개의 패킷이 제어 채널 경쟁에 성공한 경우의 $n+1$개의 상태를 $\{y_0, y_1, \cdots, y_n\}$으로 표현하고 y_i를 제어 채널 등록에 성공한 패킷 중에서 i개의 패킷이 목적지 충돌이 없는 상태, y_i에서 y_j로의 상태 천이 확률을 r_{ij}로 정의한다. 위의 [예 2]에서 살펴 본 바와 같이 상태 천이는 목적지 충돌이 없는 경우에만 발

생하므로 제어 채널에 등록된 패킷 중에서 i개의 패킷이 목적지 충돌이 없는 상태에서 다음 패킷인 $i+1$번째 패킷이 목적지 충돌이 없을 확률을 p_i로 정의하면 상태가 y_i일 때 다음 패킷의 목적지는 $M-i\times m$개 중에서 m개가 선택되어야 목적지 충돌이 발생하지 않는다. 따라서 상태 y_i에서 다음 패킷이 목적지 충돌이 없을 확률 p_i는 식 (18)에 의해서 구해진다.

$$p_i = \frac{\binom{M-i\times m}{m}}{\binom{M}{m}} \quad where \quad 0 \le i \le L_d,\ M-i\times m \ge m \tag{18}$$

여기에서 상태 y_i에서 y_{i+1}로 갈 확률은 조건 확률 p_i이고 상태 y_i에 머무를 확률은 $1-p_i$이다. y_i의 확률을 y_i'으로 표시하고, $T_{xn,i}$를 x번 천이 후 y_i의 확률 y_i'으로 정의하면 제어 채널에 등록된 n개의 패킷들 중에서 i개가 목적지 충돌이 없을 확률 $P_a(i|n)$는 n번 천이 후의 y_i'로 정의할 수 있고 다음 식 (19)로 표현된다.

$$P_a(i \mid n) = T_{mn,i} \ where\ 0 \le n \le L_d,\ 0 \le i \le n \tag{19}$$

타임 슬롯 t에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록되어 있는 패킷의 수가 k개이고 경쟁 미니슬롯 영역에 등록 경쟁을 하는 패킷 수가 u개일 확률은 FTFT FRTR 구조의 $y(k, u)$와 같다.

타임 슬롯 t에서 비경쟁 미니슬롯 영역에 k개의 패킷이 있을 때, 그 타임 슬롯의 경쟁 미니슬롯 영역에 등록 경쟁을 하는 u개의 패킷 중에서 z개의 패킷이 데이타 채널 할당에 성공할 확률을 $P_s(z|k, u)$로 정의하면 성공한 패킷 z개는 FTFT-FRTR 구조에서 데이타 채널 충돌과 목적지 충돌이 없는 패킷, 즉 전송이 성공한 패킷과 같은 패킷이다. 따라서 $P_s(z|k, u)$는 식 (9)에 의해서 구해지고, 타임 슬롯 t의 경쟁 미니슬롯 영역에 등록되었으나 데이타 채널 할당에 실패한 s z개 패킷들 중에서 g개가 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록될 확률은 식 (10)의 $P_t(g|s, z)$에 의해서 구해진다.

$p(k, u:g, h)$를 원소로 가지는 행렬 P와 $y(k, u)$를 원소로 가지는 행렬 Π는 각각 식 (11)와 식 (12)와 같고, $p(k, u:g, h)$는 식 (13)에 의해서 구해진다. 따라서, $y(k, u)$를 원소로 가지는 행렬 Π는 식 (14)에 의해서 구해진다.

시스템의 처리율 S는 한 타임 슬롯에서 데이타 채널을 할당받을 수 있는 평균 패킷 수로 정의되고 식 (20)에 의해서 구해진다.

$$S = \sum_{k=0}^{N}\sum_{u=0}^{M-k}\sum_{z=0}^{k}(k+z)\cdot P_s(z \mid k, u)\cdot y(k, u) \tag{20}$$

데이타 패킷의 전송시간을 고려한 시스템 지연시간 D는 도착한 데이타 패킷이 제어 패킷에 의해서 성공적으로 채널을 할당받을 때까지의 예약 지연시간과 채널을 할당받은 후 전송에 요구되는 서비스 지연시간의 합으로 다음 식 (21)에 의해서 구해진다.

$$D = (\frac{M}{S} + \frac{q-1}{q})(R+1)+1 \tag{21}$$

4. 분석 결과 비교

본 장에서는 해석한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 두 종류 시스템 모델인 FTFT FRTR 구조와 FTTT-FRTR 구조의 해석 결과와 시뮬레이션 결과를 비교한다.

두 시스템 모델에서 고정파장 송신기와 가변파장 수신기를 가진 FTFT FRTR 구조는 고정파장 송신기를 사용함으로서 통신망의 노드들이 같은 데이타 채널을 사용하는 노드들 사이에 목적지 충돌이 발생하지 않았어도 다른 노드가 먼저 전송이 예약되면 전송 실패가 발생한다. 이와는 다르게 가변파장 송신기와 수신기를 가진 FTTT FRTR 구조는 송신기도 통신망 내의 모든 채널로 조율이 가능하기 때문에 목적지 충돌만 발생하지 않으면 통신망의 채널 수 범위 내에서 전송이 가능하므로 통신망의 채널 사용율이 FTFT FRTR 구조보다 향상된다.

이론적 해석에서 고정파장 송신기와 가변파장 송신기에 의한 차이는 제어 채널에 등록된 제어 패킷을 처리할 때 발생한다. 고정파장 송신기를 사용하는 FTFT-FRTR 구조에서 등록된 제어 패킷은 먼저 데이타 채널 충돌을 검사하여 채널 충돌이 없는 패킷 중에서 목적지 충돌이 발생하지 않은 패킷을 찾는다. 그러므로 제어 채널에 등록된 패킷은 채널 충돌과 목적지 충돌이 발생하지 않아야만 전송에 성공할 수 있다. 이 때, 같은 채널을 사용하는 노드들 중에서 한 노드만이 전송에 성공할 수 있기 때문에 목적지 충돌이 발생하지 않았어도 같은 채널을 사용하는 다른 노드가 성공하면 전송 실패가 발생한다. 그러나, 가변파장 송신기를 사용하는 FTTT-FRTR 구조는 제어 채널에 등록된 제어 패킷의 목적지 충돌만을 검사한다. 그리고, 목적지 충돌이 발생하지 않은 패킷들을 순서에 따라 데이타 채널을 할당하다가 통신망의 채널 수를 초과한 경우 다음 타임 슬롯의 비경쟁 미니슬롯 영역에 등록되거나 재전송으로 넘어간다. 그러므로 가변파장 송신기와 수신기를 사용하는 FTTT-FRTR 구조의 성능이 고정파장 송신기와 가변파장 수신기를 사용하는 FTFT-FRTR 구조보다 우수하다.

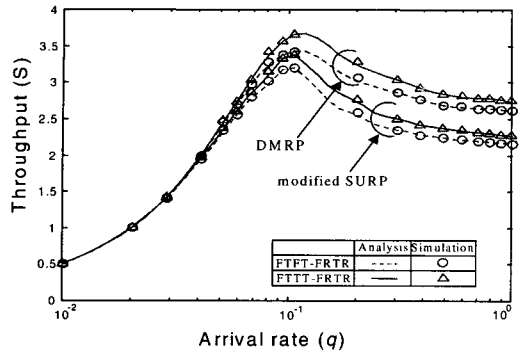


그림 6 FTFT-FRTR과 FTTT-FRTR 구조의 처리율 비교(M=50, N=10, m=5, L_d=20, R=2)

그림 6은 수동성형 결합기를 가진 파장분할 다중화 통신망의 FTFT-FRTR 구조와 FTTT-FRTR 구조에 수정된 SURP와 동적 미니슬롯 예약 프로토콜을 적용한 처리율 결과를 나타낸 것이다. 그림 7은 FTFT-FRTR 구조와 FTTT-FRTR 구조의 시스템 지연시간 결과를 나타낸 것이다.

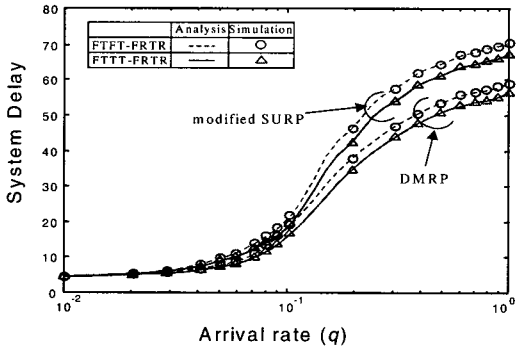


그림 7 FTFT-FRTR과 FTTT-FRTR 구조의 시스템 지연시간 비교(M=50, N=10, m=5, L_d=20, R=2)

그래프의 결과를 보면 가변파장 송신기와 수신기를 사용한 FTTT-FRTR 구조의 처리율 성능이 고정파장 송신기와 가변파장 수신기를 사용한 FTFT-FRTR 구조의 성능보다 우수함을 알 수 있다. 그리고 본 논문에서 해석한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 경우 FTFT-FRTR 구조가 수정된 SURP를 사용한 FTTT-FRTR 구조보다 좋은 성능을 보였다. 이 결과는 파장분할 다중화 통신망에서 가장 유용한 구조로 사용하는 FTFT-FRTR 구조에 본 논문에서 제안한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜을 사용하면 기존의 수정된 SURP를 적용한 FTTT-FRTR 구조보다 더 우수한 성능을 얻을 수 있음을 보여주는 것이다. 따라서 본 논문에서 해석한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜의 해석 결과는 파장분할 다중화 통신망에서 고정파장 송신기와 가변파장 수신기로 이루어진 FTFT-FRTR 구조가 가장 유용한 구조임에도 통신망의 한정된 채널 수 내에서 증가하는 노드 문제를 해결하기 위하여 송신기와 수신기를 가변파장 송신기와 수신기로 이루어진 FTTT-FRTR 구조로 변경해야 하는 문제점을 해결해 준다.

5. 결 론

본 논문에서는 파장분할 다중화 통신망에서 멀티캐스트 트래픽을 효율적으로 처리하면서 시스템의 성능을 향상시키기 위한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜을 제안하고, FTFT-FRTR 구조와 FTTT-FRTR 구조에 적용하여 이론적으로 해석하였고, 그 결과를 시뮬레이션을 이용하여 검증하였다. 분석 결과, 제어 채널을 분할한 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 두 구조 모두에서 수정된 SURP에 비해 좋은 성능을 보였고, 두 구조의 성능 비교에서는 FTTT-FRTR 구조가 FTFT-FRTR 구조보다 우수하였다. 특히, 동적 미니슬롯 예약 프로토콜을 적용한 FTFT-FRTR 구조는 수정된 SURP의 FTTT-FRTR 구조보다 좋은 결과를 보여주었다. 따라서, 동적 미니슬롯 예약 프로토콜은 파장분할 다중화 단일-홉 통신망의 스타 형 구조에서 송신기와 수신기의 조율 특성과 관계없이 적용할 수 있는 매우 유용한 프로토콜이다.

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

[2] E. Modiano, "WDM-based packet networks," IEEE Commun. Mag., vol. 37, no. 3, pp. 130-135. Mar. 1999.

[3] B. Mukherjee, "WDM based Local Lightwave Networks Part I: Single-Hop Systems," IEEE Network Mag., vol. 6, no. 3, pp. 12-27, May 1992.
[4] N. Mehravari, "Performance and protocol improvements for very high-speed optical fiber local area networks using a passive star topology," J. Lightwave Technol., vol. 8, no. 4, pp. 520-530, Apr. 1990.
[5] 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.
[6] H. B. Jeon, "Contention Based Reservation protocols in Multiwavelength optical networks with a Passive star topology," IEEE ICC '92, pp. 1473-1477, 1992.
[7] H. B. Jeon and C. K. Un, "Contention-based Rreservation Protocols in Multiwavelength Optical Networks with a Passive Star Topology," IEEE Trans. Commun., vol. 43, no. 11, pp. 2794-2802, Nov. 1995.
[8] 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.
[9] K. H. Jeong and J. K. Lee, "Performance Analysis of the Multicasting Protocol in WDM Networks," IEEE Milcom 2000, Oct. 2000.
[10] 정길현, 이정규, "비경쟁 미니슬롯을 가진 WDM 프로토콜의 성능 분석," 한국정보과학회 논문지 vol. 27, no. 4, pp. 389-395, Dec. 2000.
[11] 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, vol. 79, no. 3, pp. 127-133, Jul. 2001.

정 길 현

1983년 2월 한양대학교 전자통신공학과 학사. 1986년 8월 이화여자대학교 수학과 석사(전자계산전공). 2001년 8월 한양대학교 컴퓨터공학과 박사. 1990년 3월 ~ 현재 장안대학 컴퓨터응용계열 부교수. 관심분야는 컴퓨터 통신, MAC 프로토콜, 네트워크 성능분석, Queueing theory 등

이 정 규

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 교수. 관심분야는 무선 데이타 통신, 이동통신, 위성통신 Queueing theory 등