

WDM passive star coupler 망에서 예약 방식에 기반한 임의 접근 프로토콜에 관한 연구

正會員 白 善 旭*, 崔 陽 熙**, 金 宗 相**

A study on random access protocol based on reservation access for WDM passive star coupler network

Seonuck Paek*, Yanghee Choi**, Chongsang Kim** *Regular Members*

요 약

최근에 WDM(Wavelength Division Multiplexing) 기술의 발전에 따라 근거리 다중 채널 통신망에 관한 연구가 활발히 진행되고 있다. 이러한 근거리 다중 채널 통신망에서 이상적인 매체 접근 알고리즘은 저부하에서는 지연 시간이 작고, 고부하에서는 높은 처리율을 보이는 것이다. 본 논문에서는 WDM passive star coupler 망에서 예약 방법을 기본으로 하되, 저부하에서는 임의 접근 방법의 특성을 보이는 새로운 매체 접근 프로토콜을 제안한다. 제안된 기법에서 각 노드는 저부하에서는 S-ALOHA 같은 임의 접근 방법으로 접근하므로 지연 시간이 작다. 또한, 각 노드는 고부하에서는 예약 방식으로 접근하므로 높은 처리율을 얻을 수 있다. 제안된 프로토콜과 S-ALOHA 및 예약 방식 프로토콜의 성능을 비교하기 위한 해석적 모델을 개발하였다. 제안된 프로토콜에서 채널의 수와 노드의 수 및 각 노드가 갖고 있는 송-수신 장치의 수가 성능에 미치는 영향을 분석하였다.

주요어: 다중 채널, WDM, passive star coupler, 예약 접근, 임의 접근

Abstract

Recently, there are many researches on local area multichannel network as WDM technology develops. An ideal media access protocol in a multichannel network is one that shows short access delay under low load and high throughput under heavy load. This paper propose a new media access protocol for WDM passive star coupler network. The proposed one is a random access protocol based on reservation. Access delay is short under low load by using random access method, and high throughput is achieved under heavy load by using reservation access. Analytic

*상명대학교 전자계산학과

Dept. of Computer Science, Sangmyung Univ.

**서울대학교 컴퓨터공학과

Dept. of Computer Eng., Seoul National Univ.

論文番號: 9454-0222

接受日字: 1994年 2月 22日

model for the performance analysis of the proposed protocol is developed and performance of the proposed protocol is compared with the previous ones. The effect on the performance of the number of the nodes and channels, and the number of transceivers in each node are analyzed.

Keyword: multichannel, WDM, passive star coupler, random access, reservation access

1. 서 론

최근에 광통신 분야에서 WDM 기술의 발달로 하나의 광섬유에 수십 내지 수천 개의 파장으로 다중화가 가능하게 되었다[1][2]. 이러한 WDM 기술의 막대한 대역폭을 LAN/MAN 분야에 응용하려는 연구가 최근에 활발히 이루어지고 있다[2][3]. WDM 통신망은 기존의 버스, 링, 성형 구조 등 다양한 토폴로지로 구성할 수 있지만, 현재 가장 주목받고 있는 토폴로지는 중앙에 성형 결합기(star coupler)를 두고 각 노드는 한 쌍의 광섬유를 통해 연결된 성형 구조이다(그림 1 참조). 한 쌍의 광섬유 중 하나는 노드로부터 중앙의 결합기로의 전송을 위해 사용되며 다른 하나는 반대 방향의 전송을 위해 사용된다. 중앙의 결합기는 각 노드로부터 자신에게 전송되는 모든 파장의 신호를 결합하여 노드로 방송한다. 각 노드는 자신에게 방송되는 파장들 중에서 원하는 파장의 신호만을 선택하여 수신할 수 있다. 그림 1은 논리적으로는 전송 채널이 여러 개 있는 다중 채널 통신망이다. 그림 1의 성형 토폴로지는 중앙의 성형 결합기에서의 에너지 손실이 적고 한 노드의 고장이 다른 노드에 미치는 영향이 적어 이러한 구조에서의 접근 프로토콜에 대해 연구가 집중되고 있다[2][6][7].

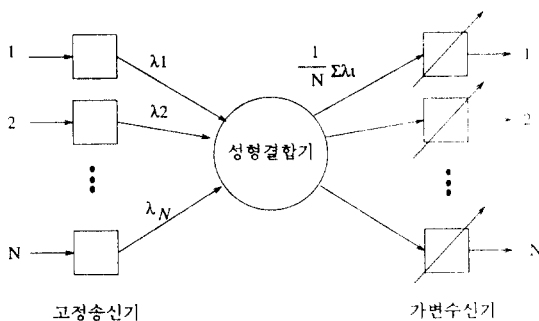


그림 1. 성형 토폴로지
Fig 1. Star topology

이러한 성형 토폴로지에서의 접근 프로토콜에 관한 연구는 최초의 송신 노드에서 최종 목적지 노드까지 몇 휴만에 도달 할 수 있는냐에 따라 다중 휴과 단일 휴 프로토콜로 분류할 수 있다[2][3]. ShuffleNet이나 de Bruijn 그래프 등의 다중 휴 통신망은 고속으로 동작 가능한 송수신 쌍 소자 없이도 구현 할 수 있다는 장점이 있으나 채널의 대역폭을 충분히 활용하지 못한다[4][5]. 반면에 단일 휴 통신망은 고속으로 동작하는 광소자를 필요로 하나 대역폭을 다중 휴 통신망보다는 더 잘 활용한다. 본 논문에서 제안된 프로토콜은 단일 휴 통신망 프로토콜에 속한다.

다중 채널 단일 휴 통신망은 크게 예약 방식에 의한 것과 경쟁 방식에 의한 것으로 분류할 수 있는데, 주로 기존의 단일 채널 환경에서 사용되던 프로토콜들을 다중 채널 환경으로 확장한 것들이다[2]. 예약 방식의 프로토콜들은 보통 데이터 채널 외에 별도의 제어 채널을 두고 이 제어 채널을 통해 데이터 채널을 예약한 후 데이터를 전송하는 방식이다. 이러한 예약 방식의 프로토콜에서 데이터를 전송하기 위해서는 최소한 왕복 지연 시간만큼의 접근 지연 시간이 요구된다. 반면 경쟁 방식의 프로토콜들은 단일 채널에서 사용되던 S-ALOHA 프로토콜을 다중 채널로 확장한 것이라 볼 수 있는데, 각 노드가 원하는 채널의 타임 슬롯에 S-ALOHA 방식으로 전송하고 실패하면 임의의 시간 후에 다시 시도하는 방식이다. 이러한 경쟁 방식의 프로토콜들은 단일 채널 통신망에서와 마찬가지로 저부하에서는 접근 지연 시간이 빠른 장점이 있으나 부하가 커질 수록 충돌이 많이 발생하여 처리율이 저하된다. 반면 예약 방식의 프로토콜에서는 데이터 채널에서의 충돌을 피할 수 있어 고부하에서도 높은 처리율을 보여준다. 이상의 관찰로부터 이상적인 프로토콜의 특징은 저부하에서는 경쟁 방식으로 고부하에서는 예약 방식으로 동작하는 것임을 알 수 있다.

본 논문에서는 WDM 성형 결합기 망 구조에서 예약 방식을 기본으로 하되 부하가 낮을 때는 경쟁 방

식의 접근도 가능하게 하는 새로운 프로토콜을 제안한다. 제안된 프로토콜에서 저부하에서의 지연 시간 특성은 S-ALOHA 프로토콜과 유사하며 고부하에서의 처리율은 예약 방식의 특성을 보인다. 본 논문의 구성은 다음과 같다. 먼저, II 장에서는 WDM 성형 결합기 구조에서 현재까지 연구된 예약 방식의 프로토콜과 경쟁 방식의 프로토콜 등의 관련 연구에 대해 검토한다. III 장에서는 본 논문에서 제안된 통신망과 채널의 구조에 대해서 그리고 IV 장에서는 제안된 프로토콜에 대해 기술한다. V 장에서는 제안된 프로토콜의 성능 평가를 위한 해석 모델을 제시하고, VI 장에서는 제안된 프로토콜과 기존의 프로토콜과의 성능 비교 결과를 기술한다.

II. 관련 연구

1. 예약 방식 프로토콜

예약 방식의 프로토콜은 별도의 제어 채널을 통해 미리 예약을 한 후에 할당된 채널의 타임슬롯에 데이터를 전송하는 방식이다. 따라서 적어도 한번의 왕복 지연 시간 후에 데이터를 전송할 수 있게 된다.

[6]에서는 처리율을 근사적으로 최적화한 프로토콜을 제안하였다. [6]에서 각 노드는 데이터 패킷의 송수신을 위해 고정 송신 장치와 가변 수신 장치를 갖는다. 또한, 각 노드는 예약을 위한 제어 정보의 교환을 위해 하나의 채널을 제어 채널로 공유하며, 이 공유 채널을 사용하기 위해 별도의 고정 송신 장치와 고정 수신 장치를 갖는다. 노드의 수가 N 이라면, 각 노드에게 고정 할당된 데이터 채널이 하나씩 N 개가 필요하고, 별도의 제어 채널이 추가로 더 필요하여 모두 $N+1$ 개의 채널이 필요하다. 또한, 제어 채널에서의 충돌을 막기 위해 제어 채널의 타임슬롯은 TDM 방식으로 N 개의 미니슬롯으로 구성된다. 전송을 원하는 노드는 제어 채널에서 자신에게 고정 할당된 미니슬롯에 패킷의 목적지 주소를 적어서 전송하며, 이 정보는 왕복 지연 시간 후에 모든 노드에게 알려진다.

각 노드는 제어 채널을 통해 수신되는 정보를 기록하여 $N \times N$ 의 트래픽 행렬 B 를 유지하고 이 행렬로부터 노드와 수신 노드를 결정한다. B 의 한 원소 b_{ij} 는 노드 i 가 노드 j 로 전송되어야 할 패킷의 수를 나타내는데, 제어 채널에서 노드 i 로부터 j 로 전송되어

야 할 패킷이 있다는 정보가 수신되면 b_{ij} 를 하나 증가시키며, i 로부터 j 로의 전송이 스케줄되면 하나 감소시킨다. 스케줄링 알고리즘으로는 MRS(Maximum Remaining Sum)를 제안하고 있다. 스케줄링은 모든 노드에서 같은 트래픽 행렬 B 로부터 같은 MRS 알고리즘을 사용하여 이루어지므로 B 의 상태는 각 노드에서 동일하게 관리된다. 이 프로토콜은 높은 처리율을 기대할 수 있으나, 노드 수만큼의 채널과 노드 수만큼의 미니슬롯이 필요하여 망의 확장성에 제약이 있다. 또한 트래픽 행렬의 유지 및 신규 노드의 진입과 기존 노드의 탈퇴 등의 문제와 MRS 스케줄링 알고리즘의 복잡도가 큰 문제점이 있다.

[7]에서는 스케줄링 알고리즘으로서 DAS(Dynamic Allocation Scheme)를 제안하였다. 이 프로토콜에서도 노드의 구성 및 채널 구성과 제어 채널의 구성은 [6]과 동일하며, 트래픽행렬 B 를 유지하는 것도 같다. 그러나, 이 프로토콜에서는 스케줄링을 위해 같은 모수(seed)로부터 같은 시각에 동작을 개시한 임의수 발생기(Random number generator)를 유지한다. 트래픽행렬의 원소 중에서 어느 원소를 스케줄할 것인가를 결정하기 위해 각 노드는 1에서 N 사이의 숫자 중 하나를 임의수 발생기로부터 얻어 행 i 를 먼저 결정한다. 그 다음에 행 i 의 0이 아닌 원소 중에서 하나를 임의수 발생기를 이용하여 열 j 를 결정함으로써 다음번에 전송할 원소 (i, j) 를 결정한다. 이렇게 하나의 원소를 결정한 다음에는 i 행과 j 열을 제외한 $(N-1) \times (N-1)$ 행렬에 대해 같은 과정을 반복한다. 즉, 임의수 발생기를 두 번 동작시킬 때마다 하나의 원소가 스케줄된다. 이 프로토콜에서도 각 노드는 임의수 발생기를 같은 모수로부터 동시에 동작을 시작하도록 하고, 동일한 방법으로 동작시킴으로써 B 의 상태를 각 노드는 일관되게 유지한다. 이 프로토콜을 구현하기 위해서는 [6]의 프로토콜과 마찬가지로 N 개의 데이터 채널과 N 개의 미니슬롯이 필요하다. 또한 트래픽 행렬의 유지 및 신규 노드의 진입과 기존 노드의 탈퇴 시에 임의수 발생기의 동기를 맞추는 문제점 등이 있다.

전술한 프로토콜 이외에도 예약을 송신 노드에서 주도적으로 관리하는지 목적지 노드로부터의 정보에 의존하는지에 따라 다양한 예약 방식의 프로토콜들이 제안되어 있다[8]. 이러한 예약 방식의 프로토콜들

은 높은 처리율을 얻을 수 있는 잇점이 있으나 저부하에서도 최소한 한번의 왕복 지연 시간이 필요하다. 또한, 제어 채널의 미니슬롯이 고정 할당되어 있어서 망의 확장성에 제약이 따른다.

2. 경쟁 방식의 프로토콜

다중 채널 환경에서 제안된 경쟁 방식 프로토콜의 대표적인 방법에는 CSMA, ALOHA, S-ALOHA 등이 있다[9][10]. [9]에서는 모든 노드가 공통으로 사용하는 제어 채널 하나와 여러 개의 데이터 채널로 구성된 환경에서 적용할 수 있는 경쟁 방식의 프로토콜들을 제안하고 있는데, 제어 채널과 데이터 채널의 각각에 대해서 어떤 프로토콜을 사용하느냐에 따라 ALOHA/ALOHA, S-ALOHA/S-ALOHA, CSMA/ALOHA 등 다양한 결합이 가능함을 보이고 있다. 각 채널은 슬롯화 되어 있고 동기는 슬롯 단위로 이루어진다. 또한, 각 노드는 가변 송신 장치와 가변 수신 장치를 하나씩 갖는다. 가장 간단한 형태로서는 그림 2의 채널 구조를 들 수 있는데, 제어 채널의 미니슬롯 i 는 데이터 채널 i 와 연관되어 있어서, 채널 i 로 송신하고자 하는 노드는 먼저, i 번째 타임슬롯의 미니슬롯 i 에 제어 정보를 기록한 후에, 데이터 채널 i 의 $i+1$ 번째 타임슬롯에 데이터를 전송한다. 목적지 노드는 데이터 채널로부터 데이터를 수신하기 전에 먼저 제어 채널을 검사하여 자신에게 전송되는 패킷이 어느 채널로 오는가를 알고 해당 데이터 채널로 수신기를 조율한다.

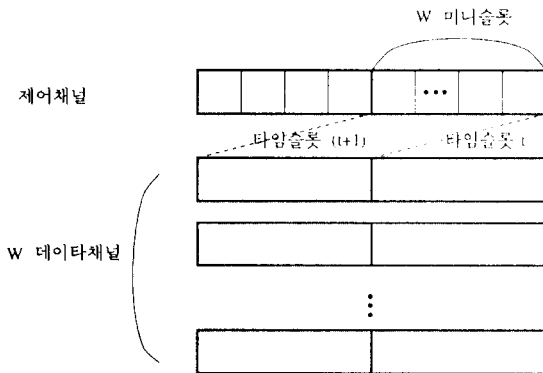


그림 2. S-ALOHA/S-ALOHA 프로토콜의 채널 구조
Fig 2. Channel structure of S-ALOHA/S-ALOHA protocol

한편, [10]에서는 [6]의 구성에서와 마찬가지로 노드의 수가 N , 채널의 수는 제어 채널을 포함하여 $N+1$ 이고, 미니슬롯도 각 노드에 고정 할당되어 있으며, 제어 채널 접근을 위해 한 쌍의 고정 송수신 장치와 데이터 채널 접근을 위해 고정 송신 장치와 가변 수신 장치를 가진 경우에 적용할 수 있는 경쟁 방식의 프로토콜을 제안하고 있다. i 번째 타임슬롯에 노드 i 로 전송을 원하는 노드는 제어 채널의 $i-1$ 번째 제어 채널의 자기 미니슬롯에 목적지 번호 i 를 적어서 전송한 후에 i 번째 타임슬롯에 데이터 채널로 패킷을 전송한다. 만일 두 노드가 동시에 같은 목적지로 패킷을 전송할 경우 서로 다른 채널로 전송되므로 채널에서의 충돌 현상은 없으나, 목적지 노드에 수신 장치는 하나 뿐이므로 하나 밖에 수신될 수 없다(이러한 현상을 본 논문에서는 '목적지 충돌'이라고 하자). 이 프로토콜의 최대 처리율은 $1-1/e \approx 0.63$ 정도로 가변 송신 장치와 고정 수신 장치 구성에서의 처리율 $1/e \approx 0.37$ 에 비해 크다. 그러나, 이 프로토콜도 [6]의 프로토콜에서와 마찬가지로 망의 확장성에 제약이 따른다.

이러한 경쟁 방식 프로토콜들은 저부하에서는 지연 시간이 적은 잇점이 있으나, 고부하에서 충돌(제어 채널이나 데이터 채널에서의 '채널 충돌'이나 수신 노드에서의 '목적지 충돌')로 인해 높은 처리율은 기대할 수 없다.

결국, 바람직한 프로토콜의 특성은 저부하에서는 S-ALOHA처럼 짧은 지연 시간 특성을 보이고, 고부하에서는 예약 방식의 프로토콜처럼 높은 처리율 특성을 보이는 것이다.

3. 경쟁 방식과 예약 방식을 결합한 프로토콜

현재까지 경쟁 방식과 예약 방식을 결합한 프로토콜에 관한 연구는 단일 채널 환경을 가정한 것이 대부분이다 [11][12]. 한편, [13][14]에서는 [11][12]의 프로토콜을 인공위성 망의 다중 채널 환경에서 동작하도록 확장한 프로토콜을 제안한 바 있다. 즉, 부하가 높을 때는 다중 채널 중의 하나를 예약하여 전송하고, 부하가 낮을 때는 비어 있는 채널 중의 하나를 임의로 선택하여 경쟁 방식으로 전송이 가능하도록 하고 있다. 이 프로토콜에서는 송신 장치의 수와 수신 장치의 수가 채널의 수와 같다고 가정하고 있다. 즉, 목

적지 충돌이 발생할 확률은 0이라고 가정되고 있다. 이것은 기존의 연구[9]에서 제어 채널과 데이터 채널에서의 충돌만 고려하고 목적지 충돌이 성능에 미치는 영향을 고려하지 않은 것과 마찬가지로인데, 이러한 연구의 기본 가정은 송신 장치나 수신 장치에 비해 채널이 주요한 자원이라는 가정에 근거하고 있다.

그러나, WDM 통신망에서 송수신 접속 장치는 채널과 마찬가지로 주요한 자원이며 송수신 장치를 채널 수만큼 두는 것은 비용이 많이 들고 제어가 복잡하므로, 접속 장치의 수가 채널 수에 비해 상대적으로 적다는 점을 고려한 프로토콜이 설계되어야 한다. 또한, 노드의 수 및 채널의 수에 따라 목적지 충돌 확률은 영향받으므로 이로 인한 손실을 고려하여 성능이 재해석되어야 한다. [20]에서는 노드 수와 채널 수의 비, 송수신 장치의 수 등이 성능에 미치는 영향을 일반적 가정하에 분석하고 있다. 본 논문에서는 이러한 목적지 충돌의 영향을 고려한 프로토콜을 제안하고 그 성능을 해석하고자 한다.

III. 통신망 구조

본 장 이하에서는 본 논문에서 제안된 프로토콜에 대해 기술하는데, 제안된 프로토콜을 MCRRA (Multi-channel Reservation with Random Access)라고 표기한다. 제안된 프로토콜은 그림 1과 같이 결합기를 사용한 성형 토폴로지에서 동작한다. 사용할 수 있는 채널의 수는 $W + 1$ 개라고 가정하는데, 그 중의 하나 (λ_c)는 제어 채널로 사용되고, 나머지 W 개 ($\lambda_0, \lambda_1, \dots, \lambda_{W-1}$)는 데이터 채널로 사용된다. 각 노드는 제어 채널 접근을 위해 λ_c 에 고정 할당된 송신 장치와 수신 장치를 하나씩 갖는다. 또한 W 개의 데이터 채널 접근을 위해 W 개 중의 하나에 고정 할당된 송신 장치 하나와 W 개의 채널 선택 범위를 갖는 가변 수신 장치를 하나 갖는다. 가변 수신 장치는 K 개 있다고 가정한다($K \geq 1$). 각 노드의 데이터 채널 송신 장치는 하나의 파장에 고정 할당되는데, 부하의 균등한 분산을 위해 노드 n 이 전송을 위해 사용하는 파장의 번호 λ_n 은 다음과 같이 결정한다.

$$\lambda_n = n \text{ MOD } W$$

일반적으로 노드의 수는 채널의 수에 비해 많으므로, 같은 채널을 여러 노드가 자신의 전송 채널로 공유할 수 있다.

데이터 채널의 구조 및 제어 채널과의 관계는 그림 3에 나타나 있다. 데이터 채널과 제어 채널은 타임슬롯으로 구성되어 있으며, 슬롯의 경계에서 서로 동기화시킨다. 제어 채널의 타임슬롯은 W 개의 부슬롯(subslot)으로 구성되는데, 데이터 채널 i 를 사용하고 자 하는 노드는 i 번째 부슬롯을 통해 제어 정보를 전송한다. 하나의 부슬롯은 $M + 1$ 개의 미니슬롯(minislot)으로 구성된다. 이 중에 $M + 1$ 번째 미니슬롯은 해당하는 데이터 채널을 통해 전송될 패킷의 목적지를 목적지 노드에게 알려주기 위해 사용하며 나머지 M 개의 미니슬롯은 해당하는 데이터 채널을 예약하기 위한 목적으로 사용된다. 노드는 제어 채널의 타임슬롯들을 관찰하여 자신에게 전송되는 패킷이 있는 데이터 채널을 파악함으로써 자신의 가변 수신 장치를 해당하는 데이터 채널로 조율할 수 있다. 만일 제어 채널에서 i 번째 타임슬롯의 부슬롯들의 $M + 1$ 번째 미니슬롯들을 관찰한다면 데이터 채널에 자신의 가변 수신 장치를 조율하는 것은 $i + 1$ 번째 타임슬롯에서이다. 즉, 제어 채널을 관찰한 것과 데이터 채널에의 조율은 한 타임슬롯 시차가 있다. 본 논문에서는 제어 채널의 미니슬롯을 통해 전송되는 패킷을 ‘예약

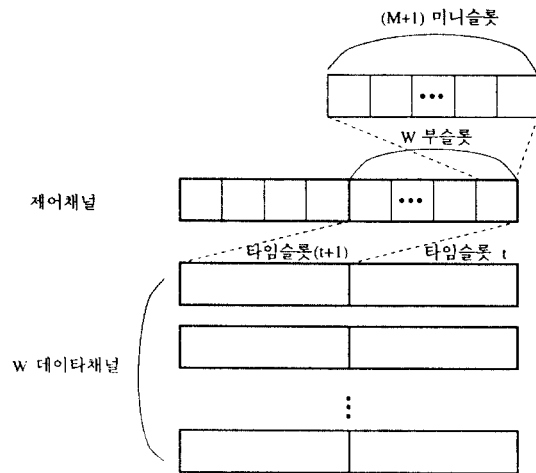


그림 3. MCRRA의 채널 및 부슬롯의 구조
Fig 3. Channel structure of MCRRA

패킷' 혹은 '제어 패킷'이라 하고 데이터 채널을 통해 전송되는 패킷을 '데이터 패킷'이라 한다. $M+1$ 번째 미니슬롯을 제외한 M 개의 미니슬롯들은 데이터 채널을 예약하기 위한 목적으로 사용된다.

IV. 프로토콜

각 노드는 자신의 송신 장치가 고정된 전송 채널에 관한 상태만을 관리한다. 기술의 편의를 위해 노드 i 의 전송 채널 번호를 i 라 하자. 각 노드는 자신의 전송 채널 i 에 대한 부하를 나타내는 계수기 R_i 를 유지한다.

노드 i 는 매 타임슬롯마다 제어 채널의 i 번째 부슬롯을 관찰하여 예약정보의 전송을 위해 사용되는 M 개의 미니슬롯을 통해 충돌 없이 수신된 예약 패킷의 수만큼 R_i 에 더해 준다. 또한, 모든 부슬롯의 $M+1$ 번째 미니슬롯을 관찰하여 채널 i 를 통해 다음 타임슬롯에 전송되는 패킷이 목적지 충돌을 겪는지를 파악하여, 만일 목적지 충돌로 인해 채널 i 의 패킷이 목적지에서 수신되지 못한다면 그 패킷은 재전송되어야 하므로 R_i 에 1을 더한다. 그리고, $R_i > 0$ 이면 매 타임슬롯이 지나갈 때마다 1을 뺀다. 여기서 목적지 충돌의 발생 여부 및 목적지 충돌 발생 시에 어느 패킷들이 목적지에서 선택되는가를 파악하는 방법은 후술한다.

한편, 보낼 패킷이 발생하면 먼저 R_i 를 관찰하는데, i 번째 타임슬롯의 시작점에서 보낼 패킷이 발생했다고 하자. $R_i \geq 1$ 이면 자신의 전송 채널 i 를 통해 그 패킷보다 먼저 전송되어야 할 패킷이 있다는 뜻이므로 이 때는 제어 채널의 i 번째 부슬롯의 M 개의 미니슬롯 중에서 임의로 하나를 선택하여 예약 패킷만 전송한다. 자신이 전송한 예약 패킷의 성공 여부는 왕복 지연 시간 후에 알 수 있는데, 만일 예약 패킷의 전송이 성공했으면, 자신에게 할당된 타임슬롯을 기다려 패킷을 전송한다.

한편, $R_i = 0$ 이라면 채널 i 를 예약한 노드가 없다는 의미이므로 이 때는 제어 채널로 i 번째 타임슬롯의 i 번째 부슬롯의 M 개의 미니슬롯 중의 하나에 예약 패킷을 전송함과 동시에 그 부슬롯의 $M+1$ 번째 미니슬롯에 그 패킷의 목적지 번호를 전송하고, 데이터 채널 i 의 $i+1$ 번째 타임슬롯에 데이터 패킷을 전송한다. 예약 패킷 전송과 데이터 패킷 전송의 결과는 왕복 지연 시간 후에 알 수 있다. 만일 데이터 채널에서

충돌이 없었고 목적지에서 목적지 충돌도 발생하지 않았다면 데이터 패킷이 목적지에서 성공적으로 수신된 것이므로 그 패킷과 관련된 예약 패킷은 무시한다. 만일 목적지 충돌이 발생하였다면 그 패킷에게 타임슬롯을 예약시켜 예약된 타임슬롯을 통해 전송하도록 한다. 그러나, 이렇게 예약을 통해 전송된 데이터 패킷도 목적지에서 목적지 충돌 없이 성공적으로 수신된다는 보장이 없으므로 왕복 지연 시간 후에 목적지에서의 수신 결과를 알아내어 만일 목적지 충돌로 인해 전송이 실패하였으면, 그 데이터 패킷에 타임슬롯을 다시 예약시켜 재전송하도록 스케줄한다.

자신이 보낸 예약 패킷의 성공 여부는 T_b+1 후에 자신이 보낸 미니슬롯 위치에서 충돌이 발생했는지를 검사함으로써 알 수 있다(T_b 는 최대 왕복 지연 시간). 또한 데이터 채널을 통해 전송한 패킷에 목적지 충돌이 발생했는가의 여부는 데이터 패킷 전송후 T_b+1 후의 제어 채널 타임슬롯의 모든 부슬롯의 $M+1$ 번째 미니슬롯을 관측함으로써 가능하다. 수신 노드 입장에서는 자신을 목적지로 하여 도착되는 패킷들 중에서 K 개를 선택하여 수신한다. 이 때 송신 노드가 자신이 전송한 패킷이 목적지 충돌로 인해 수신이 실패하였는가를 알기 위해서는 수신 노드의 결정 내용을 알아야 한다. 이것은 [7]에서와 같이 같은 모수로부터 출발하는 임의수 발생기를 이용하거나 라운드 로빈(Round Robin)의 시작 번호를 이용한다.

첫 번째 방법은 각 노드가 같은 모수(seed)로부터 출발하는 임의수 발생기를 유지하고 목적지 충돌이 발생하면 임의수 발생기를 이용하여 K 개를 임의로 선택하여 수신토록 하는 것이다. 이 때 모든 노드는 임의수 발생기를 같이 동작시키는 방식으로 같은 결론에 도달할 수 있다.

두 번째 방법은 각 노드들이 선택을 시작하는 채널의 번호를 유지하여 그 번호부터 시작하여 자신을 목적지로 하는 패킷이 있는 채널을 K 개 선택한다. 즉, i 번째 타임슬롯에서 j 번 데이터 채널부터 검사하도록 하였다면, $i+1$ 번째 타임슬롯에서는 $(j+1) \text{ MOD } W$ 번째 채널부터 검사하도록 하여 채널들을 공평하게 선택하도록 한다. 수신 노드가 어떤 채널들을 선택하기로 결정했는지를 알기 위해서는 다른 노드들은 선택의 시작 채널 번호 j 만 알고 있으면 된다.

또한 수신 노드는 자신을 목적지로 하는 패킷이 수

신 장치의 수 K 보다 많을 경우 K 개만을 선택해야 하는데, 예약 방식으로 전송된 패킷을 우선적으로 선택하도록 한다.

각 노드는 자신이 보낼 패킷이 있다는 정보만 자신의 전송 채널을 공유하는 다른 노드들에게 알려주면 되므로 $M+1$ 번째 미니슬롯을 제외한 M 개의 미니슬롯은 각각 1 비트만 있으면 충분하다.

제안된 프로토콜의 동작을 그림 4에 나타내었다. 즉, 예약 슬롯에 도착한 패킷은 사전 예약 방식에 의해 데이터 전송을 시도한다. 이 때의 사전 예약이 성공하면 자신에게 할당된 타임슬롯에 데이터를 전송하며, 예약이 실패한 경우는 임의의 시간 후에 처음부터 다시 시도한다.

반면, 경쟁 슬롯(ALOHA 슬롯)에 도착한 패킷은 예비 예약과 동시에 즉시 데이터 전송을 시도한다. 이 때의 데이터 전송이 성공하면 예비 예약은 무시하며, 실패하면 예비 예약의 성공 여부를 살펴 예비 예약이 성공했으면 예약된 타임슬롯에 패킷을 전송하고 그마저도 실패했으면, 임의의 시간 후에 처음부터

다시 시도한다.

임의 전송(S-ALOHA)방식으로 전송된 패킷이든 예약 방식으로 전송된 패킷이든 목적지 충돌이 발생하면 또다시 타임슬롯을 예약한다.

V. 성능 평가

본 장에서는 제안된 프로토콜들의 성능을 해석하기 위한 해석적 모델을 제시한다. 먼저 다음을 가정한다.

첫째, 송신 노드의 수는 무한하고, 수신 노드의 수는 유한한 N 인 비대칭 모델을 가정한다. 송신 노드의 수가 무한하다고 가정한 것은 각 노드에서 처리해야 할 패킷이 한순간에 하나만 존재하도록 하여 각 노드의 내부에서 다른 패킷의 존재로 인한 대기 지연 시간을 고려하지 않아도 되도록 하기 위해서이다. 이것은 한 노드에 도착한 패킷이 성공적으로 전송되기 전에는 또 다른 패킷은 그 노드에 도착하지 않는다고 가정하는 것과 같다. 또한 수신 노드의 수를 유한하

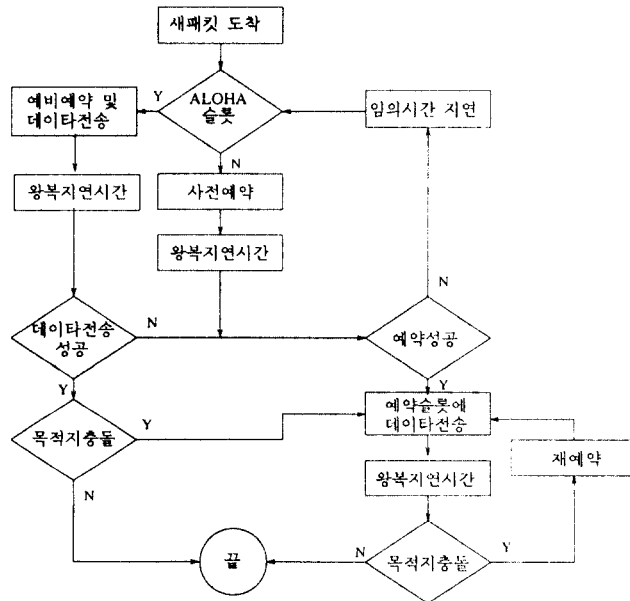


그림 4. MCRRA 프로토콜의 동작
Fig 4. MCRRA protocol

다고 가정한 것은 수신 장치의 수가 시스템의 성능에 미치는 영향을 분석하기 위해서이다. 만일, 수신 노드의 수가 무한하다고 가정하면 같은 목적지 노드에 수신 장치의 수 이상으로 패킷이 도착하는 '목적지 충돌' 현상이 일어날 확률이 0이 되므로 수신 장치의 수가 처리를 못 지면 시간에 미치는 영향을 실제로 분석할 수 없다.

둘째, 각 데이터 채널의 하나의 타임슬롯에 도착하는 트래픽은 새로운 패킷과 재 전송되는 패킷을 합하여 평균이 G 인 Poisson 프로세스라고 가정한다.

셋째, 패킷의 목적지는 모든 목적지 노드에 대해 같은 확률로 정해진다고 가정한다.

먼저 시스템을 나타내는 변수로 다음과 같은 변수를 사용한다.

- N : 수신 노드의 수
- W : 데이터 채널의 수
- M : 하나의 부슬롯에 예약 패킷의 전송을 위해 할당된 미니슬롯의 수
- K : 수신 노드에 있는 수신 장치의 수($1 \leq K \leq W$)
- G_c : 미니슬롯 하나에 도착하는 패킷 수($G_c = G/M$)
- T_p : 노드간의 최대 왕복 지연 시간
- T_b : 제어 채널에서 충돌을 겪은 패킷의 평균 백오프 지연 시간(backoff delay)

또한 프로토콜의 성능과 관련된 변수로 다음을 정의한다.

- P_a : 데이터 채널의 타임슬롯이 경쟁 슬롯(ALOHA 슬롯)일 확률
- P_r : 데이터 채널의 타임슬롯이 예약 슬롯일 확률($P_a + P_r = 1$)
- P_c : 하나의 예약 패킷을 제어 채널을 통해 성공적으로 전송할 확률
- P_d : 경쟁 방식으로 전송을 시도하는 패킷의 예약 패킷이 제어 채널에서 충돌을 겪지 않았을 때 데이터 채널에서도 경쟁을 겪지 않을 확률
- $P_{f|a}$: 경쟁 방식으로 전송된 데이터 패킷이 목적지 충돌을 겪을 확률
- $P_{f|r}$: 예약 방식으로 전송된 데이터 패킷이 목적지 충돌을 겪을 확률

- x : 예약을 통해 전송되는 패킷이 목적지 충돌 없이 목적지에서 수신될 때까지 시도해야 하는 재시도 횟수($x = 1/(1 - P_{f|r})$)
- S_a : 경쟁 방식으로 성공적으로 전송되는 데이터 패킷의 처리율
- S_r : 예약 방식으로 성공적으로 전송되는 데이터 패킷의 처리율
- S : 데이터 채널의 타임슬롯 하나의 처리율
- D_a : 경쟁 슬롯에 도착한 패킷의 평균 접근 지연 시간
- D_r : 예약 슬롯에 도착한 패킷의 평균 접근 지연 시간
- D : 전체 평균 지연 시간

1. 해석 모델

각 채널에 도착하는 트래픽이 같은 분포를 따르면, 각 채널의 상태는 동일하다고 볼 수 있으므로 하나의 채널, 즉 데이터 채널 w 를 대표적으로 관찰한다. 이때, 타임슬롯이 어떤 노드에게 예약이 된 상태(예약 슬롯)이면 E_R 로 나타내고 임의 접근이 가능한 상태(경쟁 슬롯)이면 E_A 로 나타낸다.

먼저, 경쟁 방식으로 성공적으로 전송된 패킷이 목적지에서 수신 장치의 부족으로 인해 목적지 충돌을 겪을 확률 $P_{f|a}$ 를 계산한다. 데이터 채널 w 을 통해 d 번 노드로 경쟁 방식으로 데이터 채널에서의 충돌 없이 성공적으로 전송된 패킷을 아래에서는 '표시 패킷(tagged packet)'이라 하자. 먼저, 표시 패킷이 목적지 노드 d 에 도착하는 순간에 같은 노드 d 로 예약 방식으로 도착하는 패킷의 수를 R 이라 하자. 또한, 경쟁 방식으로 목적지 d 에 채널 충돌 없이 도착하는 패킷의 수를 A 이라 하자. 이 때, $(R + A + 1) > K$ 이면 노드 d 에 도착하는 패킷 중에서 예약 방식으로 전송된 패킷을 먼저 선택하고 경쟁 방식으로 전송된 패킷을 나중에 선택하는 순서로 K 개를 선택하게 된다. 목적지 충돌이 발생할 확률은 R 과 A 에 대한 조건부 확률을 이용하면 다음과 같다.

$$P_{f|a} = \sum_{k \leq i+j \leq W-1} C(W-1, i)C(W-1-i, j) \left(P_r \frac{1}{N}\right)^i \left(P_a G e^{-G} \frac{1}{N}\right)^j \left(1 - P_r \frac{1}{N} - P_a G e^{-G} \frac{1}{N}\right)^{W-1-i-j} \times P[\text{destination blocking} | E_A, R=i, A=j] \quad (1)$$

식 (1)에서 $P_r \frac{1}{N}$ 은 한 타임슬롯이 예약 상태의 슬롯 이고 그 슬롯을 통해 전송된 패킷의 목적지가 d 번 노 드일 확률이며, $P_a Ge^{-G} \frac{1}{N}$ 은 한 타임슬롯이 경쟁 슬롯이고 그 타임슬롯을 통해서 채널 충돌 없는 패킷 전송이 있으며 그 패킷의 목적지가 d 번 노드일 확률 이다. 또한, $1 - P_r \frac{1}{N} - P_a Ge^{-G} \frac{1}{N}$ 는 한 타임슬롯 을 통해서 d 번 노드를 목적지로 하여 채널 충돌 없이 전송된 패킷이 없을 확률이다. 세 번째 확률은 1에서 위의 두 확률을 빼면 쉽게 구해진다. 그리고, $C(m, n)$ 는 m 개 중에서 n 개를 뽑는 조합으로 다음과 같다.

$$C(m, n) = \frac{m!}{n!(m-n)!}$$

또한, 식 (1)에서 $P[\text{destination blocking} | E_A, R=i, A = j]$ 은 표시 패킷이 경쟁 방식으로 전송되고, 노드 d 에 예약 방식으로 전송된 패킷이 i 개, 경쟁 방식으로 전송된 패킷이 j 개 있을 때(표시 패킷은 제외), 표시 패킷이 목적지 충돌을 겪어 선택되지 않을 확률인데, $R \geq K$ 이라면 표시 패킷은 선택되지 않을 수 있으며, $R < K$ 일 때는 K 개의 수신기 중 R 개는 예약 방식으로 전송되는 패킷을 우선적으로 수신하게 되며 나머지 $K-R$ 개의 수신기는 $A+1$ 개의 경쟁 방식 패킷 중 임 의로 선택하므로 이 조건부 확률은 다음과 같다.

$$P[\text{destination blocking} | E_A, R=i, A=j] =$$

$$\begin{cases} 1 & , i \geq K \text{인 경우} \\ \frac{C(j, K-i)}{C(j+1, K-i)} & , i < K \text{인 경우} \end{cases}$$

한편, 채널 w 를 통해 예약 방식으로 노드 d 에 도착 하는 패킷이 목적지 충돌을 겪을 확률 $P_{f|r}$ 도 $P_{f|a}$ 와 마찬가지로 구한다. 이 때는 경쟁 방식으로 노드 d 로 도착하는 패킷들에 대해서는 고려할 필요 없이 예약 방식으로 노드 d 에 도착하는 패킷의 수가 K 보다 많 은 경우만 고려하면 된다.

$$P_{f|r} = \sum_{i=K}^{w-1} C(w-1, i) (P_r \frac{1}{N})^i (1 - P_r \frac{1}{N})^{w-1-i} \times P[\text{destination blocking} | E_R, R=i] \quad (2)$$

식 (2)에서 $P[\text{destination blocking} | E_R, R=i]$ 은 노드 d 로 예약 방식으로 전송된 패킷이 i 개일 때(표시 패킷은 제외) 목적지 충돌을 겪을 확률인데, $R+1 > K$ 인 경우에만 수신 못하는 패킷이 발생하므로 다음과 같다.

$$P[\text{destination blocking} | E_R, R=i] =$$

$$\begin{cases} 0 & , i+1 \leq K \text{인 경우} \\ \frac{C(i, K)}{C(i+1, K)} & , i > K \text{인 경우} \end{cases}$$

따라서, 데이터 채널에서의 충돌 없이 성공적으로 전송된 패킷이 목적지 충돌로 인해 성공적으로 수신 되지 못할 확률은 다음과 같다.

$$P[\text{destination blocking}] = \frac{P_a(Ge^{-G})P_{f|a} + P_r P_{f|r}}{P_a(Ge^{-G}) + P_r} \quad (3)$$

그런데, 식 (1)과 식 (2)에서 $P_{f|a}$ 와 $P_{f|r}$ 을 구하기 위해서는 각 슬롯이 경쟁 슬롯일 확률과 예약 슬롯일 확률 P_a, P_r 을 구해야 하는데, 채널 w 의 예약 대기행 렬이 비어 있으면 경쟁 슬롯이고 그렇지 않으면 예약

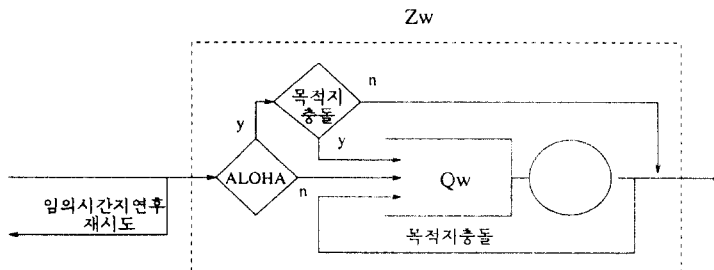


그림 5. CRRA의 대기행렬 모델
Fig 5 Queuing model of MCRRA

슬롯이다. 그러므로 다음에는 예약 대기행렬의 특성을 분석한다.

여기서, 채널 w 를 통한 데이터 전송은 그림 5와 같이 예약 패킷을 위한 예약 대기행렬 (Q_w)이 있는 시스템으로 모델링될 수 있다.

외부에서 도착하는 패킷 중에서 일부는 제어 채널을 통해 성공적으로 전송되며, 일부는 제어 채널의 충돌로 인해 블로킹된다. 제어 채널을 통해 성공적으로 전송된 패킷 중에서 예약 슬롯을 통해 전송된 예약 패킷들은 예약 대기행렬을 거쳐 전송된다. 한편, 경쟁 슬롯을 통해 성공적으로 전송된 예약 패킷 중의 일부는 예약 대기행렬에 진입하지 않고 바로 전송된다. 한편, 예약 대기행렬을 거쳐 전송된 패킷들과 예약 대기행렬을 거치지 않고 전송된 패킷 중에서 목적지 충돌을 겪은 패킷들은 예약 대기행렬로 다시 진입한 후에 전송된다. 여기서, 패킷이 전송을 위해 노드에 도착했을 때 Q_w 가 비어 있으면 그 때의 타임슬롯은 경쟁 슬롯이고, 그렇지 않으면 예약 슬롯이다.

한 타임슬롯 동안 외부로부터 데이터 채널 w 에 도착하는 패킷의 수를 H 라 하고, 데이터 채널 w 에 할당된 M 개의 미니슬롯을 통해 Q_w 에 도착하는 예약 패킷의 수를 N_c 라 하자. 이 때, 외부로부터 H 개의 패킷이 도착할 때, r 개의 예약 패킷이 Q_w 에 도착할 확률을 $P[N_c=r | H=n]$ 라 하면, 이 확률은 n 개의 공을 M 개의 상자에 담을 때, 하나의 공만을 갖는 상자의 수가 r 이 될 확률과 같은데, [11]의 결과로부터 다음과 같이 구해진다.

$$P[N_c=r | H=n] = \frac{(-1)^r M! n!}{r! M^n} \sum_{k=r}^{\min(M,n)} (1-k)^k \frac{(M-k)^{n-k}}{(k-r)!(M-k)!(n-k)!} \quad (4)$$

패킷은 Poisson 프로세스로 도착하므로 $P[N_c=r]$ 은 다음과 같다.

$$P[N_c=r] = \sum_{n=0}^{\infty} \frac{G^n e^{-G}}{n!} P[N_c=r | H=n] \quad (5)$$

식 (4)를 식(5)에 넣어서 정리하면 $P[N_c=r]$ 은 다음과 같이 간단한 형태로 표현된다.

$$P[N_c=r] = \frac{M!}{r!(M-r)!} (G_c e^{-G_c})^r (1-G_c e^{-G_c})^{M-r} \quad (6)$$

식 (6)은 성공 확률이 $G_c e^{-G_c}$ 인 이항분포가 되는데, 이것은 도착 분포가 Poisson임을 고려하면 복잡한 계산 없이 직관적으로 유도될 수 있다. Poisson 프로세스의 기억상실 특성 (memoryless property)에 의해 각 미니슬롯에서의 패킷 도착은 다른 미니슬롯에서의 도착과는 서로 독립이다. 또한, 각 미니슬롯에서 충돌 없이 성공적으로 예약 패킷이 전송될 확률은 그 미니슬롯에 하나의 예약 패킷만 도착하는 경우이므로 $G_c e^{-G_c}$ 가 된다. 따라서, M 개의 미니슬롯 가운데 i 개가 성공적으로 전송될 확률은 $B(M, G_c e^{-G_c})$ 인 이항분포를 따르므로, 식 (6)과 같이 간단한 형태로 유도된다.

이제 경쟁 상태의 타임슬롯을 통해서 예약 대기행렬에 진입하는 예약 패킷의 수 N_k 를 계산하자. 예약 대기행렬에 하나만 도착할 경우는 채널 w 의 M 개의 미니슬롯을 통해 예약 패킷이 하나만 성공적으로 전송되고, 목적지로의 데이터 전송은 실패한 경우이다. 이 경우는 데이터 채널에서 충돌이 발생하거나, 데이터 채널에서는 충돌이 발생하지 않았다 하더라도 목적지에서 충돌이 발생하는 경우이다. 그런데, 이 경우의 확률은 미니슬롯을 통해 하나의 예약 패킷이 성공적으로 전송될 확률에서 경쟁 방식으로 최종 전송을 성공할 확률 ($= G e^{-G} (1-P_{f|a})$)을 빼 주면 된다. 그리고, 2 이상인 i 에 대해서 $N_k=i$ 가 될 경우는 M 개의 미니슬롯을 통해 i 개의 예약 패킷이 성공적으로 전송될 경우이므로 성공 확률이 $G_c e^{-G_c}$ 인 이항분포가 된다.

$$P[N_k=i | E_A] = \begin{cases} C(M, 1) G_c e^{-G_c} (1-G_c e^{-G_c})^{M-1} - G e^{-G} (1-P_{f|a}), & i=1 \text{인 경우} \\ C(M, i) G_c e^{-G_c} (1-G_c e^{-G_c})^{M-i}, & \text{그외} \end{cases} \quad (7)$$

한편, 예약 슬롯을 통해 예약 대기행렬에 도착하는 예약 패킷은 외부로부터 미니슬롯을 통해 예약을 시도하는 것과 목적지 충돌로 인해 다시 재진입하는 것의 합이다. 외부로부터 도착하는 예약 패킷의 수를 N_o 라 하고, 목적지 충돌로 인해 재진입하는 패킷의 수를 N_f 이라 하자.

그러면,

$$P[N_o + N_f = i | E_R] = P[N_o = i, N_f = 0 | E_R] + P[N_o = i-1, N_f = 1 | E_R] \quad (8)$$

가 된다. 그런데, 외부로부터 도착하는 패킷과 목적지 충돌에 의해서 재전송 되어야 하는 패킷이 예약 대기 행렬에 도착하는 것은 서로 독립이므로,

$$P[N_o = i, N_f = j | E_R] = P[N_o = i | E_R]P[N_f = j | E_R] \quad (9)$$

가 된다. 예약 슬롯에서는 외부로부터 M 개의 미니슬롯을 통해 성공적으로 전송되는 예약 패킷은 모두 예약 대기행렬로 진입하므로,

$$P[N_o = i | E_R] = P[N_c = i] = C(M, i) (G_c e^{-G_c})^i (1 - G_c e^{-G_c})^{M-i} \quad (10)$$

가 된다.

한편, 예약 슬롯으로 전송된 패킷은 목적지 충돌로 인해 $P_{f|r}$ 의 확률로 재전송되어야 하므로

$$P[N_f = 1 | E_R] = P_{f|r} \quad (11)$$

이 된다.

한 타임슬롯에 채널 w 의 예약 대기행렬에 진입하는 예약 패킷의 수를 Y 라 하고 예약 슬롯을 통해 진입하는 예약 패킷의 수를 Y_r , 경쟁 슬롯을 통해 진입하는 예약 패킷의 수를 Y_a 라고 하자. 또한, Y , Y_r , Y_a 의 기대값을 각각 $E[Y]$, $E[Y_r]$, $E[Y_a]$ 라 하면,

$$E[Y] = P_r E[Y_r] + P_a E[Y_a] \quad (12)$$

로 나타낼 수 있는데, 여기서, $E[Y_r]$ 과 $E[Y_a]$ 는 식 (7)과 (8)을 이용하여 각각 다음과 같이 계산된다.

$$E[Y_r] = \sum_{i=0}^{M+1} iP[N_o + N_f = i | E_R] = MG_c e^{-G_c} + P_{f|r} \quad (13)$$

$$E[Y_a] = \sum_{i=0}^M iP[N_g = i | E_A] = MG_c e^{-G_c} - G e^{-G} (1 - P_{f|a}) \quad (14)$$

채널 w 의 타임슬롯이 예약 슬롯일 확률 P_r 은 채널 w 의 예약 대기행렬 Q_w 가 비어 있지 않을 확률로 평균 도착률과 평균 처리율의 비이다. 그런데, 예약 대기행렬은 타임슬롯마다 $E[Y](= P_r E[Y_r] + P_a E[Y_a])$ 만큼

예약 패킷이 도착하고 한 타임슬롯마다 하나의 예약 패킷이 처리되므로 P_r 은 다음과 같다.

$$P_r = P_r E[Y_r] + P_a E[Y_a] \quad (15)$$

식 (15)와 $P_r + P_a = 1$ 로부터 P_r 과 P_a 는 각각 다음과 같이 구할 수 있다.

$$P_r = \frac{E[Y_a]}{1 + E[Y_a] - E[Y_r]} \quad (16)$$

$$P_a = 1 - P_r = \frac{1 - E[Y_r]}{1 + E[Y_a] - E[Y_r]} \quad (17)$$

그런데, 식 (1)과 (2)에서 $P_{f|a}$ 와 $P_{f|r}$ 은 P_a , P_r 의 함수이고, 식 (12)에서 $E[Y]$ 도 P_a , P_r 의 함수이다. 또한, 식 (16)과 (17)에서 P_a , P_r 은 $E[Y_a]$ 와 $E[Y_r]$ 의 함수가 되어서 한 변수에 대해 정리하기는 쉽지 않다. 여기서는 반복 계산에 의한 수치 해석적 방법으로 이 값들을 구한다.

먼저, P_a 와 P_r 의 초기 값을 주고, 식 (1)과 식 (2)에 의해 $P_{f|a}$ 와 $P_{f|r}$ 을 구한다. 다음에 식(13)과 (14)에 P_a , P_r 와 $P_{f|a}$, $P_{f|r}$ 을 대입하여 $E[Y_a]$ 와 $E[Y_r]$ 을 구하고 이렇게 구해진 $E[Y_a]$ 와 $E[Y_r]$ 을 이용해 식 (16)과 (17)로부터 P_a 와 P_r 을 구한다. 이러한 과정을 P_a 와 P_r 이 수렴할 때까지 반복한다.

다음에는 예약 대기행렬 Q_w 에서의 지연 시간을 계산한다. 노드간의 왕복 지연 시간 T_p 가 크다면, 예약 대기행렬에의 도착 프로세스는 예약 대기행렬의 상태와 무관하다고 가정할 수 있다. 따라서 채널 w 의 예약 대기행렬은 도착률이 $E[Y]$ 이고 서비스 시간이 1 타임슬롯인 $GI/D/1$ 로 모델링 될 수 있다. 이 모델에서의 지연 시간 W_q 는 [12]의 결과로부터 다음과 같이 구해진다.

$$W_q = \frac{E[Y^2] - E[Y]}{2E[Y](1 - E[Y])} \quad (18)$$

윗 식에서 $E[Y^2]$ 은 Y 의 2차 기대값인데 식 (7)과 식 (8)로부터 다음과 같이 계산된다.

$$E[Y^2] = P_a \sum_{i=1}^M i^2 P[N_g = i | E_A]$$

$$\begin{aligned}
 &+ P_r \sum_{i=1}^{M+1} i^2 P[N_o + N_f = i | E_R] \\
 &= P_a (MG_c e^{-G_c} (1 - G_c e^{-G_c}) \\
 &+ (MG_c e^{-G_c})^2 - G e^{-G} (1 - P_{f|a})) \\
 &+ P_r (MG_c e^{-G_c} (1 - G_c e^{-G_c}) \\
 &+ (MG_c e^{-G_c})^2 + 2P_{f|r} MG_c e^{-G_c} + P_{f|r}) \quad (19)
 \end{aligned}$$

1.1 처리율

데이터 패킷의 전송이 성공하는 것은 경쟁 슬롯을 통해서 성공적으로 전송되는 것과 예약 대기행렬을 거쳐서 전송되는 것으로 구성된다.

먼저 경쟁 슬롯을 통해 전송되는 패킷의 처리율을 계산한다. 경쟁 슬롯에 도착한 패킷이 경쟁 방식으로 성공적으로 전송되기 위해서는 제어 채널에서 예약 패킷의 충돌이 없어야 하고, 데이터 채널에서도 충돌이 없어야 하며 마지막으로 목적지에서 그 패킷이 수신되도록 선택되어야 한다.

표시 패킷의 예약 패킷이 미니슬롯에서 충돌을 겪지 않고 성공적으로 전송될 확률 P_c 는 그 미니슬롯에 또다른 패킷이 도착하지 않을 확률이므로 다음과 같이 계산된다.

$$P_c = e^{-G_c} \quad (20)$$

또한, 미니슬롯에서 충돌을 겪지 않은 예약 패킷에 대해 데이터 채널에서도 성공적으로 전송되는 경우는 그 미니슬롯을 제외한 $M-1$ 개의 미니슬롯에 도착한 패킷이 없는 경우이다. 따라서 미니슬롯에서 충돌을 겪지 않은 패킷이 데이터 채널에서도 충돌을 겪지 않을 조건부 확률 P_d 는 다음과 같다.

$$P_d = (e^{-G_c})^{M-1} \quad (21)$$

마지막으로 경쟁 방식으로 제어 채널과 데이터 채널에서 충돌 없이 전송된 패킷은 $1 - P_{f|a}$ 만큼만 목적지에서 수신된다.

채널 w 에 한 타임슬롯 동안 도착하는 트래픽은 $MG_c (=G)$ 이므로 경쟁 슬롯을 통해 전송되는 패킷의 처리율 S_a 는 다음과 같다.

$$\begin{aligned}
 S_a &= MG_c P_c P_d (1 - P_{f|a}) \\
 &= MG_c e^{-MG_c} (1 - P_{f|a}) \quad (22)
 \end{aligned}$$

한편, 예약 슬롯을 통해서 하나의 패킷이 전송되는데, 이 패킷이 목적지에서 선택될 확률은 $1 - P_{f|r}$ 이므로 예약 방식으로 전송되는 패킷의 처리율 S_r 은 다음과 같다.

$$S_r = 1 - P_{f|r} \quad (23)$$

따라서, 데이터 채널의 타임슬롯 하나의 처리율 S 는 다음과 같이 계산될 수 있다.

$$S = P_a MG_c P_c P_d (1 - P_{f|a}) + P_r (1 - P_{f|r}) \quad (24)$$

1.2 지연 시간

공유 매체를 이용하는 프로토콜의 중요한 성능 인자 중의 하나는 공유 매체에의 접근 지연 시간이다. 여기서 접근 지연 시간이란 패킷이 도착한 순간부터 목적지에서의 성공적인 수신을 위해 제어 채널에 예약 패킷을 전송하기 시작하는 순간까지로 정의하였다. 처음에 슬롯 동기를 맞추는데 1/2 타임슬롯이 필요하므로 1/2 타임슬롯의 지연 시간을 아래에서 계산된 지연 시간 D 에 더해 주어야 한다.

진짜 지연 시간은 다음과 같이 계산된다.

$$D = P_a D_a + P_r D_r \quad (25)$$

먼저 경쟁 슬롯에 도착한 패킷이 겪는 지연 시간을 계산한다. 경쟁 슬롯에 도착한 표시 패킷이 겪는 지연 시간은 다음과 같이 세 가지 경우로 나누어 생각해 볼 수 있다.

1) 미니슬롯에서 충돌이 일어나지 않고 경쟁 슬롯에서도 충돌이 없으며, 목적지 충돌도 없을 때

$$D_1 = 0$$

2) 미니슬롯에서는 충돌이 일어나지 않았으나 데이터 채널에서의 충돌이나 목적지 충돌로 인해 예약 대기행렬을 거쳐 전송되어야 할 때:

$$D_2 = T_p + 1 + W_q + (x-1)(T_p + 1 + W_q)$$

3) 미니슬롯에서 충돌이 발생했을 때

$$D_3 = T_p + 1 + T_b + D$$

이때, 위의 각 사건이 일어날 확률은 다음과 같이 주어진다.

$$p_1 = P_c P_d (1 - P_{f|a})$$

$$p_2 = P_c P_d P_{f|a} + P_c (1 - P_d)$$

$$p_3 = 1 - P_c$$

따라서, 경쟁 슬롯에 도착한 패킷이 겪는 지연 시간 D_a 는 다음과 같다.

$$D_a = p_1 D_1 + p_2 D_2 + p_3 D_3 \quad (26)$$

다음에는 예약 슬롯에 도착한 패킷의 지연 시간 D_r 을 계산한다.

4) 미니슬롯에서 충돌이 발생하지 않아 예약에 성공했을 때

$$D_4 = T_p + 1 + W_q + (x-1)(T_p + 1 + W_q)$$

5) 미니슬롯에서 충돌이 발생했을 때

$$D_5 = T_p + 1 + T_b + D$$

이 때의 각 사건이 발생할 확률은 다음과 같이 주어진다.

$$p_4 = P_c$$

$$p_5 = 1 - P_c$$

따라서, 예약 슬롯에 도착한 패킷의 지연 시간 D_r 은 다음과 같다.

$$D_r = p_4 D_4 + p_5 D_5 \quad (27)$$

식 (26)과 (27)을 식 (25)에 넣어 D 에 대해 정리하면 전체 지연 시간 D 는 다음과 같이 정리된다.

$$D = \frac{1}{2} + C_1(T_p + 1) + C_2 W_q + C_3 T_b \quad (28)$$

단,

$$C_1 = \frac{1 + P_a P_d P_{f|a} - P_a P_d}{1 - P_{f|r}} + \frac{1 - P_c}{P_c}$$

$$C_2 = \frac{1 + P_a P_d P_{f|a} - P_a P_d}{1 - P_{f|r}}$$

$$C_3 = \frac{1 - P_c}{P_c}$$

VI. 성능 해석

본 장에서는 제안된 프로토콜의 성능을 다른 프로토콜들과 비교한다. 먼저, 왕복 지연 시간 T_p 는 25 타임슬롯 시간으로 가정하였다. 이는 채널 하나의 전송율을 1 Gbps라 할 때, 거리 상으로는 약 2 Km에 해당한다. 또한, 미니슬롯에서의 충돌로 인해 백오프될 때의 평균 지연 시간을 5 타임슬롯 시간으로 하였다.

제안된 프로토콜의 성능은 S-ALOHA 프로토콜[10]과 예약 방식의 프로토콜들과 비교하였다. 비교 대상

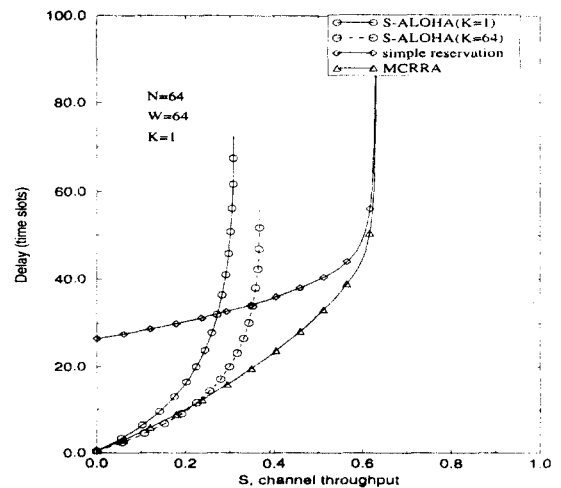


그림 6. 프로토콜의 처리율과 지연 시간 비교
Fig 6. Throughput vs. delay

프로토콜인 S-ALOHA 프로토콜의 성능 해석 모델은 [20]의 것을 사용하였다. 예약 방식 프로토콜의 성능 해석 모델은 부록에 첨부하였다.

그림 6에는 $N=64$ 이고, $W=64$ 인 경우에 대해서 프로토콜 MCRRA와 다른 프로토콜과의 비교 결과를 제시하였다.

S-ALOHA 프로토콜에 대해서는 $K=1$ 인 경우와 목적지 충돌이 없는 $K=64$ 인 경우의 결과를 같이 제시하였다. 예측한 바와 같이 S-ALOHA 프로토콜은 저부하에서는 빠른 지연 시간 성능을 보이지만, 부하가 증가할 수록 지연 시간이 급격히 증가하고 $K=64$ 인 경우에도 최대 처리율이 $1/e \approx 37\%$ 에 그친다. 또한, $K=1$ 인 경우에는 16%정도의 목적지 충돌 확률로 인해 처리율이 그만큼 감소하여 최대 처리율은 30% 정도밖에는 되지 않는다. 따라서 [9]의 연구에서 목적지 충돌이 거의 없다고 가정하고 성능을 해석한 결과는 수신 노드의 수와 채널의 수가 같은 구성에서는 다소 오차가 있음을 알 수 있다. 물론, $K=2$ 일 때는 목적지 충돌 확률이 1.7%정도로 줄어들어 목적지 충돌로 인한 낭비가 거의 없다고 볼 수 있다. 한편, 예약 프로토콜은 최대 처리율이 높지만, 저부하에서도 기본적으로 왕복 지연 시간만큼의 지연 시간이 최소한 필요하다.

제안된 프로토콜은 예상한 바와 같이 저부하에서는 작은 지연 시간을 보이며 고부하에서도 높은 처리율을 보인다. 최대 처리율은 목적지 충돌로 인해 [7]에 비해 떨어지지만 저부하에서 빠른 접근이 가능하다. 또한, 수신 장치의 수 K 가 증가함에 따라 목적지 충돌의 확률이 빨리 줄어들어 [7]의 처리율에 가까워진다.

제안된 프로토콜의 성능에 영향을 미치는 요인은 노드의 수 N 와 채널당 할당된 미니슬롯의 수 M 과 채널의 수 W 및 수신 장치의 수 K 이다. 그림 7은 MCRRA에서 미니슬롯의 수 M 이 시스템 성능에 미치는 영향을 보여주고 있다.

$M=2$ 일 때는 S-ALOHA 프로토콜에서와 같이 미니슬롯이 병목현상을 일으킨다. 즉, 미니슬롯 하나를 통해 성공적으로 전송되는 예약 패킷의 수가 $1/e \approx 0.37$ 개에 불과하므로 $M=2$ 일 때는 최대 $(1/e) \times 2 \approx 0.74$ 개의 예약 패킷이 성공적으로 전송될 뿐이다. $M=3$ 일 때는 최대 $(1/e) \times 3 \approx 1.10$ 개가 성공적으로 전송되므로 미니슬롯에서의 병목현상은 없어진다. 일반적으로 M 이 증가하면 예약 채널에서의 충돌 현상이 적어지므로 예약 패킷을 재전송할 확률이 줄어들게 되므로 지연 시간은 그만큼 감소하게 된다. 그러나, 그림 7에서 $M \geq 3$ 이상일 때는 미니슬롯의 수가 증가

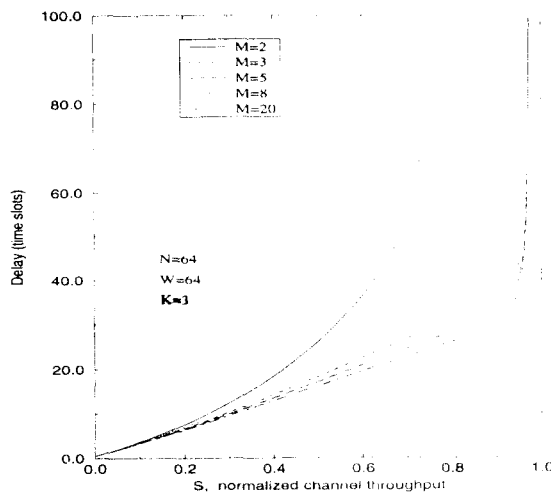


그림 7. 미니슬롯의 수가 성능에 미치는 영향
Fig 7. Effect of the number of minislots

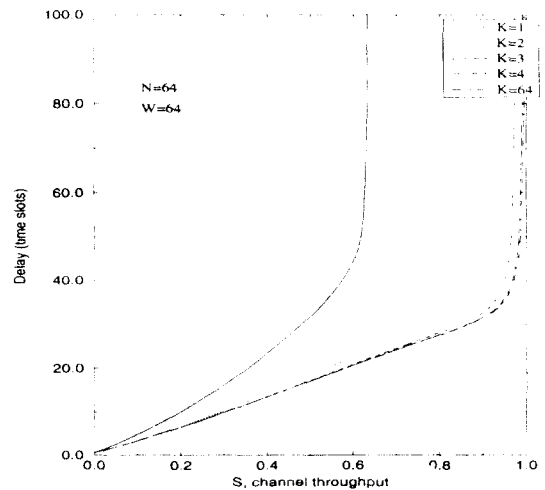


그림 8. 수신 장치의 수가 성능에 미치는 영향
Fig 8. Effect of the number of receivers

해도 성능 향상은 적고 특히 $M=5$ 정도면 $M=20$ 인 경우의 성능에 접근함을 알 수 있으므로 예약 채널을 설계할 때, 데이터 채널 하나에 대해 미니슬롯을 5개 정도 두면 충분하다는 것을 알 수 있다.

그림 8은 MCRRA에서 $N=64$, $W=64$ 일 때, 목적지 충돌이 지연 시간에 미치는 영향을 보여주고 있다. $K=1$ 일 때는 목적지 충돌 확률이 37%로 커서 지연 시간도 채널 대역폭의 63% 정도에서 임계되며, K 가 증가할수록 목적지 충돌 확률이 줄어들어, $K=3$ 이상일 때는 최대 처리율과 지연 시간의 성능이 $K=W=64$ 의 경우에 필적한다.

그림 9는 MCRRA에서 $W=8$, $K=1$ 인 경우에 노드의 수가 최대 처리율과 지연 시간에 미치는 영향을 제시하고 있다. N 이 증가할수록 목적지 충돌 확률이 줄어들게 되어 최대 처리율과 지연 시간 성능이 개선됨을 보여주고 있는데, $N \geq W/8$ 인 범위에서는 $N=\infty$ 의 성능에 필적함을 보여주고 있다.

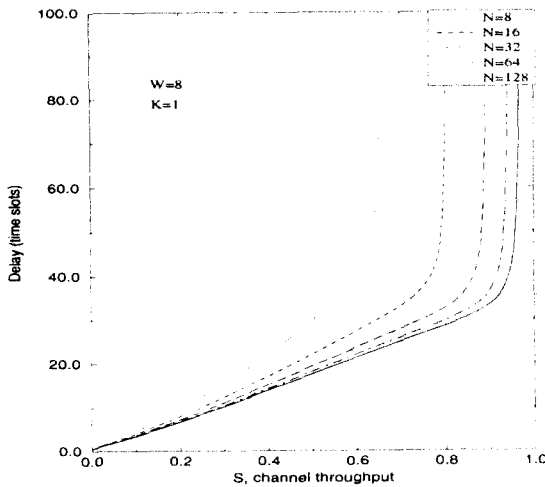


그림 9. 노드의 수와 채널의 수의 비가 성능에 미치는 영향
Fig 9. Effect of the ratio of the number of node to the number of the channel

Ⅶ. 결 론

본 논문에서는 WDM passive star coupler의 다중 채널 통신망에서 저부하에서는 경쟁 방식으로 고부

하에는 예약 방식으로 동작하는 프로토콜을 제안하고 그 성능을 대기행렬 모델을 사용하여 해석적으로 분석하였다.

제안된 프로토콜은 경쟁 방식 프로토콜과 예약 방식 프로토콜의 장점을 결합한 특성을 보이는데, 저부하에서는 빠른 접근 지연 시간을 보이고 고부하에서는 높은 처리율을 보인다. 그리고 제안된 프로토콜은 모두 목적지 충돌 확률이 작을수록 더 나은 성능을 보인다. 즉, 노드의 접속 장치의 수가 많을수록 채널의 수에 비해 노드의 수가 많을수록 더 우수한 성능을 보이는데, 이러한 결과는 [20]의 결과와 일치한다.

본 논문에서 제안된 프로토콜은 각 노드가 자신의 전송 채널에 관한 정보만을 관리하는 프로토콜인데 [6][7]의 프로토콜은 각 노드가 자신의 전송 채널·만이 아니라 다른 전송 채널의 상태 및 모든 노드 사이의 트래픽 행렬을 유지한다는 면에서 구현의 측면에서 보다 복잡한 프로토콜이라 할 수 있다. 본 논문에서 제안한 방법을 보다 복잡한 이러한 예약 프로토콜에도 적용하여 저부하에서는 경쟁 방식으로 동작하게 할 수 있다. 앞으로의 연구 분야는 구현 측면에서 보다 복잡하지만 보다 나은 처리율을 보이는 [6][7]의 프로토콜에 본 논문의 방법을 적용하고 그 성능을 평가하는 것이다. 또한, 실제 구현상의 문제점에 대한 상세한 검토 등도 앞으로의 연구 분야이다.

참 고 문 헌

1. Rajiv Ramaswami, "Multiwavelength lightwave networks for computer communication," *IEEE Communications Mag.*, pp. 78-88, Feb. 1993.
2. B. Mukherjee, "WDM-based local lightwave networks, part I: single-hop systems," *IEEE Network Mag.*, pp. 12-27, May 1992.
3. B. Mukherjee, "WDM-based local lightwave networks, part II: multihop systems," *IEEE Network Mag.*, pp. 20-32, Jul. 1992.
4. M. G. Hluchyj and M. J. Karol, "ShuffleNet: an application of generalized perfect shuffles to multihop lightwave networks," *IEEE J. Lightwave Technol.*, pp. 1386-1397, Oct. 1991.
5. K. Sivarajan and Ramaswami, "Lightwave

- networks based on de Bruijn graphs," *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol. 2, no. 1, pp. 70-79, Feb. 1994.
6. M. Chen and T. Yum, "A conflict-free protocol for optical WDM networks," *GLOBECOM'91*, pp. 1276-1281, 1991.
 7. R. Chipkalkatti, 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.
 8. P. A. Humblet, R. Ramaswami and K. N. Sivarajan, "An efficient communication protocol for high-speed packet-switched multichannel networks," *ACM SIGCOMM'92*, pp. 2-13, 1992.
 9. Ganti N. M. Sudhakar, N. D. Georganas, 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. LT9, no. 10, Oct. 1991.
 10. M. S. Chen, N. R. Dono and R. Ramaswami, "A media-access protocol for packet-switched wavelength-division metropolitan area networks," *IEEE JSAC*, vol. 8, no. 6, pp. 1048-1057, Aug. 1990.
 11. T. S. Yum, "The design analysis of the scheduled-retransmission multiaccess protocol for packet satellite communications," *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 35, no. 6, pp. 1319-1324, Nov. 1989.
 12. H. W. Lee and J.W. Mark, "Combined random/reservation access for packet switched transmission over a satellite with on-board processing: Part I-Global beam satellite," *IEEE Trans. Commun.*, vol. COM-31, pp. 1161-1171, Oct. 1983.
 13. S. Bose and S. S. Rappaport, "High capacity: low delay packet broadcast multiaccess," *IEEE Transaction on Aerospace and Electronic Systems.*, vol. aes-16, no. 6, pp. 830-837, Nov. 1980.
 14. J. F. Chang and L. Y. Lu, "Distributed demand-assigned packet switching with trailer transmissions," *IEEE Transaction on Aerospace and Electronic Systems.*, vol. AES-20, pp. 775-787, Nov. 1984.
 15. J. Y. Hui, *Switching and Traffic Theory for Integrated Broadband Networks.*, Kluwer Academic Publishers, 1990.
 16. Sheldon M. Ross, *Stochastic Process.* John Wiley & Sons, 1983.
 17. I. Rubin and Z. Zhang, "Message delay analysis for TDMA schemes using contiguous-slot assignments," *IEEE Trans. Commun.*, vol. 40, pp. 730-737, April 1992.
 18. T. E. Stern, "Packet scheduling protocols in multi-beam communication satellite," *Proc. Int. Symp. Inform. Theory*, June 1979.
 19. L. Kleinrock, *Queueing Systems.* John Wiley & Sons, 1975.
 20. 백선옥, 최양희, 김종상, "다중 채널 통신망에서 복직지 충돌이 성능에 미치는 영향," 한국정보과학회 논문지, 제 22권, 제 11호, pp. 1590-1602, 1995.

부록: 예약 방식 프로토콜의 해석 모델

본 논문에서 MCRRRA와의 비교를 위해 MCRRRA 구조에서 예약 방식만을 사용하는 프로토콜의 성능 평가를 위한 해석 모델을 기술한다.

먼저, 특정 데이터 채널을 통해 전송된 패킷이 복직지 충돌을 겪을 확률을 P_{f1} 라 하면 V장 1절의 식 (2)에 나타난 바와 같다.

예약 방식의 프로토콜에서는 모든 패킷이 사전 예약을 거쳐 전송되므로 모든 예약 패킷은 예약 대기행렬에 기록된다. 따라서, 데이터 패킷이 전송되지 않은 타임슬롯에서 예약 대기행렬에 들어오는 패킷의 수 N_g 의 평균 도착률 $E[Y_n]$ 는 다음과 같다(단 $G_c = G/M$).

$$E[Y_n] = MG_c e^{-G_c} \tag{29}$$

데이터 패킷이 전송된 타임슬롯을 통해 예약 대기행렬에 도착하는 예약 패킷은 외부로부터 도착하는 예약 패킷들과 복직지 충돌로 인해 재진입하는 예약 패

킷으로 구성되는데, 다음과 같다.

$$E[Y_r] = M \times G_c e^{-G_c} + P_{f/r} \quad (30)$$

식 (29)와 식 (30)에서 구해진 $E[Y_d]$ 와 $E[Y_r]$ 로부터 예약 대기행렬이 비어 있지 않을 확률 P_r 은 다음과 같이 계산된다.

$$P_r = \frac{E[Y_r]}{1 + E[Y_d] - E[Y_r]} \quad (31)$$

여기서도, P_a , P_r 및 $P_{f/r}$ 는 MCRRA에서와 마찬가지로 반복적 계산에 의해 수치 해석적 방법으로 구한다.

한편, 예약 대기행렬에서의 지연 시간 W_q 은 V장 1 절의 식 (18)을 이용하여 구하는데, 그 식에서 필요함 $E[Y^2]$ 은 다음과 같다.

$$\begin{aligned} E[Y^2] = & P_a [MG_c e^{-G_c} (1 - G_c e^{-G_c}) + (MG_c e^{-G_c})^2] \\ & + P_r [MG_c e^{-G_c} (1 - G_c e^{-G_c}) + (MG_c e^{-G_c})^2 \\ & + 2MG_c e^{-G_c} P_{f/r} + P_{f/r}] \end{aligned} \quad (32)$$

다음에는 이 프로토콜의 처리율을 계산한다. 예약 방식의 프로토콜에서는 모든 패킷들이 예약을 거쳐서 전송되므로 처리율은 다음과 같다.

$$S = P_r (1 - P_{f/r}) \quad (33)$$

한편, 지연 시간은 MCRRA에서 예약 방식에 의한 지연 시간 계산 부분만 있는 것으로 간주하면 되는데 다음과 같이 유도할 수 있다.

$$D = \frac{1}{2} + C_1 (T_p + 1) + C_2 W_q + C_3 T_b \quad (34)$$

단,

$$C_1 = \frac{1}{1 - P_{f/r}} + \frac{1 - P_c}{P_c}$$

$$C_2 = \frac{1}{1 - P_{f/r}}$$

$$C_3 = \frac{1 - P_c}{P_c}$$

이고,

$$P_c = e^{-G_c}$$

$$P_d = (e^{-G_c})^{M-1}$$



白善旭(Seonuck Paek) 정희원

1986년 2월: 서울대학교 컴퓨터 공학과(학사)

1989년 2월: 서울대학교 컴퓨터 공학과(석사)

1994년 8월: 서울대학교 컴퓨터 공학과 공학과(박사)

1995년 1월~현재: 상명대학교 전자계산학과 전임강사

1990년 7월~1991년 2월: 한국전자통신 연구소 위촉 연구원

1996년 4월~현재: 한국전자통신 연구소 위촉연구원
※관심분야: WDM, 초고속 통신망 등



崔陽熙(Choi Yang Hee)정희원

1995년 7월 27일생

1971년~1975년: 서울대학교 공과대학 전자공학과(학사)

1975년~1977년: 한국과학원 전기 및 전자공학과(석사)

1980년~1984년: 프랑스 국립 전기통신대학 전산과(공학박사)

1977년~1979년: 한국전기통신연구소 연구원

1981년~1984년: 프랑스 국립 전기통신연구소 연구원
(Center National d'Etudes des Telecommunications)

1988년~1989년: IBM Thomas J. Watson Research Center 방문연구원

1984년~1991년: 한국전자통신연구소 책임연구원, 데이터통신 연구실장, 망기술 연구실장, 프로토콜 연구실장, 정보통신 표준연구센터장 역임

1991년~현재: 서울대학교 컴퓨터공학과 부교수
서울대학교 컴퓨터네트워크 연구센터 센터장
서울대학교 중앙교육연구전산원 부원장



金宗相(Chongsang Kim) 정회원

1960년: 서울대학교 공과대학 전자공학과 졸업

1965년: 서울대학교 대학원 전자공학과 석사

1975년: 서울대학교 대학원 공학박사

1967년: 영남대학교 전임강사

1968년: 서울대학교 전임강사

1983년: 서울대학교 전자계산소장

1986년: 한국정보과학회장

1992년: 서울대학교 컴퓨터 신기술 공동연구소장

1993년: IEEE Seoul Section 회장

1995년: IEEE Korea Council(한국전기전자학회(회장))

현재: 서울대학교 공과대학 컴퓨터공학과 교수

서울대학교 공과대학 컴퓨터공학과 학과장