

論文2001-38TC-6-1

WDM 망에서 가변 길이의 메시지 전송을 위한 동기 예약 프로토콜 (Synchronous Reservation Protocol for Variable-sized Messages in a WDM-based Local Network)

李宰熏*, 任敏中*

(Jae-hwoon Lee and Min-joong Rim)

요약

이 논문에서는 수동 성형 구조를 이용한 파장 분할 다중화 방식 (Wavelength division multiplexing: WDM) 기반의 근거리 망에서 가변 길이의 메시지를 효율적으로 전송할 수 있는 동기 예약 프로토콜을 제안한다. 제어 채널은 데이터 채널 상의 메시지 전송을 조절하기 위하여 사용되며, 시간은 고정 길이의 슬롯으로 동기화 되어 있다. 망은 가변 수의 노드를 수용할 수 있으며, 또한 노드의 수의 변화에 무관하게 동작한다. 따라서 어떠한 “새로운” 노드도 망의 초기화 없이 언제든지 망에 접속할 수 있다. 제안된 프로토콜을 이용하면 데이터 채널과 목적지 주소 충돌 현상도 피할 수 있다. 제안된 프로토콜의 성능은 한 슬롯 시간에 대한 여러 가지 종단간 전파 지연의 경우에 대하여 균형점 분석 (EPA) 방식을 이용하여 분석하고, 모의 실험을 통하여 분석 결과를 검증한다. 분석 결과에 따르면, 전파 지연이 성능에 상당한 영향을 미치는 것을 알 수 있다.

Abstract

In this paper, we propose a synchronous reservation protocol that is efficient for supporting variable-sized messages in a wavelength division multiplexing (WDM)-based local network using a passive star topology. A control channel is used to coordinate transmission on data channels. Time is slotted with fixed-sized slots. The network can accommodate a variable number of nodes, and can operate independently of the change of the number of nodes. So, any “new” node can join the network anytime without network re-initialization. Moreover, with the protocol, we can avoid data channel and destination conflicts. We analyze the performance by using EPA method according to the variation of the end-to-end propagation delay with respect to one slot time, and validate the results by simulation.

I. 개요

광섬유는 막대한 대역폭과 무시할 정도로 낮은 에러

율 등의 우월한 성능으로 인하여 원거리의 점대점 통신망에서 구리선의 대체로서 사용되어 왔다. 단일 모드 광섬유는 1.2~1.6 m의 저 손실 영역에서 약 20THz의 대역폭을 가지고 있다^[1]. 그러나 광섬유의 최대 가용 용량은 단일 채널 광 망의 경우 노드의 전자 처리 속도인 수 Gbps로 제한된다. 파장 분할 다중화 (Wavelength division multiplexing, WDM)는 이러한 광섬유의 막대한 대역폭을 이용하기 위한 기술이다^[2]. WDM에서 광섬유의 대역폭은 각각이 서로 다른 파장으로 동작하는 여러 개의 채널로 나누어지며, 한 채널의 대역폭은 한 노드의 전송 속도와 같다. 따라서

* 正會員, 東國大學校 情報産業大學 情報通信工學科
(Dept. of Information and Communication Eng.,
Dongguk University)

※ 본 연구는 동국대학교 신임교원연구비 지원으로 수행되었습니다.

接受日字:2000年5月15日, 수정완료일:2001年4月10日

WDM 기술을 이용한 망은 다중 채널 망이 된다. 다중 채널을 수용하는 한 가지 방법은 각 노드가 각 채널 당 하나 씩의 전송 레이저와 수신 필터 군을 장착하는 것이다. 그러나 이 방법은 송수신 장치가 상당히 고가이기 때문에, 단지 적은 수의 노드로 이루어진 망이 고려될 수 있을 뿐이다. 좀 더 많은 노드를 수용하기 위한 다른 방법은 각 노드가 적은 수 (즉, 하나 또는 둘)의 송신장치와 수신장치를 장착하도록 망을 설계하는 것이다. 이 경우, WDM 망은 노드의 송수신장치의 가변능력 여부에 따라 4가지의 시스템으로 분류될 수 있다^[3]. 이 중에서 노드가 가변 송신장치와 가변 수신장치를 장착하는 시스템이 많은 수의 노드를 수용하는데 적합하다. 이 경우, 메시지 전송이 가능하기 위해서는 전송노드의 송신 레이저와 수신 노드의 수신 필터가 메시지 전송 시간동안 동일한 파장으로 동조되어야 한다. 하나의 파장이 노드 간의 제어 정보의 교환을 위한 제어 채널로서 사용되고, 다른 파장들은 데이터 채널로서 사용된다.

일단 망이 구축되면 망은 시스템의 전반적인 장애 없이 오랜 기간동안 구동되어야 한다. 그 기간동안 노드는 고장 등으로 인하여 망에서 제거될 수 있고, 또한 트래픽이 증가하거나 고장이 복구되는 경우 “새로운” 노드가 망에 추가될 수 있다. 만일 노드의 수의 변화가 망의 동작에 영향을 미친다면 위와 같은 상황이 발생할 때마다 망이 초기화되어야 한다. 따라서 망에 구현되는 프로토콜은 노드의 수의 변화에 무관하게 동작하여야 한다. 또한, 회선 교환 트래픽이나 파일 전송과 같이 긴 전송 시간을 갖는 트래픽 등은 가변 길이를 가진다. 따라서 이러한 가변 길이의 메시지를 효율적으로 전송할 수 있는 프로토콜이 필수적이다. 여러 가지 임의 액세스 프로토콜이 수동 성형 구조를 갖는 초고속 광 근거리 통신망에서 소개되고 분석되었다^[4,5]. 이러한 프로토콜들은 고정 길이의 데이터 패킷의 전송을 고려하고 있다. [6,7]에서는 비동기로 동작하는 시스템에서 가변 길이의 메시지 전송을 위한 버퍼 예약 프로토콜이 제안되었다. 이 프로토콜에서는 만일 제어 패킷이 충돌없이 전송되면 메시지 전송을 위한 정보가 목적지 버퍼에 저장된다. 그러나 이 프로토콜에서는 모든 노드가 송신노드와 수신노드 간에 언제 어떠한 데이터 채널이 사용될 것인지를 미리 알아야 하며, 새로운 노드에는 이러한 정보가 없기 때문에 이러한 새로운 노드가 망에 접속될 때마다 망이 초기화 되어야 한다. [8]에

서는 모든 채널이 동기화 되어 있는 경우에 가변 길이의 메시지를 전송할 수 있는 2가지의 예약-ALOHA 기반의 프로토콜이 제안되었다. 그러나 이 프로토콜들은 목적지 충돌 현상을 고려하지 않았다. [9]에서는 비동기로 동작하는 시스템에서 가변 길이의 메시지 전송을 할 수 있는 비동기 예약 프로토콜이 제안되었다. [10]에서는 노드 간의 전파 지연이 하나의 타임슬롯보다 작은 경우에 가변 길이의 메시지 전송을 위한 동적 스케줄링 프로토콜이 제안되었다. [11]에서는 노드 간의 전파 지연이 하나의 타임슬롯보다 큰 경우에 가변 길이의 메시지 전송을 위한 임의 선택 방식의 동기 예약 프로토콜이 제안되었다.

이 논문에서는 전파지연이 하나의 타임슬롯보다 큰 경우에 가변 길이의 메시지를 효율적으로 전송할 수 있는 동기 예약 프로토콜을 제안한다. 제안된 프로토콜에서는 데이터 채널 선택 방식으로서 임의 선택 방식과 휴지 선택 방식을 고려한다. 하나의 메시지는 여러 개의 데이터 패킷으로 이루어져 있다. 모든 채널은 하나의 데이터 패킷의 전송 시간으로 슬롯화 되어 있으며, 슬롯의 시작에 동기화 되어 있다. 제안된 프로토콜은 노드의 수에 무관하게 동작하며, 각 노드는 자신의 메시지의 전송시간을 스스로 결정할 수 있다. 또한 어떠한 새로운 노드도 초기화 과정 없이 망에 쉽게 접속할 수 있다. 따라서 일단 망이 구축되면 망은 노드의 수의 변화에 무관하게 동작한다. 또한 이 프로토콜을 이용하면 목적지와 데이터 채널 충돌 현상도 피할 수 있다. 제안된 프로토콜의 성능은 균형점 분석 방법을 이용하여 분석하고, 여러 가지 파장의 수와 전파 지연이 성능에 미치는 영향을 측정하고자 한다.

이 논문은 다음과 같이 구성된다. II장에서 프로토콜의 동작에 대해서 설명하고, III장에서 분석을 위한 수학적 모델 제시한다. IV장에서 여러 가지 실험 결과를 고찰하고, V장에서 결론을 맺는다.

II. 동기 예약 프로토콜

이 논문에서 고려되는 망 구조는 그림 1에 나타나있다. 광섬유의 대역폭은 $(N+1)WDM$ 채널로 나누어지며, 각각은 $(\lambda_0, \dots, \lambda_N)$ 의 서로 다른 파장으로 동작한다. 망에는 노드가 있으며, 각 노드는 한번에 단지 하나의 메시지를 저장할 수 있다. 각 메시지는 하나의 상의 고정 길이의 데이터 패킷으로 구성되어 있다. 노

드는 중앙의 수동 성형 결합기의 입력과 출력 포트에 접속되어 있으며, 성형 결합기의 입력 포트로부터 들어온 빛 에너지는 균등하게 출력 포트에 배분된다. 즉, 성형 결합기는 방송 매체와 같이 동작한다. 다중 채널 망에서 메시지를 전송하고자 하는 송신 노드는 메시지를 전송하기 전에 미리 어떤 채널을 이용할 것인가를 수신 노드에게 알려 주어야 한다. λ_0 파장을 갖는 채널은 노드들 간의 액세스를 조절하기 위한 제어 채널로서 사용되며, $\{\lambda_1, \dots, \lambda_M\}$ 파장의 채널들은 실제의 메시지 전송을 위한 데이터 채널로서 사용된다. 각 노드는 제어 채널에 고정되어 있는 하나의 고정 송신장치와 하나의 고정 수신장치를 가지고 있다. 각 노드는 또한 각각 데이터 채널 중의 하나에서 동작할 수 있는 하나의 가변 송신장치와 하나의 가변 수신장치를 가지고 있다. 가변 송수신장치의 조율시간은 0으로 가정한다.

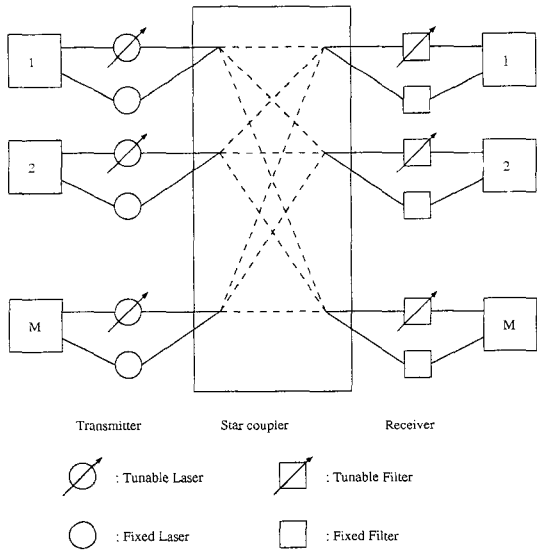


그림 1. 수동 성형 결합기를 이용한 망 구조
Fig. 1. Network architecture with a passive star topology.

제어 패킷은 제어 채널을 통하여 전송되며, 노드들 사이의 신호와 메시지 전송 시간동안 데이터 채널의 점유를 위하여 사용된다. 제어 패킷에는 송신 노드 어드레스, 수신 노드 어드레스, 그리고 실제의 메시지 전송을 위한 채널 번호 등이 포함되어 있다. 제어 패킷이 전송되기 전에 송신노드는 메시지 전송을 위하여 어떤 데이터 채널이 사용될 것인가를 미리 결정해야 하며, 이 정보는 해당 수신 노드에게 알려주기 위하여 제어

패킷에 포함되어야 한다. 이 논문에서는 데이터 채널 선택 방법으로서 임의 방법과 휴지 방법을 고려한다. 임의 선택 방법에서는, 메시지를 가지고 있는 노드는 제어 채널을 감지하기 전에 미리 하나의 데이터 채널을 선택한다. 휴지 선택 방법에서는 메시지를 전송하고자 하는 노드는 제어 채널을 감지한 후 다른 노드에 의해서 사용되지 않는 데이터 채널 중 하나를 임의로 선택한다.

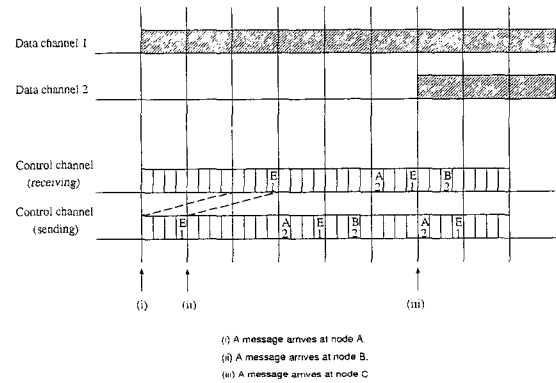


그림 2. $R=2$ 인 경우의 메시지 전송 절차
Fig. 2. Message transmission procedure in case that $R=2$.

모든 채널은 그림 2에 나타나 있는 것과 같이 고정 길이의 데이터 패킷의 전송 시간의 길이인 T_d 로 슬롯화 되어 있다. 데이터 채널의 슬롯은 데이터 슬롯이라고 하며 실제의 메시지를 포함한다. 제어 채널의 슬롯은 제어 슬롯이라고 한다. 제어 슬롯은 x 개의 미니슬롯으로 다시 나누어지며, 각 미니슬롯의 크기는 하나의 제어 패킷의 전송 시간의 길이인 T_c 와 같다. R 을 한 타임슬롯에 대한 중단간 전파지연이라고 하자. 그러면 한 타임슬롯에서 전송된 모든 트래픽은 R 슬롯 후에 모든 노드에게로 전송된다. 모든 노드들은 slotted ALOHA 프로토콜을 이용하여 제어 채널을 액세스한다. 데이터 채널 충돌 현상은 둘 이상의 송신 노드가 동시에 하나의 데이터 채널을 이용하고자 하는 경우에 발생한다. 또한 둘 이상의 노드가 데이터 채널을 점유하는데 성공하지만, 같은 슬롯에 동일한 수신 노드에게로 메시지를 전송하고자 하는 경우에 목적지 충돌 현상이 발생한다^[12]. 이러한 데이터 채널 충돌과 목적지 주소 충돌 현상 등은 망의 성능을 저하시키기 때문에, 송신 노드는 데이터 채널과 목적지 노드 충돌 현상 없이 자

신의 메시지를 전송할 수 있도록 하기 위하여 다음과 같은 프로토콜을 준수해야 한다.

메시지 전송 절차

(1) 내부 제어 채널 감지 상태 (LCCM)

슬롯 t 의 시작에 송신 노드 i 에 수신 노드 j 로 전송되고자 하는 하나의 메시지가 발생했다고 하자. 노드는 개의 미니슬롯 중 하나 (즉, y 번째 미니슬롯)을 임의로 선택한다. 또한 임의 선택 방식의 경우, 노드 i 는 데이터 채널 중의 하나 (즉, n)을 임의로 선택한다. 노드는 메시지가 발생한 시간부터 K 슬롯동안 제어 채널을 감지한다. K 는 내부 감지 기간이라고 하며 $R+1$ 같은 값을 가진다. 그런 후에 노드 i 는 다음과 같은 조건을 만족하는지 확인한다.

- (a) 목적지 주소 어드레스가 j 인 성공 제어 패킷이 K 슬롯동안 없는지 확인한다.
- (b) 성공 제어 패킷이 제어 슬롯 ($t+T$)의 y 번째 미니슬롯에 없는지 확인한다.
- (c) 임의 선택 방식의 경우에는 n 의 데이터 채널 번호를 가지고 있는 성공 제어 패킷이 K 슬롯동안 없는지 확인한다.

이 경우, 성공 제어 패킷은 한 타임슬롯 내에서만 의미를 가지며, 그것이 다른 것과 충돌이 일어나지 않고 또한 같은 제어 슬롯 내의 이전의 성공 제어 패킷과 같은 목적지 주소 어드레스 또는 데이터 채널 번호를 가지고 있지 않은 패킷을 의미한다. 만일 위의 조건이 충족되지 않는다면 노드 i 에서의 전송 절차는 임의의 시간 후에 처음부터 다시 시작될 것이다. 그렇지 않은 경우에는, 휴지 선택 방식의 경우, 노드는 휴지로 감지된 데이터 채널 중의 하나 (즉, m)을 임의로 선택한다. 그런 후에, 그 노드는 다음 상태로 진행한다.

(2) 제어 패킷 전송 상태 (CPT)

노드 i 는 제어 채널 상의 제어 슬롯 ($t+T$)의 y 번째 미니슬롯을 통하여 자신의 제어 패킷을 전송하고 다음 상태로 진행한다. 이 경우의 제어 패킷은 신호 제어 패킷 (S_CP)라고 한다.

(3) 데이터 채널 및 목적지 충돌 감지 상태 (DCDCD)

전파 지연 시간 동안 $n(m)$ 번째 데이터 채널을 갖거나 목적지 주소 어드레스 j 를 가지고 있는 성공 제어 패킷이 있는지를 확인하기 위해서 노드는 슬롯부터 슬롯 기간 동안 제어 채널을 감지한다. 만일 이 기간

동안 이러한 제어 패킷이 감지되면, 노드는 임의의 시간 후에 LCCM상태부터 다시 시작한다. 그렇지 않은 경우에는, 그 노드는 다음 상태로 진행한다.

(4) 성공 제어 패킷 감지 상태 (CPSD)

슬롯 ($t+T$)에 전송된 제어 패킷은 슬롯 ($t+K+R$)에 모든 노드들에 의해서 수신된다. 만일 노드의 S_CP가 성공 제어 패킷이면, 그 노드는 $n(m)$ 번째 데이터 채널을 성공적으로 점유했다고 간주한다. 그런 후에 그 노드는 자신의 가변 송신장치를 점유한 데이터 채널로 변조하고 다음 상태로 진행한다. 수신노드도 역시 자신의 가변 수신장치를 해당 파장으로 변조할 것이다. 노드 i 의 S_CP가 성공 제어 패킷이 아닌 경우에는 임의의 시간 후에 LCCM 상태부터 전송 절차를 다시 시작한다.

(5) 데이터 메시지 전송 (DMT)

이 상태의 주요 목적은 메시지 전송이 끝날 때까지 노드 i 가 매 K 슬롯마다 해당 제어 미니슬롯을 통하여 자신의 제어 패킷을 전송함으로써 선택한 데이터 채널을 계속 점유하기 위한 것이다. 이 경우의 제어 패킷은 점유 제어 패킷 (R_CP)라고 하며 항상 성공 제어 패킷이 된다. 즉, 메시지의 길이가 $(K+R+1)$ 보다 크지 않은 경우에는 노드 i 는 점유한 데이터 채널을 통하여 자신의 메시지를 전송한 후 LCCM 상태로 돌아가서 다음 메시지를 기다린다. 그렇지 않은 경우에는, 그 노드는 제어 슬롯 ($t+K+R+1$)의 y 번째 미니슬롯을 통하여 자신의 R_CP를 전송하고 또한 점유한 데이터 채널을 통하여 K 개의 데이터 패킷을 전송한다. R_CP를 전송한 후에 남아 있는 메시지의 길이는 항상 보다 크다. 노드 $(2R+1)$ 는 남아 있는 메시지의 길이가 보다 크지 않을 때까지 제어 채널을 통한 R_CP의 전송과 남아있는 메시지 중에서 K 개의 데이터 패킷 전송을 반복한다. 만일 남아있는 메시지의 길이가 $(2R+1+K)$ 이하인 경우에는 R_CP를 전송하지 않고 단지 남아있는 메시지의 모든 패킷을 전송한 후, LCCM으로 돌아가서 다음 메시지를 기다린다.

그림 2는 동기 예약 프로토콜의 메시지 전송 절차의 예를 보여준다. 그림 2에 나타나 있는 것과 같이, 슬롯 t 의 시작에 노드 A에 하나의 메시지가 발생하면, 그 노드는 위의 메시지 전송 절차에 의하여 성공적으로 하나의 데이터 채널을 점유한다. 제어 채널을 관찰하면, 노드 A로부터 전송되는 제어 패킷은 매 K 슬롯마다 반복해서 나타난다. 이러한 제어 패킷은 항상 성공 제

어 패킷이 되며, LCCM의 조건들에 의해서 같은 데이터 채널을 이용하고자 하는 다른 노드로부터 보호된다. 노드 B는 비록 자신의 S_CP가 성공 제어 패킷이지만, 노드 A와 동일한 데이터 채널을 선택했기 때문에 실패로 간주한다. 노드 C는 노드 A가 사용하는 것과 같은 데이터 채널을 선택하였기 때문에, 자신의 S_CP의 전송을 보류한다. 따라서, 일단 하나의 데이터 채널을 성공적으로 점유한 노드는 자신의 메시지 전송이 끝날 때까지 독점적으로 그 채널을 이용할 수 있다.

III. 성능 분석

이 장에서는 동기 예약 프로토콜의 성능을 분석한다. 앞에서 언급한 것과 같이, 목적지 충돌은 둘 이상의 송신 노드가 같은 시간에 하나의 수신 노드와 통신하고자 하는 경우에 발생한다. 그러나 노드의 수가 파장의 수보다 훨씬 큰 경우에는 둘 이상의 송신 노드가 동일한 수신 노드를 선택할 확률이 무시할 정도로 작기 때문에, 이러한 목적지 충돌로 인한 성능의 저하도 역시 무시할 정도로 작다^[13]. 따라서, 이 논문에서는 집단적으로 포아송 분포를 가지는 무한개의 노드를 가정한다. 제어 채널을 살펴보면, G(메시지/미니슬롯)의 파라미터를 가지는 포아송 프로세스에 의해서 새로운 메시지 전송을 위한 제어 패킷이 매 미니슬롯마다 발생한다. 각 메시지는 평균 $1/p$ 슬롯을 가지는 기하 분포로 이루어진 데이터 패킷으로 이루어져 있다고 가정한다.

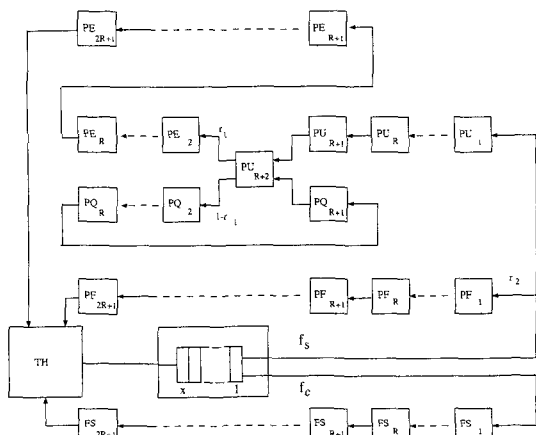


그림 3. 동기 예약 프로토콜의 수학적 모델
Fig. 3. Analytical model for the synchronous reservation protocol.

그림 3은 동기 예약 프로토콜을 위한 수학적 모델 을 나타낸다. 한 모드에서 다른 모드로의 노드의 천이는 각 슬롯의 끝에 이루어진다고 가정하며, 각 슬롯의 시작에 시스템을 관찰하므로서 제안된 프로토콜을 수학적으로 모델링한다. 각 노드는 TH , $PF_i(1 \leq i \leq 2R+1)$, $FS_j(1 \leq j \leq 2R+1)$, $PU_k(1 \leq k \leq R+2)$, $PQ_l(2 \leq l \leq R+1)$, 그리고 $PE_m(2 \leq m \leq 2R+1)$ 의 모드 중 의 하나에 있을 수 있다. TH (thinking) 모드를 제외한 다른 모든 모드들은 단위 지연 요소이며, 채널의 전파지연과 내부 감지 시간의 영향을 나타낸다. PF_{i-1} 에 있는 노드들은 확률 1로 다음 슬롯에 PF_i 로 이동한다. 같은 방식이 FS_j , PU_k , PQ_l 그리고 PE_m 모드에도 적용된다. TH 모드에는 무한 개의 노드가 있다. 전송하고자 메시지를 가진 노드가 LCCM 상태의 조건을 충족하지 못하는 경우에는, 그 노드는 자신의 S_CP의 전송을 보류하고 다시 TH 모드로 들어간다. 또한 전송한 S_CP가 성공 제어 패킷이 아닌 노드도 역시 TH 모드로 들어간다. 한 슬롯에서의 성공 제어 패킷 중에서, f_s 를 데이터 채널을 성공적으로 점유하는 S_CP의 갯수라고 하고, f_c 를 데이터 채널의 점유에 실패한 S_CP의 수라고 하자. 그러면 f_c 노드들은 FS_1 모드로 들어가서 자신의 S_CP를 전송한다. FS_1 모드에 자신의 S_CP를 전송한 노드는 FS_{R+1} 모드에 자신의 S_CP의 실패를 확인한다. 그러나 이러한 FS_{R+1} 모드에 있는 제어 패킷은 데이터 채널의 점유에 실패하지만, 이 패킷으로 인하여 다른 노드들은 자신의 S_CP의 전송을 보류하게 된다. (LCCM 상태의 (b) 조건 참고) r_2 를 메시지의 길이가 $(K+R+1)$ 이하일 확률이라고 하면, r_2 는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$r_2 = \sum_{k=1}^{K+R+1} (1-p)^{(k-1)} p = 1 - (1-p)^{K+R+1} \quad (1)$$

그러면 데이터 채널의 점유에 성공한 노드는 r_2 의 확률로 PF_1 모드에 들어가고, $(1-r_2)$ 의 확률로 PU_1 모드에 들어간다. $PF_1(PU_1)$ 에 자신의 S_CP를 전송한 노드들은 $PF_{R+1}(PU_{R+1})$ 모드에 자신들의 제어 패킷의 성공을 확인한다. PE_2 모드에 있는 각각의 노드들은 자신들의 메시지 전송이 끝날 때까지 한 슬롯당 하나의 데이터 패킷의 전송을 시작한 후, 메시지 전송이

완료되면 TH 모드로 들어간다. PE_2 모드에 있는 노드가 전송할 메시지의 평균 길이를 S_1 라고 하면, S_1 는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$S_2 = \frac{1 - \{(K+R+2) - (K+R+1)(1-p)\}(1-p)^{K+R+1}}{pr_2} \quad (2)$$

PU_{R+2} 모드에 있는 노드들은 자신의 R_CP를 전송한다. R_CP를 전송할 시간에 노드에 남아있는 메시지의 길이는 항상 $(2R+1)$ 보다 크다. r_1 을 남아있는 메시지의 길이가 $(2R+1+K)$ 이하일 확률이라고 하면, r_1 은 다음과 같이 구할 수 있다.

$$r_1 = \sum_{k=1}^K (1-p)^{(k-1)} p = 1 - (1-p)^K \quad (3)$$

그러면 PU_{R+2} 모드에 있는 노드는 r_1 의 확률로 PE_2 모드에 들어가거나, $(1-r_1)$ 의 확률로 PQ_2 모드로 들어간다. $PQ_1(2 \leq l \leq R+1)$ 모드에 있는 노드들은 각 모드마다 자신의 메시지 중에서 하나의 데이터 패킷을 전송한다. PE_2 모드에 있는 노드는 매 슬롯마다 하나의 데이터 패킷을 전송한 후, 메시지 전송이 완료되면 TH 모드로 들어간다. PE_2 모드에 있는 노드가 전송할 남아있는 메시지의 평균 길이를 S_1 이라고 하면, S_1 은 다음과 같이 구할 수 있다.

$$S_1 = 2R+1 + \frac{1 - (K+1)(1-p)^K + K(1-p)^{K+1}}{pr_1} \quad (4)$$

PF_i , PU_k , PQ_l 그리고 PE_m 모드에 있는 노드들은 서로 다른 데이터 채널을 이용한다. FS_j 에 있는 노드들에 의해서 전송된 S_CP는 PF_i , PU_k , PQ_l 그리고 PE_m 에 있는 노드에서 사용되는 것과 같은 데이터 채널 번호를 가지고 있다.

슬롯 t 에서의 시스템의 상태는 다음과 같은 벡터로 표현될 수 있다.

$$\pi(t) = (N_{PF_i}(t), N_{FS_j}(t), N_{PU_k}(t), N_{PQ_l}(t), N_{PE_m}(t)) \quad (5)$$

여기에서 $N_x(t)$ 는 슬롯 t 에 위에서 언급한 $(8R+4)$ X모드 중 하나인 $\pi(t)$ 모드에 있는 노드의 수를 나타낸다. 벡터는 이산 시간 마코프 체인으로 이루어져 있

다. 그러나 이 체인은 상태 변수가 많기 때문에 분석하는 것이 매우 어렵다. 따라서 이러한 체인의 분석을 위하여 균형점 분석 (equilibrium point analysis, EPA) 방법을 이용한다^[14]. 균형점은 단위 시간에 각 모드에서의 노드 수의 평균 증가가 0인 점을 나타낸다. 이 방법을 이용하기 위하여 이 논문에서는 시스템이 항상 균형점에 있다고 가정한다. 모든 모드에 이러한 조건을 적용하면 균형점 수식이라고 하는 일련의 수식을 얻을 수 있으며, 이러한 수식으로부터 하나 이상의 균형점으로 이루어지는 해를 구할 수 있다. 해의 갯수가 단지 하나인 경우에는 시스템이 안정화 되어 있다고 하고, 그렇지 않은 경우에는 시스템이 불안정하다고 한다.

\bar{N}_x 가 정상 상태에서 X 모드에 있는 노드의 수를 나타낼 때, $\bar{\Pi} = (\bar{N}_{PF_i}, \bar{N}_{FS_j}, \bar{N}_{PU_k}, \bar{N}_{PQ_l}, \bar{N}_{PE_m})$ 을 균형점이라고 하자. 또한 시스템이 $\bar{\Pi}$ 에 있을 때, 슬롯이 한번 지날 때마다 X 모드에서의 노드 수의 평균 증가를 $\delta_X(\bar{\Pi})$ 라고 하자. 그러면 균형점 상태에서 이 되도록 다음과 같이 구할 수 있다.

$$\bar{N}_{FS_j} = f_c, \quad 1 \leq j \leq 2R+1 \quad (6)$$

마찬가지의 방법을 이용하면 다음과 같이 구할 수 있다.

$$\begin{aligned} \bar{N}_{PF_i} &= r_2 f_s, \quad 1 \leq j \leq 2R+1 \\ \bar{N}_{PU_k} &= (1-r_2) f_s, \quad 1 \leq k \leq R+1 \\ \bar{N}_{PU_{k+1}} &= \frac{1-r_2}{r_1} f_s \\ \bar{N}_{PQ_l} &= \frac{(1-r_1)(1-r_2)}{r_1} f_s, \quad 2 \leq l \leq R+1 \\ \bar{N}_{PE_m} &= (1-r_2) f_s, \quad 2 \leq m \leq 2R+1. \end{aligned} \quad (7)$$

한 노드가 LCCM 상태에 있을 때, K 슬롯 기간동안 제어 채널을 감지하여 수신한 제어 패킷으로부터 얻을 수 있는 서로 다른 데이터 채널의 수를 T라고 하면, T는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$\begin{aligned} T &= \sum_{k=2}^{2R+1} \bar{N}_{PE_k} + \sum_{k=1}^{R+1} \bar{N}_{PQ_k} + \sum_{k=R+1}^{R+2} \bar{N}_{PU_k} + \sum_{k=R+1}^{2R+1} \bar{N}_{PF_k} \\ &= (R+1) \left\{ 2-r_2 + \frac{(1-r_1)(1-r_2)}{r_1} \right\} f_s \end{aligned} \quad (8)$$

그러면 그 노드는 N 개의 데이터 채널 중에서 T 개가 DMT 상태에 있는 노드들에 의해서 사용되고 있다

고 간주한다. 또한 한 노드가 DCDCD 상태에 있을 때, R 슬롯 기간 동안 제어 채널을 관찰하여 수신하는 제어 패킷으로부터 알 수 있는 서로 다른 데이터 채널의 수를 W라고 하면, W는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$W = \sum_{k=1}^R (\overline{N_{PU_k}} + \overline{N_{PF_k}}) = Rf_s \quad (9)$$

그러면, 노드는 (N-T) 개의 데이터 채널 중 W개가 다른 노드들에 의해서 새로이 점유되었다고 간주한다. 만일 우리가 f_s와 f_c를 구할 수 있으면 모든 노드의 상태를 구할 수 있다. f_s와 f_c를 구하기 위하여 하나의 제어 슬롯 모델을 고려해보자. 하나의 제어 슬롯에는 x개의 미니슬롯이 있다. U를 FS_{R+1}, PF_{R+1}, PU_{R+1}, PQ_{R+1} 그리고 PE_{R+1}에 있는 성공 제어 패킷의 수라고 하자. U는 한 노드가 슬롯 (t+R+1)에서 발견하게 되는 성공 제어 패킷의 수와 같으며, 다음과 같이 구할 수 있다.

$$U = \overline{N_{FS_{R+1}}} + \overline{N_{PF_{R+1}}} + \overline{N_{PQ_{R+1}}} + \overline{N_{PU_{R+1}}} + \overline{N_{PE_{R+1}}} = f_c + f_s(1 + \frac{1-r_2}{r_1}) \quad (10)$$

P_{s,k}를 k번째 미니슬롯에 전송된 S_CP가 데이터 채널을 점유하는데 성공할 확률이라고 하면, 는 다음과 같이 구할 수 있다.

- 임의 채널 선택 방식의 경우

$$P_{s,k}^R = (1 - \frac{U}{x}) \frac{N-T}{N} G e^{-\frac{N-T}{N}G} (1 - \frac{W + \sum_{i=0}^{k-1} P_{s,i}^R}{N-T}), 1 \leq k \leq x \quad (11)$$

여기에서

- 휴지 채널 선택 방식의 경우

$$P_{s,k}^I = (1 - \frac{U}{x}) G e^{-G} (1 - \frac{W + \sum_{i=0}^{k-1} P_{s,i}^I}{N-T}), 1 \leq k \leq x \quad (12)$$

여기에서 P_{s,0}^I = 0.

또한, P_{c,l}을 l번째 미니슬롯을 통하여 전송된 S_CP가 하나의 데이터 채널의 점유에 실패할 확률이라고 하면, P_{c,l}는 다음과 같이 구할 수 있다.

- 임의 채널 선택 방식의 경우

$$P_{c,l}^R = (1 - \frac{U}{x}) \frac{N-T}{N} G e^{-\frac{N-T}{N}G} \frac{W - \sum_{i=0}^{l-1} P_{c,i}^R}{N-T}, 1 \leq l \leq x \quad (13)$$

여기에서 P_{c,0}^R = 0.

- 휴지 채널 선택 방식의 경우

$$P_{c,l}^I = (1 - \frac{U}{x}) G e^{-G} \frac{W - \sum_{i=0}^{l-1} P_{c,i}^I}{N-T}, 1 \leq l \leq x \quad (14)$$

여기에서 P_{c,0}^I = 0.

위의 식을 이용하면, f_s와 f_c는 각각 다음과 같이 구할 수 있다.

$$f_s = \sum_{k=1}^x P_{s,k} \quad (15)$$

$$f_c = \sum_{l=1}^x P_{c,l}$$

(11)-(15) 식으로부터, f_s와 f_c에 대한 비선형 방정식에 대한 해를 구함으로써 균형점 \bar{\Pi}를 구할 수 있다.

망 처리율 S_T는 시스템이 \bar{\Pi} 상태에 있을 때 한 슬롯에서 성공적으로 전송되는 데이터 패킷의 평균 개수로 정의되며, 다음과 같이 구할 수 있다.

$$S_T = S_2 \overline{N_{PF_{2R+1}}} + \overline{N_{PU_{R+1}}} + R \overline{N_{PQ_2}} + S_1 \overline{N_{PE_{2R+1}}} \quad (16)$$

$$= \{S_2 R_2 + \frac{1-r_2}{r_2} + R \frac{(1-r_1)(1-r_2)}{r_1} + S_1(1-r_2)\} f_s.$$

IV. 분석 결과 및 고찰

이 장에서는 여러 가지 시스템 파라미터를 이용하여 제안된 프로토콜의 성능을 조사한다. 망이 불안정 상태 (즉, 이중 안정 상태) 에 있는 경우에는 두개의 국부 안정 균형점이 구해진다. 이 경우, 두개의 균형점 중에서 시뮬레이션 값을 따르는 하나의 균형점을 처리율로 택한다.

그림 4에서는 여러 가지 데이터 채널의 수에 대하여 미니슬롯 당 평균 S_CP 도착율 (로드) 에 대한 처리율을 보여준다. 낮은 로드에서는, 하나의 노드로부터 전송되는 S_CP는 충돌없이 전송될 것이다. 반면, 데이터 채

널의 점유에 성공한 노드는 매 K 슬롯마다 자신의 R_CP 를 전송한다. 제어 채널을 관찰하면 N 이 증가함에 따라 K 개의 연속적인 슬롯 동안에 나타나게 되는 제어 패킷의 수도 따라서 증가하게 된다. 다시 말하면 슬롯 t 에 하나의 메시지가 한 노드에 도착하면 그 노드가 슬롯 $(t+R)$ 의 한 미니슬롯에서 제어 패킷을 감지하게 되는 확률은 N 이 증가함에 따라 같이 증가하게 된다. 따라서 이 증가함에 따라 망 처리율은 따라서 증가하게 되지만, 적은 수의 N 의 경우에 성능은 최대 처리율에 다다르게 된다. 로드가 증가함에 따라서 메시지를 전송하고자 하는 노드의 수도 증가하게 되고, 제어 패킷이 충돌할 확률도 따라서 증가하기 때문에 성능이 저하된다.

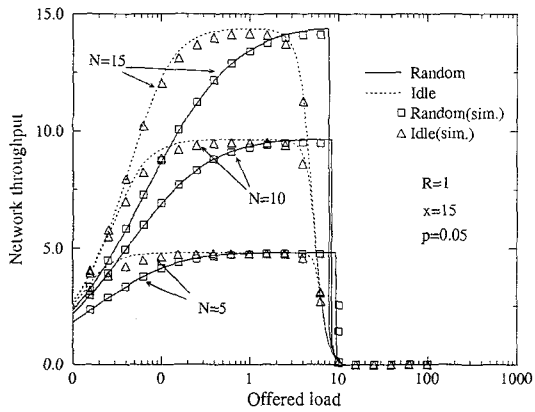


그림 4. 데이터 채널 수에 따른 망 처리율 비교
Fig. 4. Network throughput versus offered load for various numbers of data channels.

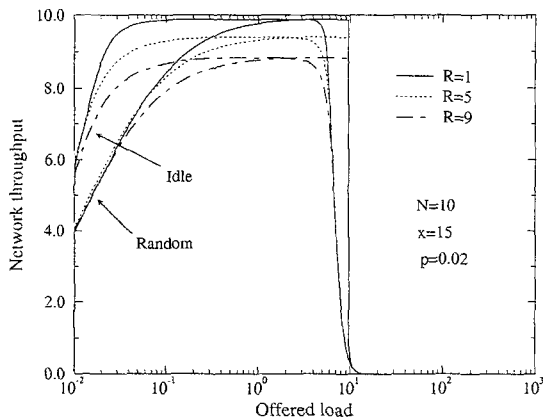


그림 5. 여러 가지 전파 지연에 대한 망 처리율 비교
Fig. 5. Network throughput versus offered load for various propagation delays.

그림 5는 여러 가지 종단간 전파지연의 경우에 로드 에 대한 망 처리율을 보여준다. 한 노드가 제어 슬롯 t 의 한 미니슬롯을 통하여 S_CP 를 전송하면, 그 노드는 슬롯 $(t+R)$ 에 자신의 S_CP 를 수신하므로써 데이터 채널의 성공적인 점유를 확인할 수 있다. 만일 다른 노드가 슬롯 t 에 전송된 제어 패킷과 동일한 데이터 채널을 선택한 후 슬롯 $t(Kt < t+R)$ 에 자신의 제어 패킷을 전송하면, t 에 전송된 제어 패킷은 데이터 채널 충돌 현상을 방지하기 위하여 “실패”로 간주된다. 전파 지연이 증가함에 따라 이러한 현상도 자주 발생하게 되며, 이것이 성능을 저하시킨다. 또한 rm 을 메시지를 전송한 후에 하나의 데이터 채널에서 낭비되는 슬롯의 수라고 하자. R 이 증가함에 따라 rm 도 따라서 증가하게 되고, 이것은 역시 성능을 저하시킨다.

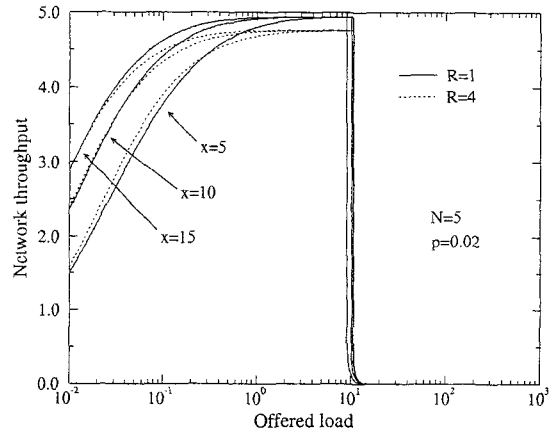


그림 6. 여러 가지 미니슬롯의 수에 대한 망 처리율 비교 - 임의선택방식
Fig. 6. Network throughput versus offered load for various numbers minislots-random selection.

그림 6은 임의의 데이터 채널 선택 방식의 경우에 여러 가지 미니슬롯의 수의 경우에 로드 에 대한 망 처리율을 보여주고, 그림 7은 그림 6과 같은 조건 하에서 휴지 데이터 채널 선택의 경우를 보여준다. i 개의 데이터 채널이 사용되고 있고 j 개의 제어 패킷이 비록 성공 제어 패킷이지만 “실패”로 간주되는 경우에 하나의 사용중이지 않은 데이터 채널을 위한 제어 미니슬롯의 평균 갯수를 Y 라고 하면 Y 는 $(Rx - i - j) / (N - i)$ 와 같다. 만일 S_CP 가 Y 개의 미니슬롯 중의 하나에서 충돌없이 전송되면, 이러한 S_CP 를 전송한 노드는 성공적으로 데이터 채널을 점유할 수 있다. x

가 증가함에 따라, Y 도 따라서 증가하게 되고 성능도 좋아지게 된다. 반면 x 와 R 이 작은 경우에는 S_CP의 충돌이 하나의 데이터 슬롯의 낭비를 가져오게 되고, 따라서 성능이 저하된다. R 이 증가함에 따라 j 와 이용 가능한 미니슬롯의 수도 따라서 증가하게 된다. 따라서, 낮은 로드에서는 S_CP는 다른 것과 충돌이 잘 일어나지 않기 때문에, 이용 가능한 미니슬롯의 수의 증가가 더 좋은 성능을 위한 주된 요인이 된다. 그러나 로드가 증가함에 따라, j 가 주된 요소가 되며, 작은 R 이 큰 R 보다 더 좋은 성능을 제공한다.

아지지만, 높은 로드에서는 제어 패킷의 충돌 현상으로 인하여 성능이 저하되는 것을 볼 수 있다. 또한 종단간 전파 지연에 대한 성능의 영향을 분석하였으며, 전파 지연이 적은 경우가 큰 경우보다 더 좋은 성능을 제공하는 것을 볼 수 있었다.

제안된 프로토콜은 회선 교환 트래픽이나 긴 전송 시간을 필요로 하는 트래픽과 같은 가변 길이의 메시지 전송이 필요한 망에 적합하다. 프로토콜은 동기적으로 동작하고, 새로운 노드도 망의 초기화 과정 없이 언제든지 망에 접속할 수 있다.

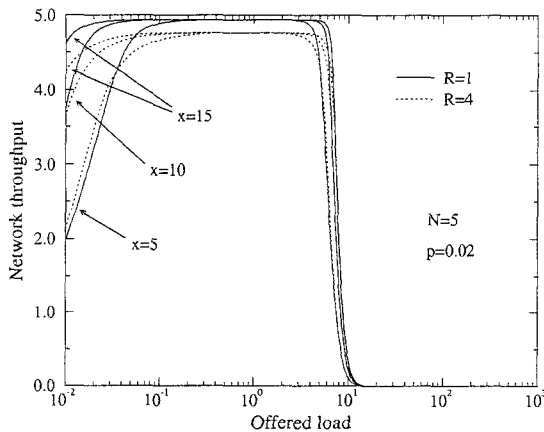


그림 7. 여러 가지 미니슬롯의 수에 대한 망 처리율 비교 - 휴지선택방식

Fig. 7. Network throughput versus offered load for various numbers minislots-idle selection.

V. 결론

이 논문에서는 수동 성형 결함기를 이용한 초고속 근거리 광 망에서 동기 예약 프로토콜을 제안하고 분석하였다. 각 노드는 하나의 고정 송신장치와 하나의 고정 수신장치를 장착하고 있으며 이것은 제어 채널에 고정되어 있다. 각 노드는 또한 각각 데이터 채널 중의 하나에서 동작할 수 있는 하나의 가변 송신장치와 가변 수신장치를 가지고 있다. 임의의 휴지 방식이 데이터 채널 선택 방법으로서 고려되었다. 무한 노드 수 환경에서 프로토콜의 성능이 분석되었다. 분석된 결과는 시뮬레이션을 통하여 검증하였고, 여러 가지 시스템 파라미터에 대한 영향을 고려하였다. 분석된 결과를 보면, 제안된 프로토콜은 임의 액세스 방식을 이용하기 때문에 낮은 로드에서는 로드가 증가함에 따라 성능도 좋

참고 문헌

- [1] R. Ramaswami, "Multiwavelength Lightwave Networks for Computer Communications", *IEEE Commun. Mag.*, pp. 78~88, Feb. 1993.
- [2] L. G. Razowsky, C. Barry, M. Hickey, C. A. Noronha Jr. and P. Poggiolini, "WDM Local Area Networks", *IEEE Lightwave Telecommun. Syst. Mag.*, pp. 8~15, May 1992.
- [3] J. M. Senior, M. R. Handley and M. S. Leeson, "Development in Wavelength Division Multiple Access Networking", *IEEE Commun. Mag.*, pp. 28~36, Dec. 1998.
- [4] F. Jia and B. Mukherjee, "The Receiver Collision Avoidance (RCA) Protocols for a Single-Hop WDM Lightwave Networks", *Proc. ICC*, pp. 6~10, 1992.
- [5] J. C. Lu and L. Kleinrock, "A Wavelength Division Multiple Access Protocol for High-Speed Local Networks with a Passive Star Topology", *Performance Evaluation*, vol. 16, no. 1-3, pp. 223~239, Nov. 1992.
- [6] F. Jia and B. Mukherjee, J. Iness and S. Ohja, "Variable-Length Message Scheduling Algorithms for a WDM-Based Local Lightwave Network", *Proc. INFOCOM*, pp. 1362~1369, 1994.
- [7] H. B. Jeon and C. K. Un, "Contention-based reservation protocols in multiwavelength optical networks with a passive star topology", *IEEE*

- Trans. Commun.*, vol. 43, pp. 2794~2802, Nov. 1995.
- [8] G. B. M. Sudhakar, N. Deorganas and M. Kavehrad, "Slotted Aloha and Reservation Aloha Protocols for Very High-Speed Optical Fiber Local Area Networks Using Passive Star Topology", *IEEE J. Lightwave Technol.*, vol. 9, no. 10, pp. 1411~1422, Oct. 1991.
- [9] J. H. Lee and C. K. Un, "Asynchronous Reservation Protocol for Variable-sized Messages in a WDM-based Local Networks", *Computer Communications*, vol. 18, no. 12, pp. 880~888, Dec. 1995.
- [10] J. H. Lee and C. K. Un, "Dynamic Scheduling Protocol for Variable-Sized Messages in a WDB-based Local Network", *IEEE J. Lightwave Technol.*, vol. 14, no. 7, July 1996.
- [11] J. H. Lee and C. K. Un, "Synchronous Reservation Protocols for Variable-sized Messages in a WDM-based Local Networks", *Proc. GLOBECOM*, pp. 2210~2214, 1995.
- [12] G. N. M. Sudhakar, M. Kavehrad and N. D. Georganas, "The Effect of Receiver Collisions in Multi-Channel Optical Networks", *Proc. ICC*, pp. 573~577, 1992.
- [13] F. Gia and B. Mukherjee, "Bimodal Throughput, Nonmonotonic Delay, Optical Bandwidth Dimensioning, and Analysis of Receiver Collisions in a Single-Hop WDM Local Lightwave Network", *Proc. GLOBECOM*, pp. 100~110, Dec. 1992.
- [14] S. Tasaka, *Performance Analysis of Multiple Access Protocols*, MIT Press, 1986.

저 자 소 개



李宰熏(正會員)

1985년 2월:한양대학교 전자공학과 학사. 1987년 2월:한국과학기술원 전기및전자공학과 석사. 1995년 8월:한국과학기술원 전기및전자공학과 박사. 1987년 3월~1990년 4월:(주) 데이콤 연구원. 1990년 9월~1999년 2월:삼성전자 정보통신부문 선임연구원. 1999년 3월~현재:동국대학교 정보통신공학과 조교수. <주관심분야> 초고속통신, 다중 액세스 프로토콜, 인터넷 프로토콜



任敏中(正會員)

1987년 2월: 서울대학교 전자공학과 공학사. 1990년 5월: University of Wisconsin-Madison 공학석사. 1993년 8월:University of Wisconsin-Madison 공학박사. 1993년 9월~2000년 2월:삼성전자 선임연구원. 2000년 3월~현재:동국대학교 정보통신공학과 전임강사. <주관심분야> VLSI and Software for Communication