

# 패킷 무선 망의 프로토콜을 기반으로한 무선 ATM MAC 프로토콜 설계 및 성능분석

정희원 강상욱\*, 정부영\*\*, 여현\*\*\*, 이진\*\*\*\*, 조성준\*\*\*\*, 최승철\*

## The design and performance evaluation of the wireless ATM MAC protocol based on the protocol of wireless packet networks.

Sangwook Kang\*, Buyung Chung\*\*, Hyun Yoe\*\*\*, Jin Lee\*\*\*\*,  
Sungjun Cho\*\*\*\*, Seungcheol Choi\* *Regular Members*

### 요약

무선 MAC에 대한 연구는 기존의 패킷 무선 망에서 출발하고 있다. 패킷 무선 망을 위하여 여러 프로토콜들이 연구되어 있으나 이들의 공통된 단점은 무선 ATM에서 요구하는 서비스의 종류와 각각의 품질 요구를 만족시킬 수 없다는 것이다. 그 이유는 패킷 무선 망은 음성이나 랜덤 데이터 등의 서비스에 따라 독립적으로 설계되어있으므로, 다양한 서비스를 동시에 수용하여야 하는 ATM 서비스를 그대로 처리할 수 없기 때문이다. 서비스의 통합을 위하여 공통된 매개변수를 정의하고 그 매개변수의 적시 수용을 위한 효율적인 구조를 갖추는 것이 가장 중요하다. 따라서, 본 논문에서는 가장 근본적으로 고찰되어야 하는 사항인 MAC의 전체적인 구조를 효율적으로 설계하고 그 구조하에서 세부적인 요구사항을 만족시키기 위한 알고리즘들을 고찰하였다.

### ABSTRACT

Most researches on the wireless MAC mainly start from the study on the wireless packet data networks. Several research results are there in the field of wireless packet data networks, but they didn't satisfy the requirements of the Quality of Services for wireless ATM traffic. The reason is that the former wireless networks are designed for each kind of service and so they cannot deal with ATM services which need to serve various kind of services. In order to integrate the various services, common parameters should be defined and efficient structures which support those services and use common parameters should be made. Therefore, in this paper, we propose an efficient MAC structure for wireless ATM and under that structure an algorithm for satisfying the detailed requirements. The results are verified by computer simulations.

### I. 서론

무선 MAC에 대한 연구는 기존의 패킷 무선 망에서 출발하여 여러 프로토콜들이 연구되고 있다.

그러나 이들의 공통된 단점은 무선 ATM에서 요구하는 서비스의 종류와 각각의 품질 요구를 만족시킬 수 없다는 것이다. 그 이유는 패킷 무선 망은 음성이나 랜덤 데이터 등의 요구되는 서비스에 따라

독립적으로 설계되어 있으므로, 다양한 서비스의 통합을 요구하는 ATM 서비스를 그대로 수용할 수 없기 때문이다.

ATM 망에서는 음성이나 랜덤데이터 이외에도 ABR 형태의 데이터나 VBR, CBR 로 표현될 수 있는 여러 종류의 서비스가 동시에 지원되어야 한다. 그러나 일반적으로 MAC은 서비스의 종류와는 무관하게 일관적인 동작을 수행하는 것이므로 이 서비스마다의 특징을 표현할 수 있는 공통 매개변수의 도입이 필수적이다. 이 매개변수를 이용하여 모든 종류의 서비스가 공통적으로 처리되어질 수 있다. 패킷 무선 망에서 다양한 서비스를 지원할 수 없었던 가장 큰 이유는 매개변수를 적절히 도입하지 않았기 때문이며 따라서 서비스마다 그 구조가 다를 수밖에 없었다. 일례로, 음성과 랜덤데이터의 동시 수용과 통계적 다중화 이득을 그 장점으로 하는 PRMA(Packet Reservation Multiple Access)는 트래픽 종류에 따라 상호 독립적인 매개변수를 가지고 망에 접속되므로 망에서는 이들을 별도의 두 서비스로 취급하게 된다[1][2][3]. 따라서, PRMA에 새로운 서비스를 도입하기 위해서는 매번 시스템의 처리구조를 변경시켜야만 한다. 이런 단점을 해결하고자한 시도가 [4]에서 제시된 C-PRMA(Centralized PRMA)이다. 이 프로토콜은 PRMA의 장점인 음성의 통계적 다중화 효과를 유지하고 있으나 그 구조면에서는 PRMA와는 전혀 별개의 시스템을 이루고 있다. 반면 PRMA의 기본 구조를 유지하면서 서비스의 통합을 시도한 [5]의 PRMA/DA(PRMA/Dynamic Assignment)는 동적 파라미터를 정의하고 이의 전송을 위하여 가용 슬롯을 두고 있지만 그 위치가 프레임 내에서 고정되어 있으므로, 프레임 내에서 발생할 수 있는 동적인 변화에 대처하기 어렵다는 단점을 가지고 있다. 한편, 처음부터 무선 ATM용 MAC으로 개발된 DSA(Dynamic Slot Assignment)등은 매 패킷들을 독립적으로 처리하는 원칙을 가진다. 이 프로토콜은 매 패킷마다의 동적인 요구를 충족시키기 용이하다는 장점을 가지는 반면 이를 위하여 존재하는 큰 오버헤드와 복잡한 제어가 수반된다는 단점을 가지고 있다[6][7][8].

따라서 본 논문에서는 구조적으로 단순하고 다양한 결과 물들이 이미 존재하는 PRMA를 구조의 기본으로 삼는다. 여기에 모든 서비스에 공통적으로 통용되는 매개변수를 정의하므로써 제어의 효율성을 높인다. 이를 위하여 정의되는 매체 접근 제어의 구조는 매개변수의 효율적 전달에 초점을 맞추어 설계한다. 또한 설계된 구조가 원활하게 동작될 수 있도록 세부적인 알고리즘들을 정의하여 도입한다.

이를 위하여 먼저 2장에서는 기존 무선 MAC 프로토콜들의 특성에 대하여 살펴보고, 3장에서는 본 논문에서 제안하는 무선 ATM 용 MAC의 구조를 제시한다. 이 장에서 시스템의 전체구조 및 세부 알고리즘들에 대하여 서술된다. 4장에서는 제안된 구조에서의 성능을 평가하여 마지막으로 5장에서는 수용할 사항과 보완할 사항들을 도출하고 본 논문에 대하여 결론을 짓는다.

## II. 무선 MAC의 고찰

우선 패킷 무선 망의 대표적 프로토콜인 PRMA를 살펴보면 다음과 같다. PRMA 프로토콜은 마이크로 셀 내부에 있는 여러 단말들이 하나의 기지국을 통하여 정보를 전송할 수 있는 방식으로 현재 음성과 랜덤 데이터 그리고 비디오 트래픽의 수용에 대하여 연구가 되고 있다. 또한 PRMA는 분산된 단말이 공유된 매체를 통하여 패킷화된 정보를 중앙의 기지국으로 전송할 수 있게 한다. 또한 단말의 정보를 '주기정보'와 '랜덤정보'로 구분하여, 음성과 같은 주기정보인 경우에는 그 패킷율과 동일한 비율로 프레임 발생시켜 매 프레임마다 한 슬롯씩을 예약해주므로서 요구사항을 만족시켜준다. 그 외의 데이터들은 패킷마다 슬롯들을 점유하기 위하여 매 슬롯마다 경쟁을 해야하는 구조로 되어 있으며, 데이터의 발생률이 음성의 발생률보다 클 때에는 프레임당 두 개 이상의 슬롯을 경쟁방식으로 점유할 수도 있다. 따라서 랜덤 데이터만이 사용된다면 PRMA는 Slotted ALOHA로 동작한다. 슬롯의 예약 여부는 기지국에 의하여 처리된 후 바로 단말들에 방송되므로, 모든 단말들은 현 슬롯의 예

약상황을 즉시 알게 된다는 가정을 가지고 있다 [1][2]. 이 프로토콜의 사용으로 음성의 통계적 다중화 이득을 충분히 사용할 수 있게 되었으며, 또한 랜덤데이터를 동시에 수용할 수 있는 시스템이 설계되었다[3]. 그러나 이 프로토콜은 시스템에 과부하가 인가되면 전송되는 패킷의 충돌확률이 급증하여 예약용 슬롯이 부족하게되므로 시스템에 불안정성이 발생된다. 이 불안정성으로 인하여 시스템의 처리율이 매우 낮아진다. 또한 서비스의 통합 측면에서의 융통성이 부족하다는 단점을 가지고 있다. 이러한 문제들은 서비스마다의 동적인 요구사항을 시스템에 적절히 전달할 수 있는 알고리즘을 가지고 있지 않기 때문에 발생한다.

이러한 PRMA가 갖는 문제점들을 극복하기 위하여 예약용 슬롯을 매 프레임마다 배당하는 Centralized PRMA(C-PRMA)프로토콜이 제안되었다[4]. PRMA가 수직적 예약기법에 근거하였기 때문에 제어는 단순하지만 동적인 요구사항을 만족시킬 수 없는 반면, C-PRMA에서는 수평적 예약기법을 사용하여 이를 해결하고 있다. 이 프로토콜에서는 단말의 예약 요청의 목적으로만 사용되는 예약슬롯을 별도로 두고 있다. 하나의 예약슬롯은 하나의 예약용 패킷만큼을 수용하는 크기의 미니슬롯들로 구성된다. 모든 슬롯의 할당은 기지국이 스케줄러를 통하여 관장하게 된다. 이때 기지국은 HRP(Hybrid- Reservation Polling) 기법을 사용하여 좋은 성능을 얻을 수 있다. C-PRMA의 목적은 서로 다른 요구사항을 갖는 트래픽을 적절히 통합하는데에 있다. 프레임 구조에 제한 없이 동적으로 슬롯을 할당하게되고, 서로 다른 요구사항을 갖는 트래픽을 수용할 수 있으며 상향링크 채널의 이용율을 극대화시킨다는 장점이 있다. 반면에 동작에 필요한 과도한 오버헤드로 인하여 상황에 따라 명령의 길이가 길어지는 경우에는 PRMA의 성능 이하로 떨어지는 단점을 보인다.

중앙의 스케줄러를 통하여 동적으로 슬롯을 할당할 수 있는 또 다른 프로토콜로는 DSA가 있다. 이 프로토콜의 기본 개념은 중앙의 기지국과 몇 개의 이동단말로 구성된 셀을 분산된 큐잉시스템으

로 다루고, 기지국은 단말로부터 전송된 동적인 파라미터에 의해 상향링크로의 ATM 셀 전송을 스케줄하는 것이다. 이 방법으로 고정망의 ATM 다중화에 비해 무선 구간에서 낮은 데이터 전송율을 갖더라도 실시간 서비스의 QoS를 만족시킬 수 있다. DSA 프로토콜의 특징은 다음과 같이 설명될 수 있다[6].

초기의 DSA는 C-PRMA와 마찬가지로 매 슬롯마다의 응답용 오버헤드로 인한 단점을 가진다. 이의 해결을 위하여 제안된 DSA++ 프로토콜은 하향링크 시그널링 버스트에서 몇 개의 연속된 슬롯에 대해 시그널링 메시지를 그룹 지어 방송한다[7][8]. 그러나 고정된 길이의 프레임 개념을 사용하지 않으므로 PRMA에서 처럼 프레임의 주기를 이용함에서 얻을 수 있는 프로토콜의 단순화 장점은 갖지 못한다. 이 프로토콜은 매 패킷마다의 QoS를 세부적으로 다룰 수는 있으나 동적파라미터 전송을 위한 알고리즘에 따른 과도한 제어가 필요하게 된다.

이 장에서 살펴본 몇 개의 프로토콜들에서 나타난 장단점을 고려하여 요약하면 다음과 같은 결론을 얻을 수 있다. 무선 ATM을 위한 MAC 프로토콜에서는 서비스의 통합적인 측면과 실시간 서비스의 지원이 그 주를 이루고 있다. 따라서 서비스의 통합을 위해서는 모든 서비스에 공통적인 매개변수를 정의하여 이들을 동일한 방법으로 처리하여야 한다. 또한 경쟁으로 인한 대역의 낭비를 최소화하여 처리율 성능을 극대화하기 위해서 예약슬롯을 사용함으로써 예약구간과 정보전송 구간을 분리한다. 마지막으로 매 패킷마다 독립적인 처리로 인한 과도한 오버헤드를 줄이기 위해서, 고정 프레임의 주기성을 이용하여 단말의 연결단위로 파라미터를 처리한다. 이상의 사항을 만족시킬 수 있는 MAC 프로토콜을 정의하여 무선 ATM에 적용성을 검토하는 것이 본 논문의 목적이다.

### III. PRMA기반 ATM MAC 프로토콜의 구조

#### 1 시스템 구조

앞서 서술되었듯이 고정된 프레임 구조를 유지하면 프레임 속도를 이용하여 예약된 트래픽에 대

한 슬롯 할당이 수월해진다. 또한 파라미터만의 전송을 담당하는 예약용 미니슬롯을 사용하여 시스템의 처리율을 높일 수 있다.

그러나 예약용 슬롯이 차지하는 고정적인 대역으로 인하여 낭비가 발생할 수 있으므로 예약용 슬롯도 역시 동적으로 발행하여 대역의 효율을 더욱 향상시키도록 한다. 이를 위하여 내부적으로 프레임임을 관리하도록 가상 프레임(VF:Virtual Frame) 개념을 도입한다. 가상 프레임은 일반적인 프레임 구조와 마찬가지로 일정한 수의 슬롯들의 그룹으로서 그 순서가 순환적으로 반복되지만, 기지국에서 프레임의 주기를 이용하여 각 연결들의 요구사항을 만족시키는데 이용될뿐 단말들은 프레임의 구조를 전혀 인식하지 않아도 된다는 점이 그 특징이다. 따라서 이 구조는 수평적 예약기법과 수직적 예약기법의 장점들을 취한 결과를 가져온다.

그림 1에 시스템의 채널 구성을 보이고 있다. 이는 ALOHA-Reservation 형태의 채널을 기반으로

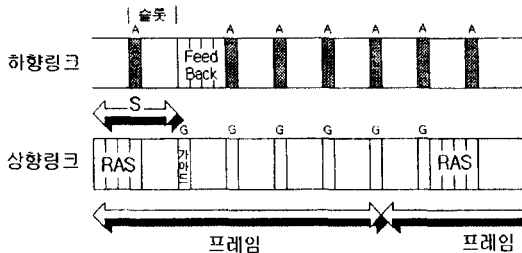


그림 1. 시스템의 채널 구조  
Fig. 1. The structure of the system.

하고 있다. 프레임은 크게 예약용 RAS(Random Access Slot) 슬롯들과 일반적인 패킷 전송용의 GS(General Slot) 슬롯들로 나뉜다. 이 중 RAS는 3.2 절에서 서술될 예약용 파라미터의 전송에만 사용되며 프레임내 그 위치와 수에는 제한이 없다. 반면, RAS를 제외한 모든 슬롯들은 GS로서 ATM셀을 포함하는 패킷의 전송용으로 동작한다. 따라서 프레임은 반드시 랜덤 액세스 슬롯으로부터 시작되지 않는다. 하지만 시스템 내에서는 가상 프레임의 주기성을 이용하여 PRMA가 갖는 장점을 취하

고 있기 때문에 관리의 복잡성은 상대적으로 줄어든다. 그림에서의 시간간격 S는 상향과 하향 프레임간에 전파지연 및 처리시간을 고려하여 동기를 유지하기 위하여 설정된 값이며 항상 일정하게 유지된다. 일반적으로 셀룰라 형태의 무선환경에서는 각 단말의 본포 상황에 따른 단말과 기지국간 전파지연의 격차를 흡수하기 위하여 상향링크의 각 슬롯마다 가아드 시간이 필요하지만 하향링크에서는 기지국의 슬롯의 사용을 독점하므로 가아드 시간이 필요 없다. 따라서, 하향링크의 슬롯에서는 이 가아드에 해당하는 시간을 이용하여 다음 프레임의 그 슬롯 사용 권한을 방송하는데 사용한다. 예약된 단말에 대해서는 스케줄러에서 QoS에 따른 우선순위를 고려하여 슬롯을 할당하고, 할당된 슬롯 정보를 매 슬롯 방송하게 된다. 그러나 이 방송은 다음 프레임에 대한 슬롯의 예약 상황이므로 각 단말들은 예고된 자신의 슬롯만을 이용하면 된다.

## 2. 전송 예약 절차

### 2.1 예약용 슬롯의 발행

패킷 무선 망의 PRMA에서는 랜덤 액세스를 위한 가용(Available) 슬롯과 예약된 단말에 의하여 배타적으로 사용권한이 주어진 예약(Reserved) 슬롯만을 사용하고 있다. 본 논문에서는 이를 확장하여 ABR 형태의 서비스를 위하여 이전 논문에서 제안하였던 반예약 슬롯(Semi-Reserved slot), 반가용 슬롯(Semi-Available slot)을 추가로 사용하고 있다 [9][10]. 이를 간단히 요약하면, 프레임 레이트의 분할 및 조립으로 융통적인 전송율을 지원할 수 있게 되며 이 특성을 ABR등의 서비스에 적용시키는 기법이다. 매 프레임마다 고정적으로 예약되는 예약 슬롯과는 달리, 특정 프레임 주기를 가지고 예약된 슬롯 인덱스를 반예약 슬롯인덱스(Semi-Reserved slot index)라 정의한다. 이러한 반예약 슬롯인덱스는 모든 프레임마다 고정적인 슬롯이 예약되어 사용되는 것이 아니므로 연결에 대하여 예약된 반예약 슬롯과, 추가적인 대역 점유를 위해 가용한 슬롯인 반가용 슬롯으로 구성된다. 따라서, 반예약 슬롯인덱스로 정의된 슬롯열은 사전에 정의된 주기가

이에 사용하지 않는 슬롯들이 존재하게 되고, 이 슬롯을 이용하여 또 다른 연결을 서비스 할 수 있다. 이를 위하여 각 프레임마다 나타나는 슬롯 위치별 정보를 관리하기 위하여 기지국에서는 슬롯인덱스 테이블(SIT)을 두어 슬롯정보를 관리하게 된다. 예를들면, 음성 등의 단말들은 활성화구간 동안에는 프레임마다 고정된 위치의 슬롯을 할당받는다. 반면에, ABR 형태의 연결에 대해서는 특정 프레임 주기마다 하나씩의 슬롯을 할당하므로써 최소대역을 설정하고, 이 주기만큼씩의 가용 대역을 추가로 점유할 수 있게 한다. 예약된 전송대역이 협의된 최대 대역에 이르면 추가적인 대역 요청을 할 수 없게 된다. 또한, 음성 등의 실시간성 연결에 의해 ABR 형태 서비스의 대역이 가로채기 당할 수도 있다. 하지만 이런 경우에도 사전에 협의된 ABR의 최소 셀율은 만족되어야 한다.

슬롯인덱스 테이블의 각 요소마다에는 표 1과 같은 정보가 관리된다. 반예약 슬롯인 경우 단말마다

여, 단말의 예약에 사용할 수 있는 가용 슬롯과 반가용 슬롯은 미니슬롯화된 RAS로 동작하도록 규정한다. 따라서 각 RAS는 기지국이 관리하는 프레임 내의 어느 위치에나 올 수 있으며, 그 수에도 제한은 없다. 그러나 동적파라미터의 전송을 위하여 프레임 내에는 최소한 하나의 RAS가 존재하여야 한다.

## 2.2 예약 절차

단말로부터의 예약은 RAS를 통해서만 이루어진다. 서비스를 원하는 단말들은 RAS를 이루는 임의의 한 미니슬롯을 통해 자신의 동적파라미터를 전송한다. 이 짧은 메시지의 충돌여부는 일정시간 후(그림 1의 S) 하향링크 채널을 통해서 방송되며, 경쟁에 참여했던 단말들만이 이 방송 메시지를 청취한다. 이때 메시지에는 각 미니슬롯에 대한 충돌여부(충돌, 사용되지 않음, 전송성공)와 전송에 성공한 단말의 ID가 포함된다. 따라서 경쟁에 참여했던 모든 단말들은 이 응답 메시지를 청취하기 이전에 새로운 예약 시도를 할 수 없다. 예약에 실패한 단말은 다음번 발행되는 RAS 까지 대기한 후 예약 파라미터의 전송을 다시 시도한다. 따라서 RAS들만을 고려한다면 이는 수 개의 인스턴스를 갖는 슬롯티드 ALOHA의 동작을 하게된다. 만일 RAS를 통한 예약 파라미터의 전송에 성공한다면 스케줄러에 의해 할당된 GS의 사용을 기지국으로부터 통보받게 된다. 이로써 예약에 성공하게되며 향후 서비스 종료 시까지는 프레임 주기를 이용하여 주기적으로 GS를 할당받게 된다.

예약메시지의 전송시 주의해야하는 문제는 전송시도의 공정성이다. 예약을 원하는 단말은 슬롯티드 ALOHA 원칙에 입각하여 RAS 슬롯을 점유한다. 이때 PRMA에서 사용하는 전송허용확률도 도입된다. 그러나 최소 대역폭 점유가 요구되는 ABR 단말의 경우, 이미 최소 대역이 만족되고 있는 ABR 단말에 대해서는 추가적인 대역 점유시 그 전송허용확률을 하향 조정하여 그렇지 못한 단말들과의 공정성 문제를 해결하도록 한다. 이때 사용되는 원칙으로는 비례감소 기법을 적용한다.

표 1. 슬롯 인덱스 테이블의 구성  
Table 1. The content of Slot Index Table

슬롯 인덱스 : 프레임 내의 슬롯의 위치	
슬롯의 형태 : 슬롯의 형태(예약, 반예약, 가용)	
요청에 의해 할당된 프레임 주기	
프레임 주기 관리자	단말의 ID
	시작 프레임 인덱스

서비스가 시작된 프레임 번호가 다르며 그 프레임부터 일정 주기를 가지고 슬롯이 할당될 것이다. 따라서 프레임 주기 관리자를 통하여 단말의 ID와 프레임 번호를 관리해야만 한다. 가용슬롯이 음성에 예약되면 기지국에서는 이를 예약슬롯으로 바꾸어 이후 음성의 토크 스포츠가 끝날 때까지는 이 슬롯을 매 프레임마다 고정적으로 음성에 할당한다. 그러나 가용슬롯이 ABR 형태의 연결에 예약되었다면 이 슬롯은 반예약 슬롯으로 규정되어 이 슬롯인덱스는 또 다른 ABR 형태의 연결을 수용하거나, 음성이 프리엠트할 수 있음을 의미하게 된다.

위와 같은 채널 구조에서 효율적인 예약을 위하

$$P_{new} = P_{init} * (1 - \frac{C_c}{C_M})$$

$P_{new}$  = 갱신된 전송허용확률 (1)

$P_{init}$  = 초기 전송허용확률

$C_c$  = 현재 연결 수

$C_M$  = 최대 연결 수

즉, 이미 예약된 ABR 단말은 그 연결 수에 따라 차등적인 전송허용확률을 갖게되어 추가적인 대역 점유의 확률은 점차 줄어들게된다. 따라서 ABR 단말들간이나 고정적인 전송허용확률을 갖는 음성 등과의 공정성 문제가 해소된다.

### 3. 동적 슬롯 할당

#### 3.1 동적파라메터

서비스 종류마다 요구하는 사항이 다르므로 이에 대한 정보를 기지국에 알려 적절한 처리를 받아야 한다. 이를 위하여 모든 서비스 종류에 대하여 공통적인 파라메터를 정하고 그 값에 따라 동적으로 제어를 하게된다. 이를 동적 파라메터라고하며 이는 동일한 서비스내에서도 단말의 상태에 따라 그 값이 변할 수 있다. 이 파라메터들은 서비스의 개시를 요구할 때 주로 전송되지만 서비스 도중에 발생하는 요구사항의 변동을 기지국에 알리기 위해서도 전송되어야 한다. 동적 파라메터는 서비스 개시 시에는 RAS를 통하여 전송되며, 서비스 도중에는 그 단말의 패킷에 피기백 방식으로 GS를 통하여 전송된다. 이 파라메터들은 다음과 같은 내용으로 정의된다.

#### 1) 프레임 할당 주기

요청 프레임 할당 주기는 곧 요구 대역을 의미하게 된다. 이 주기가 작을수록 더 빠른 속도를 요구하는 것이 된다. 본 논문에서는 용이한 계산을 위하여 이 값이 1이상의 정수인 경우만을 고려하였으며 서비스 클래스마다는 일정한 값을 갖는다고 가정하였다.

#### 2) 최대 연결 수

하나의 연결은 요청된 프레임 주기로 서비스받게되므로 연결의 수를 늘릴수록 더 큰 대역을 확보하게 된다. 따라서 연결의 수를 제한함으로써 하나의 단말이 요청할 수 있는 최대 대역폭을 제한한다.

#### 3) 패킷의 잔여 수명

서비스 클래스가 동일한 패킷들간의 세부적인 우선순위를 결정하기 위한 파라메터로서 슬롯단위의 값으로 환산되어 처리한다. 이는 서비스의 개시 전에 과도한 지연을 겪으면 손실될 수밖에 없는 실시간 서비스에 중요한 의미를 부여한다. 패킷별 예약을 기반으로 하는 프로토콜들에서는 매 패킷마다 이 파라메터의 처리가 요구되었으나 제안하고있는 연결기반의 프로토콜에서는 서비스 개시와 요구수정시에만 고려하면된다.

#### 4) 단말 내부 큐의 길이

단말 내부에는 생성된 패킷이 전송되기까지의 지연을 흡수하기 위한 큐를 가진다. 실시간 트래픽의 경우 큐의 길이가 길면 과도한 지연으로 인하여 성능이 만족되기 어렵게된다. 따라서, 큐의 범람으로 인한 패킷의 손실 등을 고려하여 예약의 우선순위를 결정하는 것이 바람직하므로 이 값을 우선순위의 계산 시에 포함시킨다.

기지국 스케줄러의 PPQ(preemptive priority queue)에서 사용되는 우선순위의 계산은 전달받은 파라메터에 입각하여 다음과 같이 수행된다.

$$Pr = q | + 1 / (Re * ms) \tag{2}$$

Pr : 우선순위

q | : 큐 길이

ms : 연결 설정시 요구하는 프레임 주기

Re : 단말의 내부 큐 선두 패킷의 잔여 수명

연결이 요청하는 프레임 주기는 그 연결의 최소 전송율을 의미한다. 따라서 식 (2)에 의하면 최소 전송율 요구가 클수록 우선순위를 크게 책정하고 동일한 전송율을 요구시에는 첫 패킷의 잔여수명

이 작을수록 우선순위를 크게 한다. 또한 단말의 내부 큐에 대기중인 패킷의 수가 많을수록 우선순위를 높여주므로써 버퍼에서의 오버플로에 의한 패킷의 폐기를 최소화한다. 이의 단순화를 위하여 서비스 클래스마다 특정 프레임 주기를 갖는다고 가정한다. 여기서 계산된 우선순위는 RAS를 통하여 예약에 성공한 단말들간에 실제 GS의 할당순서를 위하여 PPQ에 정렬시 필요한 우선순위이다.

### 3.2 기지국의 스케줄러

RAS를 통해 단말로부터 예약 파라미터를 전달 받은 기지국은 이를 스케줄러에 전달하여 GS 할당을 결정한다. 이를 위하여, 전달받은 파라미터들은 그 우선순위에 따라 큐에 정리된다. 즉, PPQ를 이용하여 스케줄러가 동작하므로 큐잉된 순서에 따라 순차적으로 처리하게 되어 서비스 지연으로 인한 성능의 감소를 최소화시킬 수 있다.

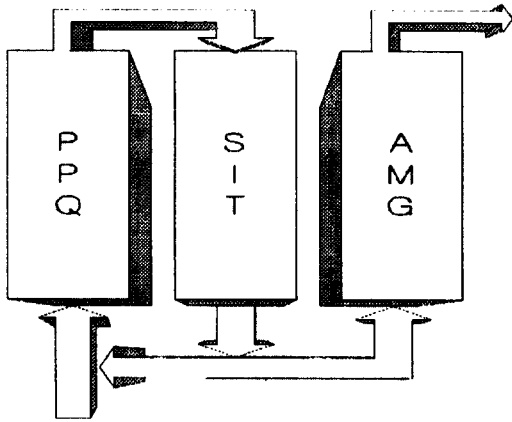


그림 2. 기지국 스케줄러의 구성  
Fig. 2. The configuration of scheduler in base station.

큐의 헤더에 위치한 단말에 GS를 할당하기 위해서는 그림 2와 같은 절차를 거치게 된다. 기지국은 PPQ의 HOL(Head of Line) 단말에 대하여 할당해줄 GS가 있는지는 SIT(Slot Index Table)을 검사하여 결정한다. 그 결과를 AMG(Acknowledgement Message Generator)에서 정형하여 발송하게 된다.

PPQ에서는 이미 예약된 단말로부터의 동적 파라미터 전송과 신규 단말의 요청을 수용하기 위하여 매 슬롯마다 큐된 파라미터의 순서 갱신이 이루어진다. 따라서 HOL 단말은 고정되어 있지 않으며 그 QoS에 따라 변동될 수 있다. 앞서 언급된 SIT는 프레임들을 이루는 모든 슬롯들을 서비스 클래스에 따라 관리하고 있으므로 각 클래스별 QoS를 만족시킬 수 있으며 또한 RAS의 발행을 책임지게 된다. 이처럼 SIT에서는 PPQ의 HOL 파라미터에 따라 할당 가능한 GS의 유무를 검색한다. 즉, 음성에 대해서는 가용슬롯을 우선적으로 할당하고 가용슬롯의 부재 시에는 반 가용슬롯을 통한 가로채기가 시도된다. 반면, ABR의 경우에는 가용슬롯이 아닌 반가용 슬롯을 우선적으로 검색하여 슬롯을 할당하므로써 상대적으로 우선순위가 높은 CBR, VBR 등을 위하여 가용슬롯을 사전에 확보하고, 또한 시스템의 사용 용량의 압축효과를 가져오게 한다. 이 절차의 결과 HOL 단말에 GS가 할당되면 SIT의 내용이 갱신된다. 따라서, 해당 슬롯이 되면 AMG에서 정형되었던 응답이 단말에 전송 된다. 한편, 갱신된 이후에도 가용과 반가용으로 남은 슬롯은 어떠한 단말에도 예약되지 않은 슬롯이므로 AMG에서는 이 슬롯들을 예약용 슬롯인 RAS로 응답한다. 그러므로 RAS의 수나 프레임내 위치는 동적으로 생성되게 된다.

이상에서 III장에서 서술된 알고리즘을 간단히 요약하면 다음의 그림 3,4와 같다.

```

for ( 모든 단말 I){
    동적파라미터 갱신(i) ;
    기지국의 방송 메시지 청취 ;
    if ( 방송된 메시지 == 랜덤 액세스 슬롯 ){
        if ( i에 데이터 패킷 존재 && 기존 예약 없음 )
            예약패킷 전송 시도 ;
    }
    if ( 방송된 메시지 == 예약된 슬롯 ){
        if ( i에 예약된 슬롯 ) 데이터 패킷 전송 ;
    }
}
    
```

그림 3. 단말에서의 처리사항 알고리즘  
Fig. 3. The processing algorithm of the terminals

```

상향슬롯 청구 ;
if ( 데이터 패킷 수신 ) 피기백된 파라미터 추출;
if ( 랜덤 액세스 결과 수신 ) 전송 성공된 파라미터 추출 ;
for ( 모든 전송된 파라미터 )
    패킷 우선순위 계산 ;
    PPQ에 정렬 ;
}
SIT 갱신 ;
if ( 상향슬롯 == 랜덤 액세스 ) 피드백 메시지 생성 ;
else 하향 패킷 목적지 단말 선택 ;
SIT로부터 상향 슬롯할당정보 추출 ;
AMG에서 메시지 방송 ;
    
```

그림 4. 기지국에서의 처리사항 알고리즘  
Fig. 4. The processing algorithm of the base station

#### IV. 제안된 시스템의 성능

##### 1. 실험환경

모의 실험을 통하여 얻은 결과를 PRMA 등의 Reservation-AHOHA 형태의 프로토콜과 비교하는 것을 목표로 하였다. 따라서 실험에 사용된 트래픽의 종류는 음성과 데이터 두 가지로 가정하였으며, 특히 데이터의 경우에는 제안된 구조에서의 장점을 부각시키기 위하여 ABR 형태의 데이터라 가정하였다. ABR 형태의 데이터는 지연에 대한 요구는 없으나 손실은 되어서는 안되며, 최소 셀을 보장요청하는 서비스이다. 고정 ATM 망에서는 ABR에 대하여 Rate based 트래픽 제어가 수행되어야만 하지만 본 논문에서는 최소 셀을 보장받으며 여유대역 존재시에 전송율을 증가시킬 수 있는 특성에만 초점을 맞추었다. 음성의 경우에는 ON/OFF 소스로 모델링하여 talkspurt와 silent 구간을 발생시키고 이에 따라 activity detector를 적용시켰으며[2], ABR 데이터인 경우에는 포아송 분포를 갖도록 모델링하였다. 각 트래픽의 세부사항은 다음의 표 2와 같다. 또한 전체 채널에 관한 세부사항은 표 3에 나타내었다. 시스템은 비교를 위하여 PRMA에서와 마찬가지로 음성의 트래픽에 맞추어 설계하였다. 이는 PRMA와의 정량적인 비교를 위하여 설정된 값이며, 트래픽의 특성이 변하더라도 기지국은 동적 변수를 이용하여 재스케줄링을 수행하게 되므로 적용될 수 있다.

표 2. 각 트래픽에 대한 정의  
Table 2. The definition of each traffic class.

음 성	
음성 전송율	32 Kbps
평균 활성화구간	1.0 sec
평균 침묵구간	1.35 sec
평균 미니활성구간	0.275 msec
평균 미니침묵구간	0.05 msec
음성 패킷의 폐기 허용율	0.01
전송 허용 확률	1
ABR 형태 데이터	
최소 전송율	1 kbps
최대 전송율	채널 전송율
전송 허용 확률	변 화

표 3. 시스템 채널에 관한 세부사항  
Table 3. The Specification of the channel.

채널 속도	0.72 Mbps
프레임길이	16 msec
프레임당 슬롯 수	20 개
슬롯길이	0.8 msec
랜덤 액세스 슬롯의 서브슬롯 수	4 개

제시된 표 2에 의하면 음성의 경우에는 요청 프레임 할당 주기가 1이 되며, 패킷의 지연은 32ms의 최대 값을 가진다. 또한, ABR의 경우에는 요청된 프레임 할당 주기가 32가 된다. 전체 시스템의 성능에 가장 영향을 미치는 요소는 시스템의 처리율 성능이라 할 수 있으므로 그에 관한 실험을 랜덤 액세스 채널만의 처리율과 전체 시스템 처리율로 나누어 수행하였다. 랜덤 액세스 채널은 동적 변수를 전송하기 위하여 슬롯티드 ALOHA 프로토콜에 의해 경쟁적으로 사용한다. 따라서 이 채널에서의 성능이 전체 시스템의 성능을 결정하는 최대의 변수가 된다. 또한 랜덤 액세스 채널에서의 지연과 스케줄러에서의 지연에 따른 단말의 평균 지연이 시스템의 성능에 영향을 준다.



2. 결과분석

제안하는 프로토콜에서는 이 채널의 서브슬롯 수와 시스템이 관장할 단말의 수가 성능을 결정하는 요소이므로 각 요소의 변화에 따른 랜덤 액세스 채널의 성능을 우선적으로 살펴보아야 한다. C개의 단말이 M개의 미니슬롯으로 전송했을 때, 하나의 미니슬롯에서 전송이 성공할 확률 Ps는

$$P_s = C(1/M)(1-1/M)^{C-1}$$

따라서, 각 C와 M에 대한 최대 성공확률은

$$\begin{aligned} M((C-1)/C)^{C-1} & , M \leq C \\ C((M-1)/M)^{C-1} & , M > C \end{aligned}$$

최대 처리율 THmax는,

$$\begin{aligned} \frac{M(C-1)^{C-1}}{C^{C-1} + M(C-1)^{C-1}} & , M \leq C \\ \frac{C(M-1)^{C-1}}{M^{C-1} + C(M-1)^{C-1}} & , M > C \end{aligned}$$

그림 5에 예약용 랜덤 액세스 슬롯 수 및 단말의 수에 따른 랜덤 액세스 채널의 최대 처리율을 보였다.

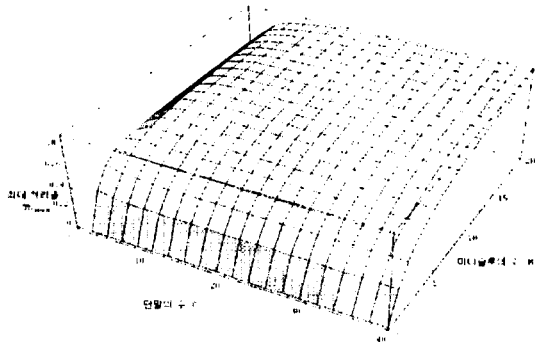


그림 5. 미니슬롯 개수 및 단말 수에 따른 랜덤 액세스 채널의 최대 처리율  
Fig. 5. Maximum throughput on Random Access Channel dependent on No. minislots and No. mobile terminal.

그림 5에서 알 수 있는 바와 같이 최대 처리율은 미니 슬롯 개수 M과 단말의 수 C와 밀접한 관계가 있다. 미니슬롯의 수가 많을수록 랜덤 액세스 채널의 처리율이 증가한다. 그러나 그 증가분은 선형적이지 않으며, 4-6 개 이상에서는 증가분이 매우 적다. 우선순위 기반 슬롯 할당 기법은 랜덤 액세스 채널의 전송 용량도 최적화가 되어, 미니슬롯이 4 개인 경우 최대 처리율이 슬롯티드 ALOHA의 0.37 보다 훨씬 큰 0.58 이된다. 전체 시스템의 성능에 영향을 미치는 또 다른 요소로는 시스템에 인가된 제공부하 즉, 처리를 요청하는 단말의 수이다. 이를 전체 채널의 용량으로 정규화 시켜 표현한다. 제공부하의 크기를 변화시켜가면서 시스템의 처리율을 고찰한 결과를 그림 4에 보인다.

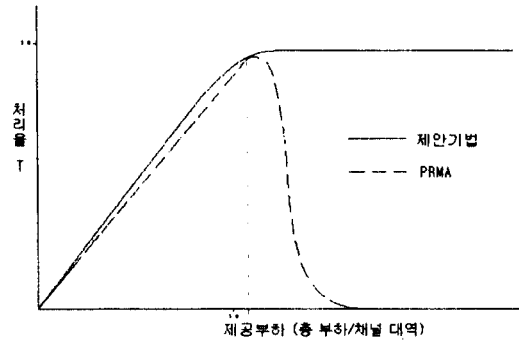


그림 6. 제공부하에 따른 시스템의 처리율  
Fig. 6. Normalized throughput of the system dependent on offer load.

그림 6에서 알 수 있듯이 부하량이 증가함에 따라 채널의 처리율 역시 선형적으로 증가한다. 그러나 PRMA 경우에는 부하량이 채널 용량을 초과하면서부터 처리율 성능에 치명적 손상이 가해진다. 즉, 부하량이 증가할수록 예약 가능한 채널의 수가 상대적으로 증가하게 되고 급기야는 매 슬롯마다 극심한 충돌을 겪게 된다. 그러나 예약용 채널을 별도로 둔 경우에는 전송용의 채널은 항상 보장되고 있으므로 과부하 상황에서도 처리율 성능을 유지할 수 있게 된다. 물론 단순히 예약용 채널만을 분리한 경우라면 과부하에 따른 전송 요청의 증가로 인하여 예약용 채널에서의 충돌이 역시 증가하게 되

어 시스템에 큰 장애가 초래된다. 그러나 제안하고 있는 시스템에서는 동적 변수를 전송할 때 반드시 예약용 채널을 이용하는 것이 아니라 기존에 연결을 이용하여 피기백 방식을 이용할 수 있게 하므로서 충돌의 확률을 크게 줄여 시스템의 성능이 보장되는 것이다.

이상의 실험들은 단지 시스템의 효율을 고찰한 것일 뿐이며, 전체 시스템의 처리율 성능만으로는 각 단말의 QoS 보장과 공정성을 판단할 수 없다. 따라서 표 2에 제시된 트래픽 특성을 만족시키면서 최대 지원 가능한 단말의 수를 고찰하므로써 이 시스템의 통계적 다중화 이득을 평가하는 것이 바람직하다. 기존의 PRMA 구조에서는 고속 음성 검출기를 사용한 음성의 서비스인 경우 통계적 다중화 이득  $\eta=1.64$ 까지 가능했으며, 저속 음성검출기를 사용한 경우는  $\eta=1.5$ 에 불과했다[2][3]. 이에 본 시스템에서 음성과 ABR 형태의 서비스를 수행할 때 얻어지는 통계적 다중화 이득을 고찰해보면 표 4,5와 같다.

표 4. 시스템의 통계적 다중화 이득(음성)  
Table 4. Statistical Multiplexing gain(Voice).

음성 단말 (괄호안은 고속 검출기 사용시)		
	PRMA	제안된 시스템
지원 단말 수	34(37)	44(40)
다중화 이득	1.5(1.64)	1.95(1.78)

표 5. 시스템의 통계적 다중화 이득(ABR)  
Table 5. Statistical Multiplexing gain(ABR).

ABR(데이터) 단말PRMA			
최소 전송율 (kbps)	최대 전송율 (kbps)	최대 수용 단말 수	다중화 이득
1	32	194	8.62
2	64	187	8.13
4	128	136	6.04
8	256	61	2.71
16	512	31	1.38
32	1024	21	1.05

정규화된 채널의 수는 전체 시스템의 대역폭과 하나의 단말로부터의 트래픽이 취할 수 있는 전송 속도의 비로서 표현할 수 있으므로, 정규화된 채널 수는 시스템 대역폭/단말의 대역폭이다. 이때 지원되는 단말의 수를 정규화된 채널 수로 나누면 다중화 이득 $\eta$ 를 얻을 수 있다. 표 4의 괄호 안의 수치는 고속 활성 구간 검출기를 사용한 경우의 수치이다. PRMA의 경우에는 고속 검출기의 사용할 때 더 큰 다중화 이득을 얻을 수 있으나 제안된 시스템의 경우에는 저속 검출기의 경우에 더 큰 다중화 이득을 얻을 수 있다. 이는 PRMA의 구조에서 보다 RAS가 차지하는 비율이 상대적으로 작기 때문에, 고속 검출로 인한 장는 재연결 요구는 오히려 스케줄링에 역효과를 가져오기 때문이다. 표 4와 같은 결과도 출되는 이유는 앞서 서술되었듯이 예약시에 전송되는 파라미터의 충돌로 인한 성능의 감소가 줄어들었으며, 패킷의 발생 시간을 기준으로 전송을 시도하는 PRMA에 비교해 볼 때, 스케줄러를 통하여 전송된 예약요구를 적절한 슬롯에 할당하므로써 효과적인 채널할당이 유효를 거두기 때문이다. 표 5에서는 ABR 단말만을 서비스하는 경우에 대한 다중화 이득의 결과를 보이고 있다. 이 경우의 최대 처리율은 다음과 같다.

$$T \cong 1, \frac{B}{N_T} \leq R_{Max} \leq B$$

$$\cong \frac{R_{Max} \times N_T}{B}, 0 < R_{Max} < \frac{B}{N_T}$$

단, B는 채널 대역,  $N_T$ 는 단말의 수,  $R_{max}$ 는 ABR의 전송율이다.

하나의 ABR 단말이 취할 수 있는 연결의 수를 32개로 고정시킨 후, ABR이 요구하는 프레임 할당 주기의 변화에 따른 통계적 다중화 이득을 관찰하였다. ABR의 경우에는 최소 전송율의 만족만이 성능의 척도라는 가정 하에 그 최소 전송율이 작을수록 즉, 프레임 할당 주기가 클수록 다중화 이득이 크게됨을 알 수 있다.

마지막으로 지연특성에 대한 고찰에서 VBR, CBR등 다양한 실시간 서비스가 고려되어야 하지

표6. 음성과 데이터(ABR)에 대한 지연 및 패기율 고찰  
Table 6. The delay and loss rate for voice and ABR data.

	단말 수	ABR 데이터	ABR		음성의 패기율
			최초 전송허용화률	ABR 평균지연	
PRMA	36 개	1200 bps	0.045	248 msec	0.008
	31 개	2400 bps	0.07	78 msec	0.0032
예약기법	35 개	1000 bps	0.045	97 msec	0.0
	32 개	2000 bps	0.069	64 msec	0.0

만 현 단계에서는 적합성만을 판단하기 위하여 활성구간 검출가능한 음성과 ABR 형태의 가변 데이터만을 고려하고 있으므로 다양한 조사가 수행되지는 않았다. 그러나 표 6에서와 같이 전체 시스템 부하를 PRMA와 함께 고정시킨 상황에서 실험한 결과, 음성 단말의 최대 지연 초과로 인한 셀의 폐기가 없음을 알 수 있다. 단, 이때의 단말 수는 각 서비스 종류마다의 단말 수이다. 반면, 데이터는 손실되어서는 안되지만 어느 정도의 지연은 감수할 수 있다. 하지만 그 지연 역시 짧을수록 효율적이다. 이러한 결과는 예약슬롯의 효율적인 사용과 슬롯할 당시의 동적구조를 통하여 전체 채널을 효과적으로 사용하는 데에서 기인한다. 따라서, 기타의 다양한 트래픽에 대해서도 지연성능을 만족할 수 있으리라 기대된다.

### V. 결 론

본 논문은 무선 패킷 망에서의 단점을 극복하는데에서 개발된 기법을 무선 ATM용 MAC에 적용하고, 그 성능을 살펴보고 있다. 무선 ATM을 위한 MAC에서는 서비스의 통합적인 측면과 실시간 서비스의 지원이 그 주를 이루고 있으므로 서비스의 통합을 위해서는 모든 서비스에 공통적인 매개변수를 정의하여 이들을 동일한 방법으로 처리하여야 한다. 또한 경쟁으로 인한 대역의 낭비를 최소화 하므로써 처리율 성능을 극대화하기 위하여 예약구간과 정보전송 구간을 분리하여 충돌구간을 줄이므로써 지연성능의 향상을 가져올 수 있다. 이때 예약구간을 고정시키는데 따른 불합리성을 해소하기 위하여 예약구간의 수와 위치를 동적으로 할당한다. 마지막으로 매 패킷마다 독립적인 처리로 인한 과도한 오버헤드를 줄이기 위하여 고정 프레임

의 주기성을 이용하여 단말의 연결단위로 파라메터를 처리하도록 하였다. 결과적으로 시스템은 과부하시의 처리율 불안정성을 극복할 수 있게 되었으며, 동적인 채널 할당을 통하여 다양한 요구사항을 갖는 트래픽들을 처리할 수 있다.

본 논문에서는 PRMA와의 비교를 위하여 시스템의 처리율을 고찰하고 있으나, 다양한 트래픽의 QoS를 보장하기 위한 폴링 기법 등의 알고리즘과 공정성 분석을 위한 지연 분석 등 추가적인 연구가 필요하다.

### 참 고 문 헌

1. D. J. Goodman, S. X. Valenzuela, K. T. Gayliard, B. Ramamurthi., "Packet Reservation Multiple Access for local wireless communications", IEEE Trans. Commun., vol. 37, pp.885-890, Aug. 1989.
2. David J. Goodman, Sherry X. Wei, "Efficiency of Packet Reservation Multiple Access", IEEE Trans. on Vehicular Tech. vol. 40, No. 1, pp.170-176, Feb. 1992.
3. Sajiv Nanda, David Goodman, "Performance of PRMA: A Packet Voice Protocol for Cellular Systems", IEEE Trans. on Vehicular Tech., vol. 40, No. 3, pp.584-598, Aug. 1991.
4. G. Bianci, F. Borgonovo, L. Fratta, L. Musumeci, M. Zorzi, "C-PRMA: a Centralized Packet Reservation Multiple Access for Local Wireless Communications", IEEE Trans. on Veh. Tech., vol. 46, No.2, pp.1-21, May 1997.
5. Jeong Geun Kim and Indra Widjaja, "PRMA/DA: A New Media Access Control Protocol for Wireless ATM", IEEE ICC' 96, pp.240-244, June, 1996.
6. Dietmar Petras, "Performance Evaluation of Medium Access Control Protocols for Mobile Broadband Systems", URL://www.comnets.reth-aachen.de/~petras/publications.html

- 7. D. Petras, "Performance Evaluation of medium access control schemes for mobile broadband systems", IEEE Wireless Communication Systems Symposium, pp.255-262, June, 1994.
- 8. D. Petras, "Medium Access Control Protocol for wireless, transparent ATM access", IEEE Wireless Communication Systems Symposium, pp.79-84, Nov. 1995.
- 9. Sangwook KANG, Hyun YOE, Yoonju LEE, Jaejin LEE, Seungchul CHOI, "A Study on the design of the Wireless MAC Protocol for ABR Support", MoMuC '97, pp.248 - 251, Oct. 1997.
- 10. 이윤주, 강상욱, 이재진, 여현, 최승철, "ABR 형태의 데이터 서비스를 위한 무선 MAC: APRMA", 한국통신학회 논문지 제 22 권, 제 10호, pp. 2292-2301, Oct. 1997.



강 상 욱 (Sang Wook Kang) 정회원  
 1992. 2. : 숭실대학교 전자공학과 (공학사)  
 1994. 2. : 숭실대학교 전자공학과 (공학석사)  
 1995. 2.-현재 : 숭실대학교 전자공학과 박사과정

<연구분야> 고속 통신 프로토콜, 무선 ATM, 트래픽 제어, 통신망 성능평가

정 부 영 (Bu Yung Chung) 정회원  
 1985. 2. : 한국항공대학교 통신공학과(공학사)  
 1987. 8. : 건국대학교 전자공학과(공학석사)  
 1998. 8. : 한국항공대학교 전자공학과(공학박사)  
 현재 : 한국통신 연구개발본부 표준연구단 전송표준팀 선임연구원  
 <연구분야> 대역확산통신, 고정무선망설계, 무선 ATM



여 현(Hyun Yoe) 정회원  
 1984. 2. : 한국항공대학교 전자공학과 (공학사)  
 1987. 2. : 숭실대학교 전자공학과 (공학석사)  
 1992. 8. : 숭실대학교 전자공학과 (공학박사)

1987. 2.-1993. 2. : 한국통신 통신망 연구소 전임연구원  
 1993. 3.-현재 : 순천대학교 정보통신공학과 교수  
 1997. 8.-1998.8 :Georgia Institute of Technology 방문 연구  
 <연구분야> 무선 ATM, 위성 ATM, 무선 LAN, Mobile IP, 통신망 성능평가

이 진 (Jin Lee) 정회원  
 현, 한국통신학회 명예회장  
 한국통신학회논문지 제22권 제12호 참조

조 성 준 (Sung Jun Cho) 정회원  
 한국통신학회논문지 제23권 제9호 참조

최 승 철 (Seung Cheol Choi) 정회원  
 한국통신학회논문지 제22권 제10호 참조