

무선가입자망의 링크 부계층에서 재전송 방식의 처리율 분석

正會員 위 성 홍*, 신 병 철*, 김 진 경**, 양 순 성**, 송 평 중**, 이 헌**

Throughput Analysis of the ARQ Scheme in WLL Link Sublayer

Sung Hong We*, Byung Cheol Shin*, Jin Kyong Kim**, Soon Sung Yang**,
Pyung Joong Song**, Hun Lee** *Regular Members*

요 약

본 논문에서는 무선 가입자망(WLL: Wireless Local Loop)을 통하여 데이터 서비스를 제공하는 경우에 있어 Link 부계층의 성능을 연구하고자 한다. Link 부계층에서는 사용자 패킷 데이터를 전송하기에 알맞게 분할하여 전송하게 된다. 데이터를 어느 정도 크기로 분할하느냐에 따라서 패킷 오류 확률이 달라지고 이에 따라서 링크 처리율이 변화하게 된다. 또한 한 패킷 내에서 헤더를 제외한 순수 사용자 데이터가 차지하는 비율이 달라짐에 따라 처리율이 변화하게 된다. 본 논문에서는 WLL 시스템의 재전송 방식을 수학적으로 분석하고 모의 실험함으로써 페이로드의 크기 변화에 따라서 Link 부계층에서의 처리율이 어떻게 변화하는지를 보인다.

ABSTRACT

The link sublayer segmentizes a user data into several frames and transmits it through a wireless channel. In this case, the packet error probability and link throughput are affected by the frame size. And a portion of pure user data in a packet affects a link throughput. In this paper we analyze and simulate the retransmission scheme of the Wireless Local Loop(WLL) system and study the link throughput according to the payload size.

1. 서 론

무선가입자망이란 전화국에서 전화가입자의 대내까지 연결하는 유선망대신에 무선 시스템을 이용하는 전화시스템 방식이다. WLL기술은 각 가정까지 전화

선을 포설하지 않아도 된다는 무선 시스템의 장점으로 인하여 가입자의 접속비용을 줄일 수 있고 서비스 요구에 빠르게 대처할 수 있다는 장점이 있다. 따라서 통신 인프라를 구축하기 어려운 개발도상국을 중심으로 유선망대신 WLL장비로 가입자망을 설치하는 경우가 급격히 늘어나고 있고, 선진국의 후발 통신사업자들도 짧은 시간 안에 시내 망을 확보하기 위해 WLL장비 도입을 고려하는 등 성장세가 예상된다([1]-[4]). 우리나라에서는 한국전자통신연구원에서 광대역 CDMA

*한국과학기술원(KAIST)

**전자통신연구원(ETRI)

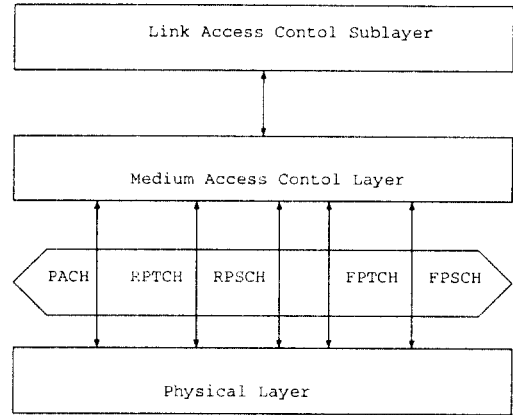
論文番號: 97451-1210

接受日字: 1997年 12月 10日

방식을 이용한 WLL 표준 초안을 작성, 한국통신기술협회(TTA)에 96년 11월 제출한 이래로 공동개발 협약 기관인 한국통신, 데이콤을 비롯하여 한화, 현대, 대우, LG, 삼성 등 제조업체 등과 함께 수 차례 보완 개정 작업을 벌여 왔으며 현재 국가 표준을 위한 마무리 준비 단계에 와 있다[5]. 이러한 WLL은 멀티미디어 서비스를 제공할 수 있도록 기본적인 음성 서비스 외에 데이터 통신 서비스도 제공하도록 제안 되어있다.

WLL의 패킷 서비스를 위한 채널 구조는 그림 1과 같다. 패킷 액세스 채널과 역방향 패킷 트래픽 채널 그리고 역방향 패킷 신호 채널은 단말국이 기지국으로 사용자 데이터 및 제어 데이터를 전송하기 위한 논리 채널이며, 순방향 패킷 트래픽 채널과 순방향 패킷 신호 채널은 기지국이 단말국으로 필요한 정보를 전송하기 위하여 사용된다. 패킷 액세스 채널은 모든 단말국이 공유하는 채널로서 사용자의 패킷 데이터 전송에 필요한 슬롯 요청과 LAC 부계층 정보를 식별하기 위한 LAC 부계층 식별자를 요청하기 위해서 사용된다. 역방향 패킷 트래픽 채널은 모든 단말국이 공유하는 구조로서 시분할되어 있으며 기지국의 허락 하에서 특정 슬롯을 특정 사용자가 1회에 한하여 사용하는 구조이다. 이 채널은 항상 사용자 패킷 데이터만을 전송한다. 역방향 패킷 신호 채널은 순방향 패킷 트래픽 채널을 통해 전달된 사용자 패킷 데이터의 처리 결과를 전송하는 채널이다. 이 채널은 LAC 부계층의 확인 및 재전송 요청 정보 그리고 MAC 부계층의 기지국 전력 측정 정보를 전송한다. 순방향 패킷 신호 채널 및 순방향 패킷 트래픽 채널은 역방향 동일 채널과 마찬가지로 역할을 하며 단지 기지국에서 단말국으로 전송하는 채널이다.

WLL의 패킷 전송 프로토콜은 패킷서비스 지원을 위해 설계되었으며, 패킷용 MAC (Medium Access Control)부계층과 패킷용 LAC (Link Access Control) 부계층으로 구성된다. MAC의 기능은 패킷 랜덤 액세스 절차, 슬롯 자원 관리, 전력 제어를 위한 수신 전력 보고, 정보 전송, CRC 생성 및 검사 기능을 수행한다. LAC은 단말국과 기지국간에 무선 패킷 데이터 정보를 신뢰성 있게 전달하기 위해서 데이터의 분할 및 결합, 패킷 오류 발생시 해당 데이터 패킷의 선택적 재전송(Selective-ARQ), 정상 패킷을 수신한 경우



- PACH : Packet Access Channel
- RPTCH : Reverse Packet Traffic Channel
- RPSCH : Reverse Packet Signaling Channel
- FPTCH : Forward Packet Traffic Channel
- FPSCH : Forward Packet Signaling Channel

그림 1. 패킷 서비스 채널
Fig. 1 Channel of packet service

ACK 패킷 전송 기능 등을 수행한다[5]. 본 논문에서 관심을 갖는 부분은 LAC 부계층에서 올바른 패킷에 대한 확인기능과 잘못된 패킷에 대한 재전송 기능이 라고 할 수 있다. 기존의 패킷 전송에 있어서 대표적인 재전송 기능은 Stop-and-Wait 방식과 Go-Back-N 방식 그리고 Selective Repeat 방식으로 나눌 수 있다. 각 재전송 방식에 따른 전송효율은 [6]-[10]에서 보여 주고 있다. WLL의 무선 패킷 전송 방식의 LAC 부계층에서는 선택적 재전송방식을 선택하고 있다. 다만 여러 개의 패킷에 대한 집단 응답 방식으로써 이는 유선방식과는 다르게 무선 채널을 사용하기 전에 할당받는 과정이 필요하여 여러 개의 패킷을 동시에 전송하게 되기 때문이다. 이에 대한 자세한 동작은 이후에 설명하도록 한다. 본 연구에서는 WLL의 집단 응답 방식을 수학적으로 모델링하고 이를 이용하여 전송 채널의 처리율을 구하여 전송 처리율이 최대가 되는 패킷의 크기를 구하고자 한다. 개념적으로 패킷 페이로드(순수 사용자 데이터) 크기에 따른 처리율을 살펴보자. 우선 페이로드의 크기를 상당히 작게 했다

고 가정하자. 따라서 패킷의 크기가 줄어들 것이고 위의 패킷 오류 확률에서 보듯이 패킷이 재 전송되어야 하는 확률이 줄어들게 된다. 즉, 패킷의 평균 재 전송 횟수가 감소하여 채널 효율을 높일 수 있다. 하지만 한 패킷에서 헤더가 차지하는 비율이 높기 때문에 순수한 사용자 데이터에 대한 처리율은 그다지 높지 않다. 반대로 페이로드 크기를 상대적으로 크게 하었다고 가정하자. 패킷의 크기가 증가함에 따라서 패킷이 한번 전송에 성공할 때마다 많은 사용자 데이터가 전송된다. 하지만 패킷 오류 확률이 증가하면서 재 전송 확률이 높아지고 한 패킷에 대한 평균 전송 시간이 증가하게 된다. 따라서 패킷의 페이로드 부분의 크기에 따라서 전송 처리율이 최대가 되는 지점이 존재한다고 생각할 수 있다.

본 논문의 구조는 다음과 같다. 서론에 이어 II 장에서는 무선 가입자망에서 패킷 전송에 사용되는 LAC 부계층의 기능을 간략하게 알아보고, III 장에서는 LAC 부계층의 재전송 방식을 수학적으로 모델링하고 분석하며, IV 장에서는 이에 대한 결과를 보인다. 마지막으로 V 장에서는 결론을 맺도록 한다.

II. LAC 부계층

LAC 부계층이 수행하는 기능은 사용자 패킷 데이터의 분할에 의한 LAC 부계층 데이터 패킷 생성 및 그 반대 기능으로 LAC 부계층 데이터 패킷의 결합을 통한 사용자 패킷 생성, 수신한 패킷에 대한 확인 그리고 오류로 인한 데이터 패킷의 재전송 등이며 또한 어느 LAC 부계층이 전송하였는지 식별하기 위한 LAC 부계층 식별자(LAC ID) 요청 및 할당도 포함한다.

가입자 데이터는 그림 2와 같은 데이터 패킷으로 분할 전송되는데, LAC ID는 한 기지국내에서 유일한 값으로써 어떤 LAC 부계층으로 전송하는 것인지를 알기 위해서 사용된다. LS(Last Frame)비트는 전송할 데이터 패킷이 마지막인지를 나타낸다. 또한 MS(More Slot)비트는 패킷 전송에 충분한 슬롯이 할당되지 못한 경우 차후에 전송할 데이터가 존재한다는 것을 알리기 위해서 사용된다. 슬롯식별자(Seq. ID)는 가입자의 패킷 데이터를 여러 슬롯을 통해 전송할 때, 수신측에서 이들 슬롯을 재결합할 때 사용한다. 슬롯 순서 번호(Seq. Number)는 특정 슬롯의 데이터

패킷에 오류가 발생한 경우 재전송을 위해 사용된다.

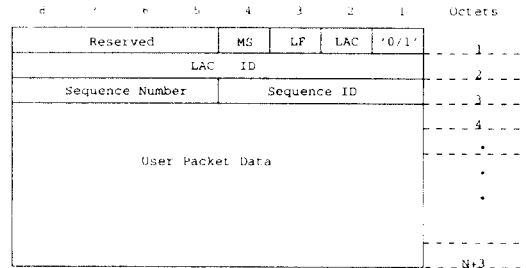
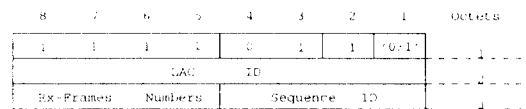
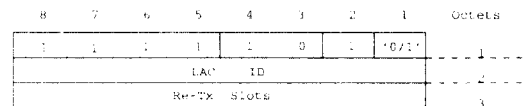


그림 2. 데이터 패킷 구조
Fig. 2 Structure of a data packet

그림 2와 같은 데이터 패킷 외의 그림 3과 같은 여러 가지 제어 패킷도 사용되고 있다. 여기에는 수신 데이터 확인 패킷(그림 3(a))과 재전송을 위한 재전송 요청 패킷(그림 3(b))이 있다. 확인 패킷에서 Rx-Frames Numbers는 수신측에서 수신한 패킷의 개수를 보냄으로써 송신측에서 이를 확인토록 하는 것이다. 재전송 요청 패킷에서 Re-Tx Slots(재전송 슬롯)는 올바른 수신한 패킷에 해당하는 비트를 '1'로 잘못된 패킷에 해당하는 비트는 '0'으로 설정하여 전송함으로써 송신측에서 재 전송해야하는 패킷에 대한 정보를 전달



(a)



(b)

그림 3. 제어 패킷 구조
(a) 확인 패킷; (b) 재전송 요청 패킷

Fig. 3 Structure of a control packet
(a) Acknowledge packet
(b) Retransmission request packet

하는 역할을 한다. Re-Tx Slots는 8비트이므로 송신측에서는 한번에 최대 8개까지의 패킷을 전송할 수 있고 수신측은 이에 대해서 일괄 확인 또는 잘못된 패킷에 대한 재전송 요청을 한다.

다음절부터는 WLL LAC 부계층의 기능을 간략히 알아보겠다.

2.1 사용자 패킷 데이터의 분할 및 결합

사용자의 데이터를 LAC 부계층이 사용하는 데이터 패킷단위로 분할하여야 실제 MAC 부계층을 통해서 할당받을 슬롯 개수를 결정할 수 있다. 그러므로 LAC 부계층은 그림 4와 같이 사용자 데이터를 패킷단위로 분할하고 이를 전송하기 위해서 필요한 슬롯의 개수만큼 슬롯을 요청한다. LAC 부계층에서는 사용자 데이터를 분할하여 헤더를 붙임으로써 데이터 패킷을 구성한다. 헤더는 LAC 부계층 ID, 순서 식별자, 순서 번호 등의 정보를 갖고 있으며 모두 24 비트로 이루어져 있다.

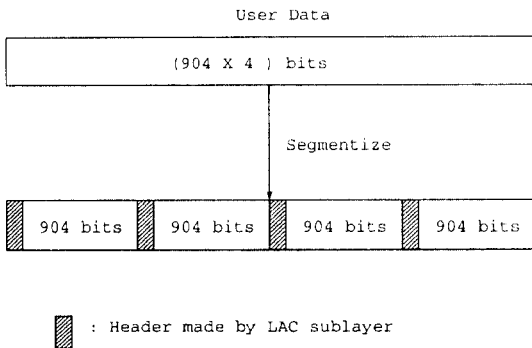


그림 4. 사용자 패킷 데이터의 분할 예
Fig. 4 Example of a segmentation of user's packet data

2.2 수신한 데이터 패킷에 대한 확인

수신한 데이터 패킷에 오류가 발생한 경우는 MAC 부계층에 의해 자동적으로 폐기되기 때문에 LAC 부계층은 단지 올바른 데이터 패킷만을 가지고 동작한다. LAC 부계층은 MAC 부계층을 통해 오류가 없는 것으로 확인되어 전달된 수신 데이터 패킷에 대하여 마지막 데이터 패킷까지 오류가 없는 것으로 판명될 경우에만 송신측의 LAC 부계층으로 확인 제어 패킷

을 전송하여야 한다. 이때는 데이터 패킷에 대한 개별적인 확인이 아니라 다수 개의 데이터 패킷에 대한 일괄 확인이 된다. 또한 전송할 패킷이 단 하나인 경우 그 패킷에 대해서는 바로 확인 제어 패킷을 전송한다. 그림 5(a)는 하나의 데이터 패킷에 대한 확인 동작을 나타내고 있고 (b)는 다수 개의 데이터 패킷에 대한 일괄 확인 과정을 보여주고 있다.

2.3 수신하지 못한 데이터 패킷의 재전송

LAC 부계층의 재전송 동작에 적용되는 방식은 선택적 재전송 방식의 기본원리를 이용한 것이다. 앞에서 기술한 바와 같이 LAC 부계층은 MAC 부계층을 통해 올바르게 수신된 데이터 패킷만을 전달받는다. 그러므로 하나의 슬롯을 할당받아서 사용자 패킷 데이터를 전송하는 패킷에 오류가 발생한 경우 그 오류 발생 사실조차 LAC 부계층으로 전달되지 않는다. 이러한 문제를 해결하기 위해서 송신측 LAC 부계층은 데이터 패킷을 전송한 후 타이머 T4040을 구동하고 이 타이머가 해제될 때까지 "수신 확인 제어 패킷"을 받지 못하면 다시 슬롯을 요청하여 사용자 패킷 데이터를 재 전송한다(그림 6(a)).

다수개의 데이터 패킷을 전송하는 경우에 대해서는 마지막 데이터 패킷의 수신 유무에 따라서 두 가지 경우를 생각할 수 있다. 기본적으로 재전송 요구 절차는 마지막 데이터 패킷을 기다린 후 수행된다. 마지막 패킷이 오류가 없이 수신된 경우 현재까지 수신한 데이터 패킷의 내용을 검색하여 그 내용을 "재전송 요청 제어 패킷"내에 기술하여 전송함으로써 이를 수신한 송신측 LAC 부계층이 누락된 데이터 패킷만을 재 전송하는 방법을 사용한다(그림 6(b)).

여러 개의 패킷을 전송하였지만 마지막 패킷에서 오류가 발생한 경우의 재전송 방식은 다음과 같다. 먼저 분할된 데이터 패킷 중 일부를 수신한 경우, 데이터 패킷의 순서 정보를 이용하여 타이머 T4080을 구동한다. 마지막 데이터 패킷이 수신되지 않고 타이머 T4080이 해제된 경우엔 현재 수신한 모든 데이터 패킷의 내용을 검색하여 그 내용을 "재전송 요청 제어 패킷"에 기술하여 전송함으로써 이를 수신한 송신측 LAC 부계층이 누락된 데이터 패킷만을 재 전송하는 기법을 사용한다(그림 6(c)). 즉, T4080은 수신측의 LAC 부계층이 마지막 패킷을 기다리는 제한 시간

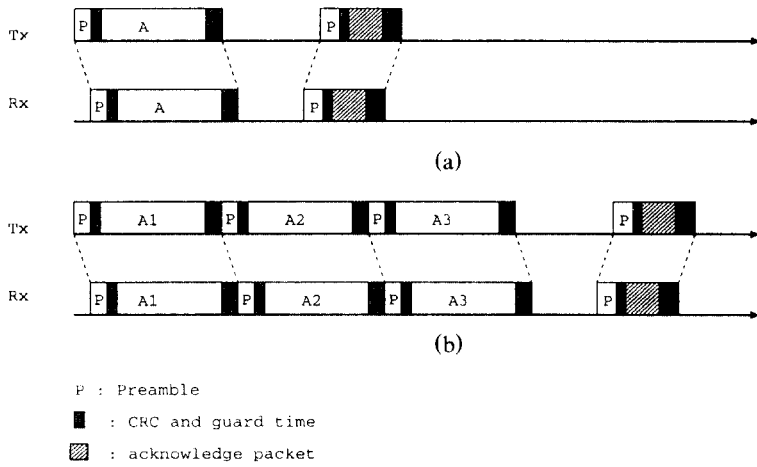


그림 5. 수신한 데이터 패킷에 대한 확인 동작 예

(a) 단일 패킷에 대한 확인; (b) 복수 패킷에 대한 확인

Fig. 5 Example of an acknowledgement for received data packets

(a) acknowledgement of a single packet

(b) acknowledgement of multiple packets

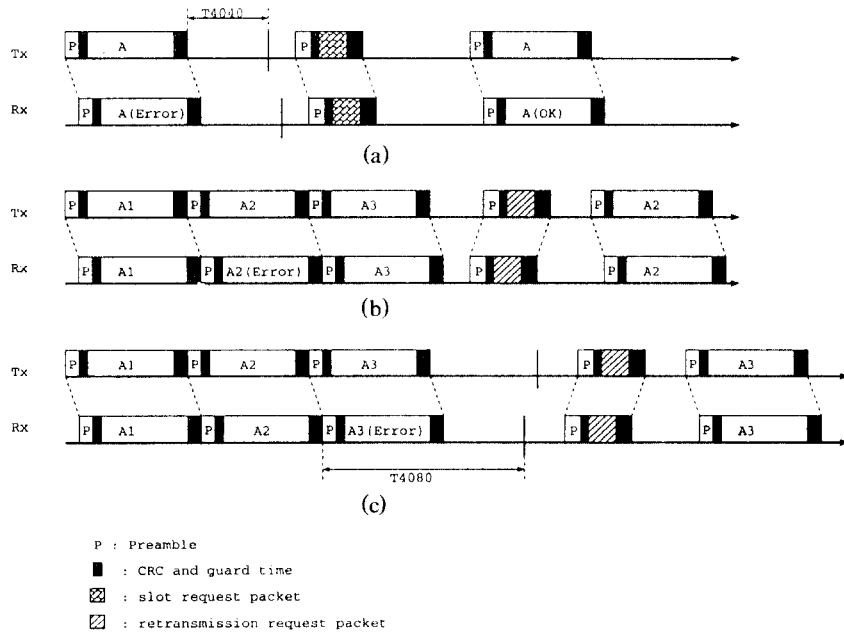


그림 6. 수신하지 못한 데이터 패킷에 대한 재전송 요청 동작 예

(a) 단일 패킷에 대한 재전송 (b) 복수 패킷에 대한 재전송

(c) 수신하지 못한 마지막 패킷의 재전송

Fig. 6 Example of a retransmission request for missed data packets

(a) retransmission of a single packet (b) retransmission of multiple packets

(c) retransmission of a missed last packet

이다.

2.4 제어 패킷의 전송 타이밍

제어 패킷이란 사용자 데이터 패킷을 제외한 나머지 패킷을 일컫는다. 제어 패킷은 패킷 트래픽 채널과는 독립적인 패킷 신호 채널을 이용하여 전송된다. MAC 부계층에서 기지국 전력 측정보고 제어 패킷을 패킷 신호 채널의 홀수 슬롯으로만 전송하고 LAC 부계층은 제어 패킷을 짝수 슬롯에서만 전송한다. 그림 7의 (a)에서는 제어 패킷 전송에 대한 결정이 짝수 슬롯에서 이루어진 경우인데 이러한 경우 결정된 슬롯의 2번째 다음 슬롯에서 제어 패킷을 전송한다. (b)에서는 제어 패킷 전송에 대한 결정이 홀수 슬롯에서 이루어진 경우인데 이러한 경우 결정된 슬롯의 다음 슬롯에서 전송한다.

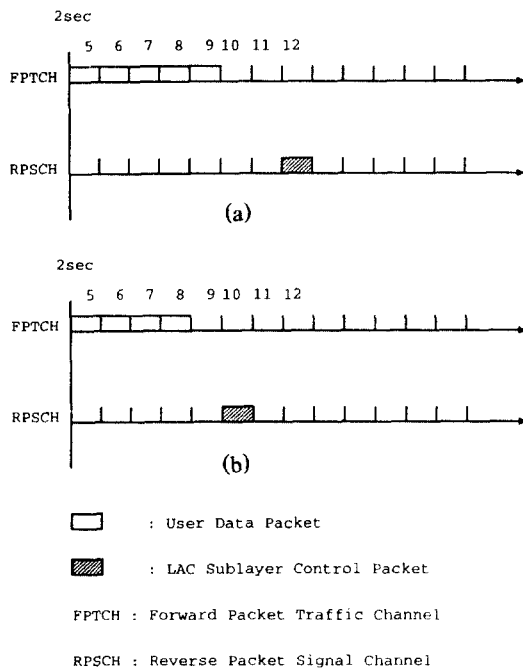


그림 7. 제어 패킷 전송 슬롯 결정 예
 (a) 마지막 패킷이 홀수 번째인 경우
 (b) 마지막 패킷이 짝수 번째인 경우

Fig. 7 Example of a decision for transmission slot of control packet
 (a) last packet in an odd slot
 (b) last packet in an even slot

Ⅲ. LAC 부계층의 수학적 모델 및 분석

이번 장에서는 LAC 부계층의 전송 성능을 알아보자. LAC 부계층의 성능이란 사용자 데이터를 얼마나 효율적으로 분할하고 오류가 발생한 데이터 패킷을 효과적으로 재 전송하는가에 달려있다. LAC 부계층의 성능을 알아보기 위해서는 송신기 A에서 수신기 B로의 데이터 전송이 효율적으로 이루어지는가를 보면 된다. 송신기 A에는 수신기 B로 전송할 데이터가 항상 존재한다고 가정한다(saturate mode). 이러한 환경에서 분석 및 모의 실험하면 LAC 부계층에 의한 최대 전송 성능을 알 수 있다.

송신단에서 전송할 패킷이 있다면 이 패킷들은 항상 짝수 번째 슬롯에서 전송을 시작한다고 가정하였다. 이전 절에서 설명한 바와 같이 수신단에서 전송하는 제어 패킷 전송 타이밍을 보면 항상 짝수 번째 슬롯에서 전송을 하게 되고 이에 따라 송신단에서도 대부분의 경우 짝수 번째 슬롯에서 데이터 전송을 하게 되므로 비교적 합당한 가정이라고 할 수 있다. 우선은 LAC 부계층의 성능 분석을 위한 몇 가지 요소를 정의하자.

- T_i : i 개 패킷을 전송하는데 필요한 슬롯 개수
- $t_{out, 1}$: 송신측에서 확인을 기다리는 타이머 시간 (T4040)
- $t_{out, 2}$: 수신측에서 마지막 패킷을 기다리는 타이머 시간 (T4080)
- h : 헤더의 크기
- l : 페이로드(순수 사용자 데이터)의 크기
- P : 패킷 오류 확률

전송 채널에 대해서는 비트 오류 확률이 주어진다 고 가정한다. 또한 각 비트에서의 오류 발생은 서로 독립이며 랜덤 하다고 가정한다. 패킷에서 헤더의 크기가 h 이고 실제 사용자 데이터 영역의 크기가 l 이면 비트 오류 확률이 p_b 일 때 패킷 오류 확률 P 은 다음과 같다.

$$P = 1 - (1 - p_b)^{(h+l)} \quad (1)$$

LAC 부계층의 성능이란 1개의 패킷을 전송하기 위해서 어느 정도의 슬롯을 필요로 하는가에 의해서

결정된다. 다시 말해서 1개의 패킷을 전송하기 위해서 평균 m 개의 슬롯이 필요하다고 하면 LAC 부계층의 처리율은 $1/m$ 이 된다. 한편 WLL 시스템의 LAC 부계층에서는 집단 확인 과정을 거치기 때문에 우선 i 개의 패킷을 전송하고자 할 때 필요한 평균 슬롯 개수를 계산하면 그 역수를 취함으로써 LAC 부계층의 처리율을 구할 수 있다. 즉, i 개의 패킷을 전송하는데 필요한 평균 슬롯 개수를 M 이라고 하면 LAC 부계층의 처리율은 대략적으로 i/M 이 된다.

그러면 다음과 같은 단계를 거치면서 i 개의 패킷을 전송하는데 필요한 평균 슬롯 개수 $E[T_i]$ 를 계산할 수 있다.

1. 우선 $i=0$ 인 경우에는 $E[T_0]=0$ 라고 가정한다.
2. $i=1$ 인 경우를 생각해 보자. 한 개의 패킷 전송이 성공하는 경우에는 수신측에서 이에 대한 확인 패킷을 전송하고 끝날 것이다. 하지만 패킷 전송이 실패하는 경우 송신단의 타이머가 종료되면서 재전송을 하게 될 것이다. 이를 수식으로 표현하면 다음과 같이 정리된다.

$$E[T_1] = P(1 + t_{out,1} + E[T_1]) + (1-P)(3 + 1) \quad (2)$$

위의 식에서 우변의 첫 번째 항은 패킷 전송에 실패하고 재 전송하는 경우이므로 패킷 전송에 필요한 1개의 슬롯과 타이머 T4040이 종료되기까지의 시간 $t_{out,1}$, 그리고 재전송에 필요한 시간을 합친 수식이다. 두 번째 항은 전송에 성공하는 경우이다. 두 번째 항에서는 하나의 패킷을 전송하기 위해 필요한 1개의 슬롯과 응답을 받기 위해서 필요한 3개의 슬롯을 합치는 수식이다. 응답을 받기 위해서 대기하는 시간이 3슬롯인 것은 차후에 설명하겠다. 이식을 다시 정리하면 다음의 식으로 정리할 수 있다.

$$E[T_1] = \frac{P}{1-P} (1 + t_{out,1}) + 4 \quad (3)$$

3. i 개의 패킷($i > 1$)을 전송하는 경우에 필요한 평균 슬롯 개수를 계산하기 위해서는 다음의 3가지 사건에 대해서 정리한다.

(a) i 개의 패킷이 모두 실패하는 경우에는 송신단의 타이머 T4040이 종료된 후 재 전송된다. 이에

대한 평균 슬롯 개수는 다음과 같다.

$$P^i(i + t_{out,1} + E[T_i]) \quad (4)$$

- (b) 적어도 하나의 패킷이 전송에 성공하지만 마지막 패킷이 실패하는 경우 수신단의 타이머 T4080이 종료되면서 재전송 요청 패킷을 보내게 되고 송신측은 이에 따라 재 전송되게 된다. 마지막 패킷을 제외한 나머지 ($i-1$)개의 패킷 중에서 k 개의 패킷이 오류가 발생한 경우 평균 전송 시간은 다음과 같다.

$$P \left\{ \binom{i-1}{k} P^k (1-P)^{i-1-k} \right\} (i + t_{out,2} + 3 + E[T_{k+1}]) \quad (5)$$

이 식은 $0 \leq k < i-1$ 을 만족해야 한다. 마지막 패킷이 전송에 실패하는 경우 수신단 타이머가 해제되면서 재전송을 요청하게 되는데 수신단에서 재전송 요청하기 위해 필요한 슬롯 개수를 3개로 가정하였다. 결국 $(k+1)$ 개의 패킷이 전송에 실패하고 재 전송하게 된다.

- (c) 마지막 패킷이 성공하는 경우 수신단에서 현재까지의 패킷에 대해서 잘못된 패킷에 대한 정보를 전송하고 송신측에서 이를 토대로 재전송을 시작한다. 이에 대해 필요한 슬롯 개수를 계산하기 위해서는 i 가 짝수인지 홀수인지를 구분해야 하는데 이것은 재전송 요청 패킷을 전송하기 위해서 필요한 슬롯 개수가 틀려지기 때문이다. 그림 8을 보자. (a)에서는 i 가 짝수인 경우를 나타낸 그림인데 이러한 경우 응답에 걸리는 슬롯 개수는 4 슬롯임을 알 수 있다. (b)처럼 i 가 홀수인 경우 응답에 필요한 슬롯 개수는 3 슬롯이다. 우선 i 가 홀수이고 i 개의 패킷 중에서 j 개 패킷이 전송에 실패한 경우에 필요한 슬롯 개수를 정리하면 다음과 같다.

$$(1-P) \left\{ \binom{i-1}{j} P^j (1-P)^{i-1-j} \right\} (i + 3 + E[T_j]) \quad (6)$$

i 가 짝수이고 j 개 패킷이 전송 실패한 경우에는 다음과 같다.

$$(1-P) \left\{ \binom{i-1}{j} P^j (1-P)^{i-1-j} \right\} (i + 4 + E[T_j]) \quad (7)$$

위 식에서 j 란 전송에 실패한 패킷의 개수를 나타내므로 $j=0$ 인 경우는 모든 패킷이 전송에 성공한 경우이다.

(a)(b)(c)의 3가지 사건을 종합하면 다음과 같이 정리할 수 있다. i 가 홀수인 경우에 대해서 정리해보자.

$$E[T_i] = P \left[\sum_{k=0}^{i-2} \binom{i-1}{k} P^k (1-P)^{i-1-k} (i+t_{out,2} + 3 + E[T_{k+1}]) \right] + (1-P) \left[\sum_{j=0}^{i-1} \binom{i-1}{j} P^j (1-P)^{i-1-j} (i+3 + E[T_j]) \right] + P^i (i+t_{out,1} + E[T_i]) \quad (8)$$

이것을 다시 정리하면 다음과 같다.

$$E[T_i] = \left\{ P \left[\sum_{k=0}^{i-2} \binom{i-1}{k} P^k (1-P)^{i-1-k} (i+t_{out,2} + 3 + E[T_{k+1}]) \right] + P^i (i+t_{out,1}) \right. \\ \left. + (1-P) \left[\sum_{j=0}^{i-1} \binom{i-1}{j} P^j (1-P)^{i-1-j} (i+3 + E[T_j]) \right] \right\} / (1-P^i) \quad (9)$$

한편, binomial 분포의 합은 $\sum_{j=0}^{i-1} \binom{i-1}{j} P^j (1-P)^{i-1-j} = 1$ 이므로 다음과 같이 정리할 수 있다.

$$E[T_i] = \{ P(1-P^{i-1})(i+t_{out,2} + 3) + (1-P)(i+3) + \sum_{j=0}^{i-2} \binom{i-1}{j} P^j (1-P)^{i-1-j} [(1-P)E[T_j] + PE[T_{j+1}]] + P^i (i+t_{out,1}) + (1-P)P^{i-1} E[T_{i-1}] \} / (1-P^i), \\ \text{if } i \text{ is odd} \quad (10)$$

i 가 짝수인 경우에도 마찬가지로 정리하면 다음과 같다.

$$E[T_i] = \{ P(1-P^{i-1})(i+t_{out,2} + 3) + (1-P)(i+4) + \sum_{j=0}^{i-2} \binom{i-1}{j} P^j (1-P)^{i-1-j} [(1-P)E[T_j] + PE[T_{j+1}]] \}$$

$$+ P^i (i+t_{out,1}) + (1-P)P^{i-1} E[T_{i-1}] / (1-P^i),$$

$$\text{if } i \text{ is even} \quad (11)$$

4. WLL 시스템의 LAC 부계층에서는 최대 8개까지의 패킷을 집단 전송하고 이에 대해 집단 응답을 한다. LAC 부계층의 성능을 평가할 때는 LAC 부계층에서 항상 전송할 패킷이 있다고 가정하므로 항상 8개의 패킷을 전송하려고 한다고 가정한다. 즉, 위의 (1, 2, 3)의 과정을 통해서 $E[T_8]$ 을 계산하면 LAC 부계층의 처리율은 다음과 같이 나타난다.

$$S = \frac{8}{E[T_8]} \quad (12)$$

5. 위의 S 는 패킷단위의 처리율이므로 이것을 순수한 사용자 데이터를 전송하는 처리율로 바꾸기 위해서는 다음의 식을 거쳐야 한다.

$$S_T = \frac{l}{h+l} \quad S = \frac{8l}{(h+l)E[T_8]} \quad (13)$$

IV. 분석 및 모의 실험 결과

앞장에서 분석한 결과를 바탕으로 모의 실험 결과와 비교한 결과를 그림 9에 나타내었다. 그림 9는 데이터 패킷에서 헤더의 크기를 WLL 표준안에 제시된 것처럼 24 비트로 고정시키고 순수 사용자 데이터 크기를 변화시킬 때 전송 처리율의 변화를 표시한 결과이다. 이때 $t_{out,1}$ 은 10슬롯으로 하였으며 $t_{out,2}$ 는 8슬롯으로 하였다. WLL 표준안에서 한번에 보내는 패킷의 수를 8개까지로 제한하고 있다. 따라서 수신단에서 마지막 패킷을 기다리는 타이머인 $t_{out,2}$ 는 8슬롯이 적합하다. 또한 송신단에서 패킷을 전송하고 확인 패킷을 기다리는 타이머인 $t_{out,1}$ 은 최소한 $t_{out,2}$ 보다 크게 해야한다. 그 이유는 송신단에서 패킷을 전송한 후 확인을 기다리는 시간이 $t_{out,2}$ 보다 작으면 오류 없이 전송하였음에도 불구하고 재 전송하게 되기 때문이다. $t_{out,1}$ 을 좀 더 큰 값으로 하여도 처리율에는 그다지 큰 영향을 주지 않는다. 그 이유는 패킷 오류 확률이 그다지 크지 않기 때문이다. 세계의 곡선은 각각 비트 오류 확률(BER)에 따른 결과들이다. 비트 오류 확률 p_b 가 10^{-5} 일 때는 페이로드 크기가 약 900

에서 최대 전송 처리율을 나타내고 b_b 가 10^{-4} 일 때는 약 300비트에서 최대 처리율을 보이며 b_b 가 10^{-3} 일 때는 약 100비트의 페이로드 크기에서 최대 처리율을 얻을 수 있다. WLL 표준안에서는 페이로드 크기를 904 비트로 지정하고 있는데 b_b 가 10^{-5} 인 채널환경에서는 적합한 페이로드 크기라고 할 수 있다.

그림 10은 페이로드 크기를 100비트, 300비트 그리고 900비트로 고정시키고 BER을 변화시킬 때 처리율이 어떻게 변화하는지를 본 그림이다. BER을 크게 할수록 패킷 오류 확률은 증가하고 따라서 처리율이 떨어지게 된다. 패킷의 크기가 클수록 패킷 오류 확률이 급격히 커지게 되므로 BER에 따른 처리율의 감소가 급격하게 이루어진다. 반면에 패킷의 크기가 클수록 BER이 작을 때 많은 데이터를 한번에 전송하므로 처리율이 크다. 즉, BER에 따라서 적절한 패킷의 크기가 변화한다는 것을 알 수 있다.

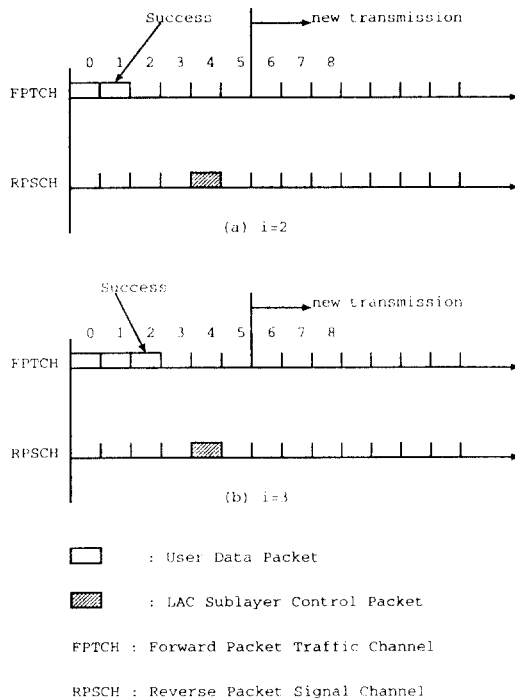


그림 8. 전송 슬롯 개수에 따른 응답시간

(a) $i=2$; (b) $i=3$

Fig. 8 Acknowledgement time according to a number of transmission slots

(a) $i=2$; (b) $i=3$

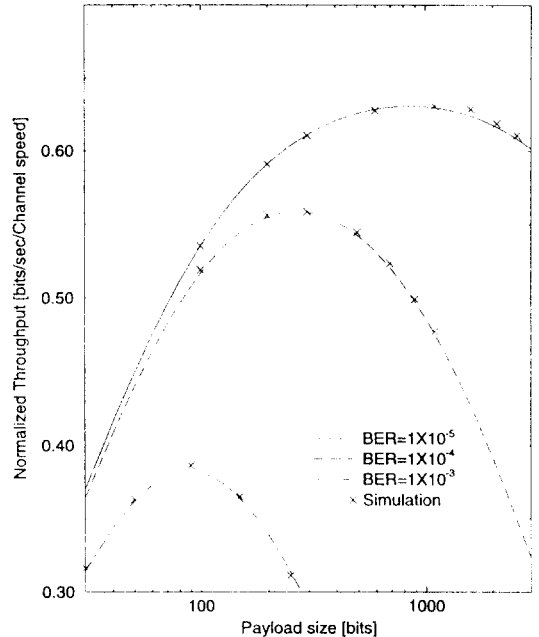


그림 9. 페이로드 크기 변화에 따른 전송 처리율 ($h=24, t_{out,1}=10, t_{out,2}=8$)

Fig. 9 Throughput v. s. Payload size ($h=24, t_{out,1}=10, t_{out,2}=8$)

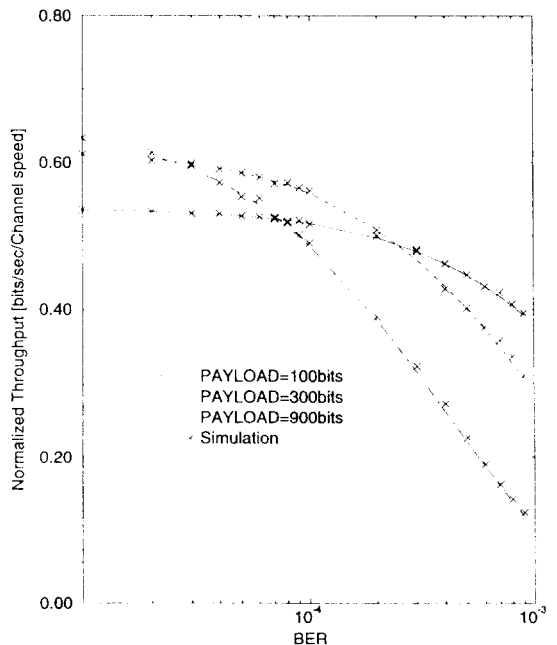


그림 10. 비트 오류 확률 변화에 따른 전송 처리율 ($h=24, t_{out,1}=10, t_{out,2}=8$)

Fig. 10 Throughput v. s. BER ($h=24, t_{out,1}=10, t_{out,2}=8$)

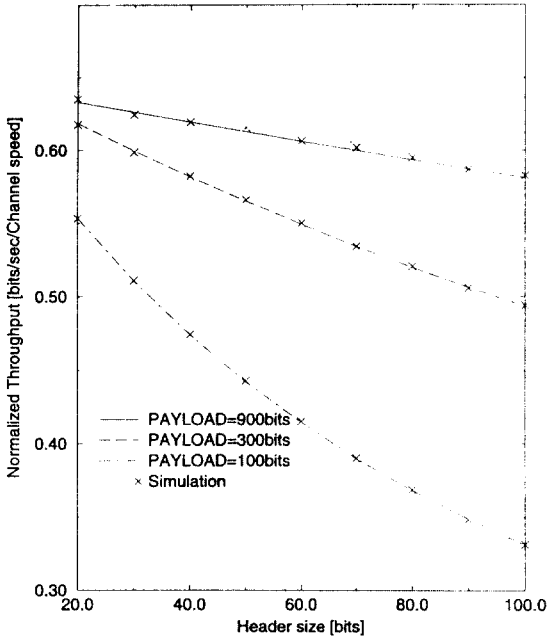


그림 11. 헤더 크기 변화에 따른 전송 처리율 (BER = 10^{-5} , $t_{out,1} = 10, t_{out,2} = 8$)
 Fig. 11 Throughput v. s. Header size (BER = 10^{-5} , $t_{out,1} = 10, t_{out,2} = 8$)

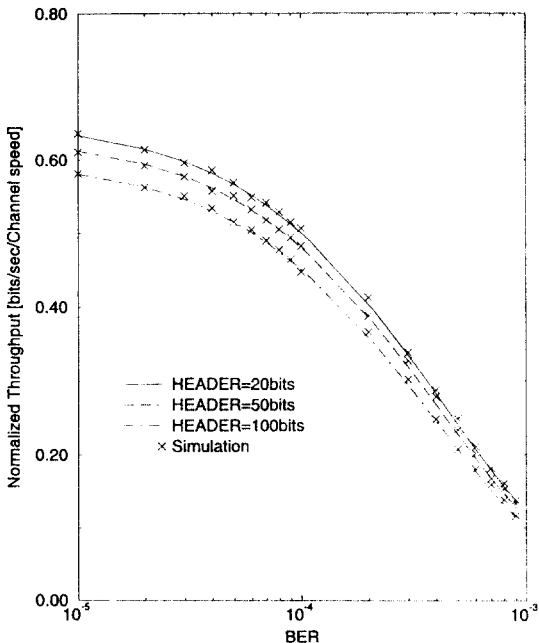


그림 12. 비트 오류 확률 변화에 따른 전송 처리율 (페이로드 크기는 고정)
 Fig. 12 Throughput v. s. BER (Fixed payload size)

그림 11과 그림 12는 헤더의 크기를 변화시키면서 처리율의 변화를 본 그래프이다. 헤더의 크기가 커질수록 처리율은 계속해서 떨어지게 된다. 즉, 헤더의 크기는 작게 할수록 좋은 처리율을 나타낸다. 단지 LAC 부계층에서 패킷 오류를 수정하는 작업을 한다면 이를 위해서 헤더의 크기가 커져야한다.

V. 결론 및 향후 연구 방향

본 논문은 현재 표준화 작업중인 WLL 무선 패킷 전송 프로토콜 상에서 LAC 부계층에서의 재전송 방식에 대해서 수학적으로 분석하고 이에 따라서 전송 효율이 최대가 될 수 있는 페이로드의 크기를 검증하였다. 또한 비트 오류 확률이 변화함에 따라서 최대 처리율이 어떻게 변화하는지를 보였다. 진행중인 표준안에서는 페이로드의 크기를 904비트로 규정하고 있는데 이는 비트 오류 확률이 10^{-5} 인 경우에는 합당한 크기임이 분석되었다. 또한 WLL 시스템이 상당히 비트 오류 확률이 낮기 때문에 적당한 페이로드 크기를 규정하고 있다고 볼 수 있다.

WLL 패킷 전송 프로토콜에서는 패킷의 크기를 고정시키고 있다. 이는 수신측에서 패킷을 검출하기가 쉬운 장점을 갖게 된다. 하지만 이 시스템을 발전시켜 채널 환경이 좋지 않은 상태라면 문제점을 갖고 있다고 할 수 있다. 즉, 채널 환경이 변화함에 따라서 최적의 페이로드 크기가 변화할 것이고 이에 따라서 패킷의 크기를 가변적으로 한다면 더욱 효율적인 시스템 구축이 가능할 것이다. 실제로 패킷의 크기를 가변적으로 한다면 시스템의 상태를 계속적으로 체크하는 등의 부가적인 기능이 필요하고 시스템의 복잡도가 증가하는 단점을 갖게 되기 때문에 이에 대한 연구가 필요하다.

참고 문헌

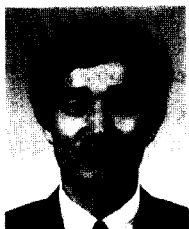
1. V. K. Garg, "Digital Wireless Local Loop System," IEEE Commun. Mag., pp112-115, Oct., 1996.
2. 이분호, "CDMA를 이용한 무선가입자망," 한국통신학회지, 제13권 제7호, 7월 1996년.
3. 김용현, "WLL의 최근 동향과 발전 전망," 월간 셀룰러, pp. 74-79, 3월 1997년.

4. 강병권 외 4명, "광대역 CDMA방식을 이용한 무선 가입자망(WLL)의 무선접속기술," *Telecomm. Review*, 제7권 제 2호, pp. 197-218, 3~4월, 1997년.
5. Wireless Local Loop을 위한 무선 접속 규격(안) version 1.5, ETRI
6. M. Schwartz, *Telecommunication Networks*, Addison-Wesley, 1987.
7. D. Towsley and J. K. Wolf, "On the Statistical Analysis of Queue Lengths and Waiting Times for Statistical Multiplexers with ARQ Retransmission Schemes," *IEEE Trans. Comm.*, vol. COM-27, no. 4, pp. 693-702, Apr. 1979.
8. A. G. Konheim, "A Queuing Analysis of Two ARQ Protocols," *IEEE Trans. Comm.*, vol. COM-28, no. 7, pp. 1004-1014, July 1980.
9. D. E. Carlson, "Bit-Oriented Data Link Control Procedures," *IEEE Trans. Comm.*, vol. COM-28, no. 4, pp. 455-467, April 1980.
10. W. Bux, K. Kummerle, and H. L. Truong, "Balanced HDLC Procedures: A Performance Analysis," *IEEE Trans. Comm.*, vol. COM-28, no. 11, pp. 1889-1898, Nov. 1980.



위 성 홍(Sung Hong We)정회원
 1995년 2월: 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 학사 졸업
 1997년 2월: 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 석사 졸업
 1997년~현재: 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 박사 과정

※주관심분야: Wireless ATM, 이동통신시스템
 e-mail: shwee@mcr.kaist.ac.kr



신 병 철(Byung Cheol Shin)정회원
 1975년 2월: 서울대학교 전기공학과 학사 졸업
 1977년 2월: 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 석사 졸업
 1984년 8월: 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 박사 졸업

1977년 2월~1980년 2월: 한국전자통신연구소 연구원
 1987년 3월~1988년 2월: SRI International에서 Post Doc. 연수

1984년 9월~현재: 한국과학기술원 부교수
 ※주관심분야: Multimedia 통신, High Speed Network, Wireless Communication, ATM Network
 e-mail: bcshin@ee.kaist.ac.kr



김 진 경(Jin Kyong Kim)정회원
 1992년 2월: 인하대학교 전자공학과 학사 졸업
 1994년 2월: 인하대학교 대학원 전자공학과 석사 졸업
 1994년~현재: 한국전자통신연구원 이동통신기술연구단 신호기술연구실 연구원

※주관심분야: 이동통신, 무선접속 프로토콜, 이동통신 관리부, 패킷서비스, 데이터서비스
 e-mail: jkkim@amadeus.etri.re.kr



양 순 성(Soon Sung Yang)정회원
 1989년 2월: 인하대학교 전자계산학과 학사 졸업
 1991년 2월: 인하대학교 대학원 전자계산학과 석사 졸업
 1991년~1993년: 한국전자통신연구원 통신시스템연구단 통신망기술연구실 근무

1994년~현재: 한국전자통신연구원 이동통신기술연구단 신호기술연구실 선임연구원
 ※주관심분야: 음성 및 데이터에 대한 CDMA 무선접속 프로토콜 연구



송 평 중(Pyung Joong Song)정회원
 1980년 2월: 한양대학교 통신공학과 학사 졸업
 1982년 2월: 한양대학교 전자통신공학과 석사 졸업
 1986년~1988년: ALCATEL(구Bell Telephone) 파견 근무 (System 1240 교환기 개발)

1995년 2월: 한양대학교 대학원 전자통신공학과 박사 졸업
 1997년~현재: ITU-T SGX1/WP3/SWP2 Editor (FPLMTS의 LAC/MAC 분야)
 1982년~현재: 한국전자통신연구원 이동통신기술연구단 신호기술연구실 책임연구원
 ※주관심분야: 이동통신 무선 프로토콜



이 헌(Hun Lee) 정회원

1978년 2월:서강대학교 전자공학과 학사 졸업

1981년 2월:한국과학기술원 전기 및 전자공학과 석사 졸업

1981년~현재:한국전자통신연구원 이동통신기술연구부 부장, 이동통신기술연구단 부장

※주관심분야:디지털 통신 시스템, 이동 통신망 기술, 스펙트럼 확산 통신