

Cellular IP 핸드오프 성능개선

김 경 아[†] · 김 종 권^{††} · 박 재 윤^{†††}

요 약

핸드오프는 무선 데이터 네트워크에서 TCP 성능을 저하시키는 가장 중요한 요인중 하나이다. 본 논문에서 패킷의 유실과, 중복이 없는 핸드오프 방법인 LPM(Last Packet Marking)을 제시한다. LPM은 Cellular IP 세미소프트 핸드오프를 개선한 방법으로 이동호스트에게 안전한 핸드오프 시점 알려준다. 새로 소개한 제어 패킷은 SPM(Semisoft rePly Message) 하나이다. 컴퓨터 시뮬레이션을 통한 실험에서 LPM 방법은 패킷의 중복이나 유실이 없어서 TCP의 성능을 상당히 향상시켰다.

An Enhanced Handoff Mechanism for Cellular IP

Kyung-ah Kim[†] · Chong-kwon Kim^{††} · Jae-yoon Park^{†††}

ABSTRACT

Handoff is one of the most important factors that may degrade the performance of TCP connections in wireless data networks. In this paper, we present a lossless and duplication free handoff scheme called LPM (Last Packet Marking) for improving Cellular IP semisoft handoff. LPM signals the safe handoff cue by sending a specially marked packet to mobile hosts. SPM (Semisoft rePly Message) is the only newly introduced control packet. Our performance study shows that LPM achieves lossless packet delivery without duplication and increases TCP throughput significantly.

키워드 : 마이크로 이동성(micro-mobility), 핸드오프(handoff), 셀룰러 IP(Cellular IP), LPM

1. 서 론

현재, 유, 무선 통합망에서 인터넷 서비스를 제공하기 위한 많은 작업이 진행중이다. IP 이동성은 IP 기반 무선 접속망 구축의 주요한 이슈중 하나이다. 사용자들은 무선에서도 유선과 비슷한 서비스 품질을 기대하고 있다. 심지어 이동호스트의 접속점이 변경될지라도 IP 연결은 투명하게 유지되어야 한다. Mobile IP[1, 2]는 단순하고, 확장성 있는 방법으로 전역 IP 이동성(global IP mobility)을 제공한다. 그러나 셀룰러 기반 무선 접속망에서의 잦은 핸드오프를 처리하는데 있어서, Mobile IP는 여러 가지 제한점을 갖는다. 즉, 핸드오프마다 새로운 주소(local address)를 얻어야 하고, 이를 멀리 떨어져 있는 홈 에이전트에게 등록해야 한다. Mobile IP는 핸드오프 기간을 증가시키고, 전역 인터넷에 부담을 준다. 또한 이동호스트들은 핸드오프 기간동안 심각한 서비스 품질저하를 겪는다.

지역내 이동성에 대해 Cellular IP[3-7], HAWAII[8], MMP[9] 등 많은 연구가 있다. 이들은 Mobile IP를 대치하기보다는 보완하는 방향으로, Mobile IP가 구현된 Internet과의 상호작용 없이 지역 이동성을 처리하기 위해서, 주로 도메인 기반 방법을 사용하였다. 즉, 무선 접속망 내부의 상태정보 설정과 교환을 위해서 인트라-도메인 프로토콜을 사용하여 효율적으로 인트라-도메인 이동성 또는 마이크로 이동성을 관리한다.

Cellular IP[3-7]는 위치제어와 페이징 등 셀룰러 네트워크의 주요한 특징을 사용하면서 IP의 설계 원칙을 준수하고, 핸드오프에서도 이음새 없는 이동성(seamless mobility)을 제공하기 때문에 특별한 관심을 받고 있다. Cellular IP의 세미소프트 핸드오프는 새 BS로의 새 라우팅 경로가 설정되었을 무렵에 핸드오프 하도록 한다. 그러므로 세미소프트 핸드오프는 핸드오프 이후에 새 라우팅 경로를 설정하는 하드 핸드오프보다 패킷 유실을 줄여서 패킷 쓰루풋을 상당히 향상시켰다. 그러나, 세미소프트 핸드오프는 매 핸드오프마다 라우팅 경로설정과 관련한 최적의 핸드오프 시점을 설정하는 것은 아니므로, 패킷 유실이나 패킷 중복을 모두 제거하지는 못하여, TCP 성능저하를 피할 수 없다.

† 정 회 원 : 서울대학교 대학원 컴퓨터공학부,
KT 연구개발본부 선임보안연구원

†† 정 회 원 : 서울대학교 전기·컴퓨터공학부 교수

††† 정 회 원 : KT 연구개발본부 선임연구원

논문접수 : 2001년 9월 13일, 심사완료 : 2002년 1월 3일

본 논문에서는 Cellular IP 세미소프트 핸드오프를 개선한 LPM(Last Packet Marking) 방법을 제시한다. LPM은 Cellular IP 세미소프트 핸드오프에 단 하나의 추가 메시지를 사용하여, 이동호스트에게 라우팅 경로설정과 관련한 정확한 핸드오프 시점을 알려주고, 따라서, 패킷의 유실과 중복을 제거하였다.

본 논문은 다음과 같이 구성된다. 제 2장에서 Cellular IP 핸드오프 메카니즘을 설명하고, 제 3장에서 Cellular IP 세미소프트 핸드오프를 개선한 LPM 방법을 설명한다. 제 4장에서는 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 LPM의 성능을 검증하고, 제 5장에서 결론을 제시한다.

2. Cellular IP

Cellular IP 접속망은 여러 BS(Base Station)들로 구성된다. 각 접속망은 게이트웨이를 통해 인터넷에 연결된다. BS는 이동호스트에게 무선 접속 서비스를 제공하는 이동성 지원기능을 가진 특수목적 라우터이다. Cellular IP에서는 라우팅을 보다 쉽게 하기 위해서 접속망을 트리형식으로 구성한다. 이동호스트가 Cellular IP 망에 처음 접속하면, 전역 이동성 지원을 위해 Mobile IP를 사용한다. 즉, 게이트웨이 라우터의 주소를 COA(Care of Address)로 하여 이동호스트의 홈 에이전트에 등록한다. 접속망 내부에서는 이동호스트의 IP 주소로 이동호스트 각각을 인식한다. 지역 도메인 내의 이동일 경우, COA가 바뀌지 않으므로, Cellular IP가 지역 내부의 이동성을 처리하여, 전체 인터넷의 위치정보 갱신 및 관리를 위한 부담을 줄였다.

2.1 핸드오프 방법

Cellular IP의 핸드오프는 하드와 세미소프트 두 종류가 있다. Cellular IP의 기본적인 핸드오프인 하드 핸드오프는 실제 핸드오프 이후에 새로운 라우팅 경로를 설정하는 방법이다. 그러므로 이 경로설정 기간동안 패킷 유실을 겪게되어 심각한 성능저하를 유발한다. Cellular IP 프로토콜의 경량성을 유지하면서 TCP와 UDP 트래픽 각각에 대한 적절한 성능을 주기 위해서, Cellular IP에서는 세미소프트 핸드오프 방법을 새로이 제안하였다.

세미소프트 핸드오프는 실제 핸드오프 이전에 이동호스트가 새 BS와 잠시 연결을 설정하여, 새 경로설정을 위한 '세미소프트 요청' 패킷을 전송한다. 세미소프트 요청 패킷 헤더의 목적지 필드는 게이트웨이 라우터이며, 소스필드는 이동호스트의 IP 주소이다. 세미소프트 요청 패킷은 게이트웨이 라우터 방향으로 전송되어, 새 BS와 기존 BS의 공통 조상 라우터인 크로스오버 노드까지 전달된다. 새 BS와 크로스오버 노드간 경로상의 모든 라우터들은 세미소프트 요청 패킷이 지나갈 때, 자신의 라우팅 캐쉬에 해당 이동호스트

에 대한 새 경로정보를 추가한다. 이 때, 이동호스트에 대한 경로 매핑은 기존경로, 즉, 이전 BS로 뿐만 아니라, 새 BS로의 경로도 동시에 존재한다. 그러므로 이동호스트로 전송중인 패킷들은 크로스오버 노드에서부터 새 BS와 기존 BS쪽으로 바이캐스트된다. 단, 새 경로로 패킷을 보낼 때는 링크 계층 핸드오프 시간과 망상황에 따른 패킷유실 등을 고려하여, 크로스오버 노드에서 지연장치를 통과하여 전송한다. 이동호스트는 새 BS로 세미소프트 요청 패킷을 보내고, 시스템 차원에서 미리 설정한 '세미소프트 지연(Semisoft Delay)'이 지난 후, 실제 핸드오프를 수행한다.

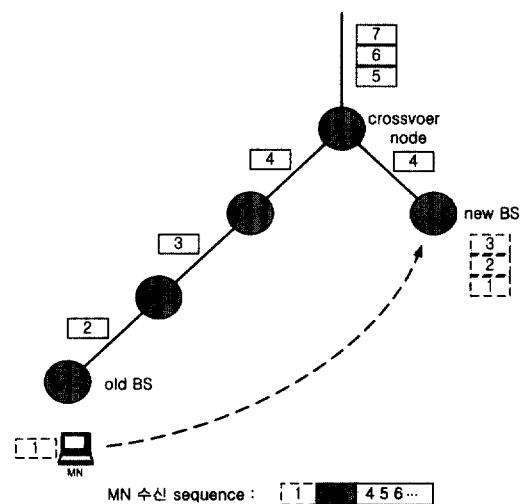
이동호스트는 실제 핸드오프 이후에 게이트웨이 쪽으로 '경로 수정'(Routing Update) 메시지를 보내서, 크로스오버 노드로 하여금 지연장치에 버퍼링하고 있던 패킷들과 그 이후의 패킷들을 새 BS로 모두 보내게 한다.

링크계층 기술에 따라서 이동호스트가 새 BS에게 세미소프트 요청 메시지를 보낼 수 없는 경우는 이전 경로를 통해서 세미소프트 요청 메시지를 보내는데 이를 간접 모드라 하며, Cellular IP 접속망에서는 새 BS의 IP 주소를 알 수 있다고 가정한다[7]. 간접모드에서는 세미소프트 요청 메시지가 이전 경로를 통해 크로스오버 노드까지 전달되며, 크로스오버 노드가 새 BS로 이 패킷을 전송하여 새 경로상의 라우팅 정보를 수정하도록 한다.

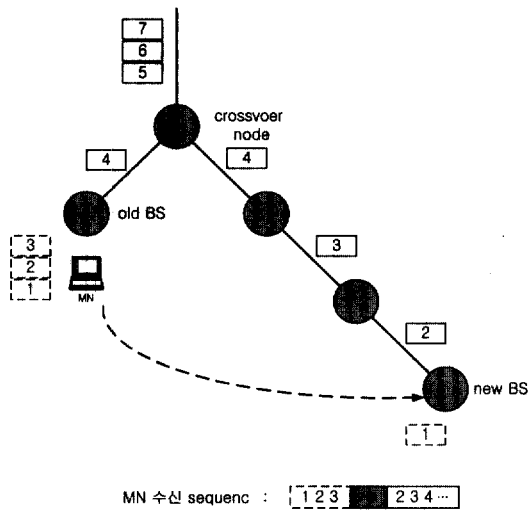
2.2 Cellular IP 세미소프트 핸드오프 방법의 문제점

2.2.1 크로스오버 지연의 일률적 적용

이동호스트는 실제 핸드오프를 수행한 이후, 망 형상에 따라서 패킷의 유실과 중복을 겪을 수 있다. (그림 1)에서와 같이 새 경로가 이전 경로보다 짧은 경우, 이동호스트는 이전 경로에서 1번 패킷을 수신하고 핸드오프 이후 4번 패킷부터 수신하므로 2, 3번 패킷을 못 받는다. (그림 2)는 새 경로가 이전 경로보다 긴 경우로 이동호스트는 이전경로에서 1, 2, 3



(그림 1) 새 경로가 이전 경로보다 짧은 경우의 예 (패킷 2, 3번 유실)



(그림 2) 새 경로가 이전 경로보다 긴 경우의 예 (패킷 2번과 3번 중복)

번 패킷을 수신하고 핸드오프 이후 2번 패킷부터 수신하므로 2, 3번 패킷을 중복 수신하게 된다.

대부분의 경우 패킷의 중복보다는 유실이 더 문제가 되므로, Cellular IP에서는 세미소프트 요청을 받은 크로스오버 노드가 새 경로로 보내는 데이터 패킷을 지연시켜 보냄으로써 패킷 유실을 최소화하고자 하였다. 그러나, 새 경로가 더 긴 경우는 망 형상에 따른 패킷의 중복 외에 크로스오버 지연으로 인한 패킷 중복을 추가로 겪게 된다. 이는 음성과 같은 실시간 응용의 품질을 저하시키고, TCP 응용에도 혼잡제어를 유발할 수 있어서 성능이 저하된다. 새 경로가 더 짧은 경우, 유실되는 패킷의 수를 줄일 수는 있겠지만 유실을 완전히 막을 수는 없다. 또한 크로스오버 노드에 많은 부담을 줄 수 있는 구조적 문제를 가지고 있다.

2.2.2 고정된 세미소프트 지연값

Cellular IP의 세미소프트 지연값은 이동 호스트가 보낸 세미소프트 요청이 크로스오버 노드로 전송되면서 새 경로를 설정하는 시간과 이전 경로상의 데이터를 모두 수신하는 시간을 보장하기 위한 것으로, 크로스오버 노드가 게이트웨이 라우터인 최악의 경우에도 적용하기 위해서, 세미소프트 지연값을 BS에서 게이트웨이까지 RTT에 비례하는 값으로 설정한다. 그러나 대부분의 경우 핸드오프로 인한 IP 라우팅의 변경은 BS주변 말단에 국한되므로 Cellular IP의 세미소프트 지연값은 최적의 핸드오프 시작시간을 늦추는 경향이 있다. 결과적으로 핸드오프 이전에 크로스오버 지연장치를 빠져나와 새 BS로 도착하는 패킷들의 수가 증가하게 되고, 이들은 모두 유실되어, 실시간 트래픽의 성능을 저하시키며, TCP의 혼잡제어를 유발한다.

3. LPM (Last Packet Marking)

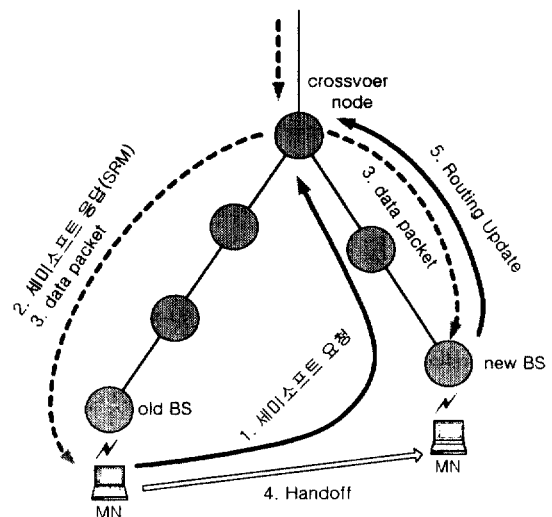
우리는 이동호스트에게 정확한 핸드오프 시점을 알려주는

LPM 방법을 제시한다. Cellular IP에서와 마찬가지로, 이동호스트의 링크계층은 핸드오프가 필요하다는 L2 트리거를 이동호스트의 네트워크 계층에게 전달한다. 이동호스트는 접속망의 도움[7, 10]으로 또는 직접 새 BS의 정보를 수신하여 세미소프트 요청 패킷을 새 BS를 통해 게이트웨이 쪽으로 보낸다((그림 3)의 1단계).

새 BS를 통해 바로 세미소프트 요청을 보낼 수 있는 경우를 직접모드 LPM이라 한다. 세미소프트 요청 패킷에는 이동호스트의 IP 주소가 포함된다. 크로스오버 노드가 세미소프트 요청 패킷을 받으면, 새 BS로의 경로 매핑을 캐쉬에 추가하며, 새로운 경로가 설정되었다는 시그널 메시지인 세미소프트 응답 메시지(SPM : Semisoft rePly Message)를 기존 BS 쪽으로 보낸다((그림 3)의 2단계). 크로스오버 노드는 SPM을 보낸 다음부터 새 경로와 기존경로로 패킷을 바이캐스트한다((그림 3)의 3단계). 그러므로, 새 BS는 SPM 다음부터의 패킷들을 수신하게 된다. Cellular IP에서는 크로스오버 노드에서 새 BS로 전송할 패킷을 버퍼링하지만, LPM에서는 새 BS에서 버퍼링을 수행하여, 이동호스트가 패킷을 더 빨리 수신할 수 있게 한다.

이동호스트는 SPM을 수신하면 실제 링크계층 핸드오프를 수행한다((그림 3)의 4단계). 핸드오프를 마친 이동호스트는 먼저 Routing Update를 상위로 전달하여((그림 3)의 5단계), 크로스오버 노드가 바이캐스트를 중단하도록 한다. 그리고 핸드오프 직후 수신한 패킷들은 순서상으로 SPM 이후의 패킷이므로 유실이나 중복이 없다.

망상황과 트래픽 조건에 따라서 핸드오프 직후, 이동호스트가 수신하는 패킷들은 새 BS의 버퍼에 있거나 또는 새 경로상에서 새 BS로는 오는 중이다. 새 BS가 이전 BS보다 크로스오버 노드로부터 더 먼 경우, 즉, 전송지연이 더 긴 경우, 이동호스트는 새 패킷을 두 경로의 전송지연 차가 지난 후에 받을 것이며, 새 BS가 이전 BS보다 더 가까운 경우는 새 패킷이 이미 새 BS의 버퍼에 있을 것이다. 그러므로 LPM 방법

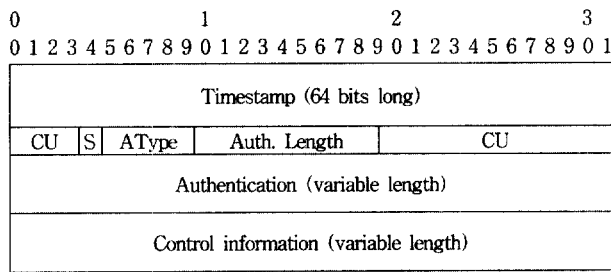


(그림 3) 직접 모드 LPM

으로 이동호스트는 네트워크 계층 라우팅과 연계한 링크계층 핸드오프의 최적 시점을 알 수 있으며, 핸드오프 이후 패킷의 중복이나 유실이 없다.

SPM 패킷이 이동호스트로 전송중 유실될 수 있으므로, 이동호스트에는 최대 핸드오프 지연값을 설정하여 이 시간이 경과해도 SPM이 오지 않을 경우, 핸드오프를 수행한다. 이 값은 Cellular IP에서의 세미소프트 지연과 동일한 값이다.

Cellular IP와 비교하여 LPM에서 추가로 필요한 시그널은 SPM 하나이다. (그림 4)는 Cellular IP의 Routing Update 메시지의 페이로드 형식이며 <표 1>은 각 필드에 대한 설명이다. 세미소프트 요청 메시지는 Routing Update 메시지에 'S' 필드를 1로 설정한다. SPM 메시지는 Cellular IP Routing Update 메시지의 CU(Currently Unused) field에 SPM flag을 새로 설정하거나 Control Information에 SPM을 추가하여 구현할 수 있다. Control Information은 TLV(Type-Length-Value)형식으로 인코딩되어 있어 BS들이 메시지를 처리할 때 프로세싱 시간이 걸릴 수 있으므로 SPM flag를 추가하는 것이 바람직하다.



(그림 4) Cellular IP Routing Update Message Payload Format

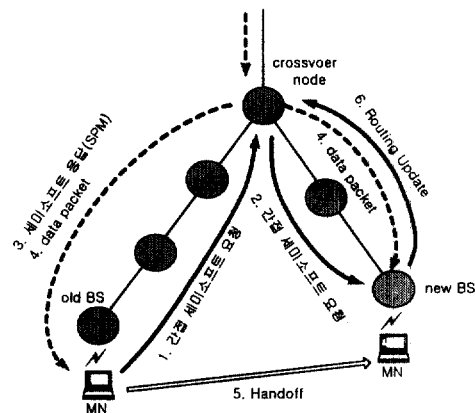
<표 1> Cellular IP Routing Update Message Fields

필드	내용
Timestamp	Routing Update 메시지의 순서를 구분하기 위한 것
CU	Currently Unused
S flag	'1' 인 경우 세미소프트 요청 메시지임을 표시한다.
Atype	사용하는 인증 방법을 나타낸다.
Auth. Length	인증정보의 byte 수
Authentication	인증정보
Control Information	현재의 옵션은 'Registration Request' 하나로 이동호스트가 Cellular IP 네트워크에 들어왔을 때 사용한다.

이동호스트가 데이터를 송신하는 중 핸드오프할 경우를 생각해 볼 수 있다. Cellular IP에서는 이동호스트가 전송하는 패킷을 사용하여 내재적으로 라우팅 경로를 설정한다. 즉, 패킷이 수신된 포트에 해당 이동노드에 대한 라우팅 정보를 설정한다. 그러므로 연결의 상대노드는 이동호스트가 실제 핸드오프하는 시간동안만 데이터를 수신할 수 없으며, 핸드오프로 인한 데이터 유실이나 중복은 거의 없다. Cellular IP 세미소프트 핸드오프 방법과 LPM 방법에서의 사전 경로 설정

방법은 이 경우, 별 효용이 없으며 성능은 Cellular IP 세미소프트, LPM, 하드 핸드오프의 세 가지 방법이 모두 비슷하다. 그러나, 이동호스트는 동시에 여러 전송계층 연결로 통신할 수 있고, 각각은 데이터 수신 또는 송신을 수행할 수 있으므로, LPM을 사용하는 것이 범용성을 위해 바람직하다.

링크계층 기술에 따라서 세미소프트 요청 패킷을 직접 새 BS로 전송하지 못하는 경우가 있다. 이 경우는 이동호스트의 링크계층이 핸드오프 필요성을 인식하여 L2 트리거를 네트워크 계층에 전송하면, 이동호스트는 기존 BS를 통해 간접 세미소프트 요청 메시지를 게이트웨이 쪽으로 전송하며 이를 간접 모드 LPM이라 한다(그림 5). 간접 모드의 경우는 Cellular IP 간접모드 세미소프트 핸드오프[7]에서와 같이 접속망에서 새 BS의 IP 주소를 알 수 있다고 가정한다. 간접 세미소프트 요청을 수신한 크로스오버 노드는 새 BS 쪽으로 세미소프트 요청 패킷을 포워딩하여 새 BS로의 경로를 생성하도록 한다. 이후 동작 방식은 직접 모드와 동일하다.



(그림 5) 간접 모드 LPM

상기한 대로 LPM은 이동호스트에게 네트워크 계층까지 고려한 최적의 핸드오프 시점을 알려주어서 Cellular IP의 고정 크기 세미소프트 지연을 최적화 하였으며, 고정된 길이의 크로스오버 노드 지연으로 인한 역효과를 제거한다.

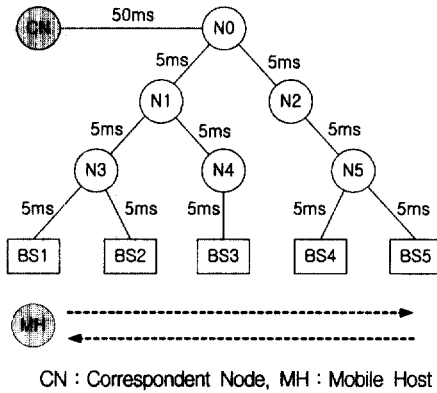
4. 시뮬레이션 결과

LPM의 성능측정을 위해서 ns2로 시뮬레이션을 수행하였다. 먼저, Cellular IP에 친화적인 토폴로지에서 실험하였고, 다음으로 좀 더 실제 토폴로지와 유사한 환경조건으로 실험하였다. Cellular IP 친화적인 환경은 모든 링크의 전송지연을 동일한 값으로 설정한 것이다. 그러나 실제 환경에서는 각 BS가 게이트웨이로부터 거리가 다르고, 무선 상황의 특성인 추가 지연[11]을 감안한 환경이다.

4.1 실험 1

(그림 6)은 성능실험을 위한 접속망 토폴로지이다. N1부터 N5까지는 Cellular IP 노드들이며 N0는 게이트웨이이다. 각

링크의 전파지연은 5ms이다. CN(상대노드 : Correspondent Node)는 3초부터 UDP와 TCP 트래픽을 이동호스트에게 전송한다. 이동호스트는 5초부터 BS1에서 BS5까지 일정한 속도로 이동한다. 이동호스트는 다음 이동 전에 한 BS에 10초 동안 머무른다. 링크계층 핸드오프 시간은 10ms이고, Cellular IP의 세미소프트 지연은 50ms로 고정되어 있으며, 크로스오버 노드에서의 패킷지연 시간은 20ms이다.



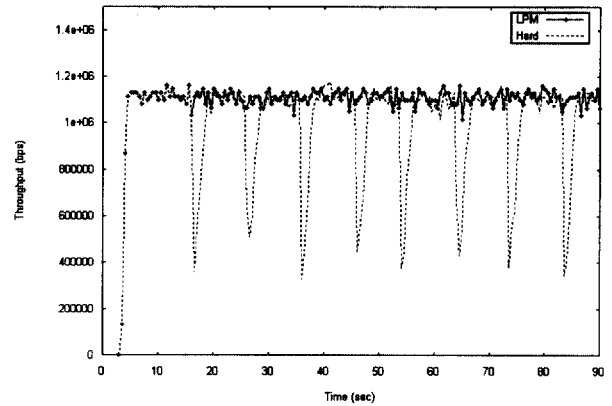
(그림 6) 실험 토폴로지 1

<표 2>는 UDP 트래픽 실험에서 이동호스트가 감지한 유실패킷과 중복패킷의 수로 Cellular IP의 하드, 세미소프트 핸드오프와 LPM 방법을 비교하였다. CN은 매 5ms 마다 패킷을 전송한다. 실험에서 LPM 방법은 패킷의 유실과 중복이 없다. 하드 핸드오프의 경우, 유실패킷의 수는 새 BS로부터 크로스오버 노드까지의 전파지연과 비례한다. 세미소프트 핸드오프의 경우, 패킷의 유실은 없을지라도 중복 패킷이 존재함을 알 수 있다. 각 핸드오프에서 새 경로와 이전 경로의 전파지연은 모두 동일하므로, 세미소프트 핸드오프의 중복패킷은 크로스오버 노드의 지연장치 때문에 발생한다.

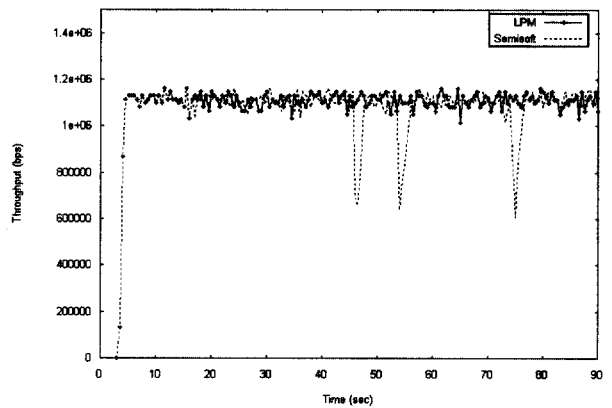
<표 2> UDP 결과 : 토폴로지 1에서의 패킷 유실과 중복 패킷수 (유실패킷수/중복패킷수)

종류 \	BS1->BS2	BS2->BS3	BS3->BS4	BS4->BS5	BS5->BS4	BS4->BS3	BS3->BS2	BS2->BS1
하드	5/0	7/0	8/0	5/0	5/0	8/0	7/0	4/0
세미소프트	0/2	0/2	0/2	0/2	0/2	0/2	0/2	0/2
LPM	0/0	0/0	0/0	0/0	0/0	0/0	0/0	0/0

(그림 7)은 TCP 연결에 대한 드루풋 실험결과로 (그림 7. 가)는 하드 핸드오프와 LPM의 비교결과이다. 매 핸드오프마다 하드 핸드오프는 패킷 유실에 의해서 드루풋의 심각한 저하를 보인다. 패킷의 유실은 TCP의 혼잡제어 메커니즘을 구동시켜, 성능저하를 유발한다[12]. (그림 7. 나)는 세미소프트 핸드오프와 LPM의 비교 결과이다. 세미소프트 핸드오프에서는 드루풋 저하가 하드 핸드오프보다는 줄어들었지만 여전히 남아 있음을 알 수 있다. 반면, LPM은 모든 핸드오프마다 드루풋의 저하가 없다.



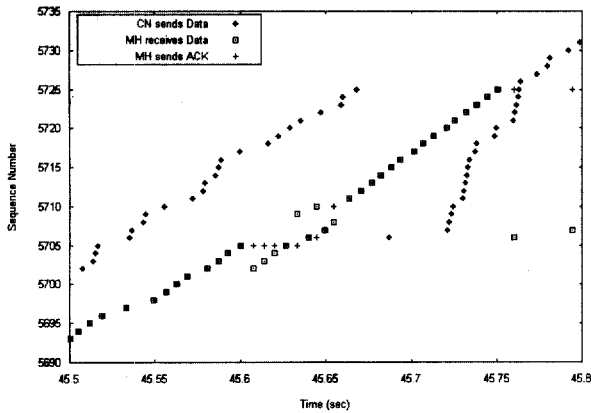
(가) LPM과 하드 핸드오프 비교



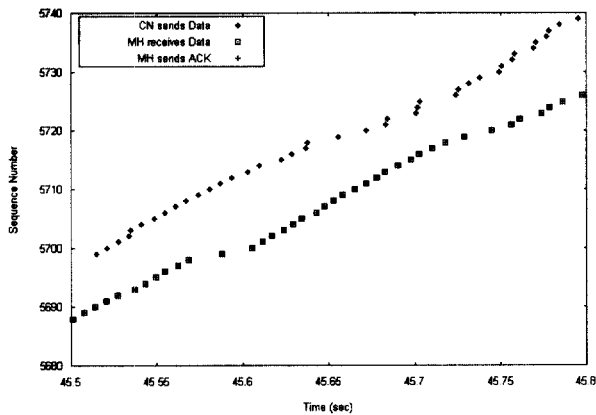
(나) LPM과 세미소프트 핸드오프 비교

(그림 7) 토폴로지 1에서의 TCP 드루풋 비교

(그림 8)은 (그림 7)에서 세미소프트 핸드오프의 드루풋 저하가 처음 나타난 45.6초 부근의 TCP 패킷 추적이다. 세미소프트 핸드오프의 경우, 크로스오버 노드가 패킷을 지연해서 보내므로, 핸드오프 이후 이동호스트는 이전 BS로부터 이미 받은 패킷을 중복해서 받는다(그림 8. 가). <표 2>에서 UDP는 중복 패킷을 최대 2개만 받았으나, TCP의 경우는 UDP 트래픽보다 패킷들이 몰려서 오는 경향이 있으므로 중복 패킷의 수는 UDP보다 증가한다. TCP는 타임아웃 외에 누적 ACK 메커니즘을 혼잡제어에 사용하므로, 임계치(보통 3) 이상 중복 ACK을 받으면 패킷이 유실되었다고 판단한다. TCP 수신자가 이미 수신한 패킷을 다시 받을 경우, 중복 ACK을 송신자에게 보내고, 이로 인해 송신자는 혼잡제어를 구동하게 된다. 이동 호스트는 실제 핸드오프를 45.6 초에 완료하였고, 새 BS로부터 패킷을 45.61초부터 수신한다. 45.61에서 45.63초 사이에는 이동호스트가 이미 이전 BS로부터 수신한 패킷을 3번 이상 받으므로 중복 ACK들을 CN에게 보낸다. CN은 중복 ACK들을 패킷의 유실로 간주하여, 45.68에 중복 ACK이 지시한 패킷을 다시 보내고 혼잡제어를 수행한다. 반면 LPM은 (그림 8. 나)에서 보듯이 패킷의 중복을 겪지 않아서 TCP 드루풋이 그대로 유지된다.



(가) 세미소프트 핸드오프

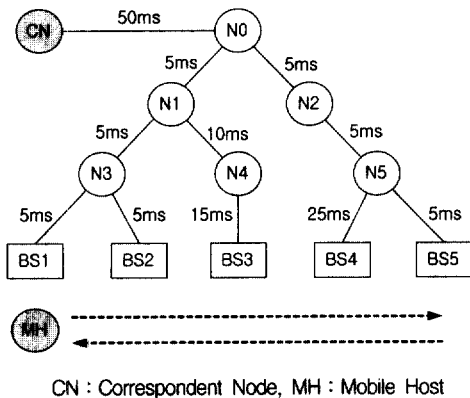


(나) LPM

(그림 8) 토폴로지 1에서 TCP 연결에 대한 송신자, 수신자 패킷 추적 (BS4에서 BS5로 이동시)

4.2 실험 2

실제 네트워크 상에서 응용프로그램이 겪는 RTT(Round Trip Time) 값은 물리적인 전파지연보다 훨씬 크다. 심지어 GSM 망의 실험에서 RTT의 변화는 수 초 단위를 넘어가는 경우도 있다[11]. 우리는 이러한 실제상황을 감안하여 두 번째 실험에서는 각 링크의 전파지연을 5ms부터 25ms까지 다양화하였다(그림 9). 실제로 BS 자체도 트리 토폴로지 상에서 다



(그림 9) 실험 토폴로지 2

른 레벨에 위치할 수 있으며, 주변 트래픽의 상황에 따라 무선망에서의 전송지연이 변화할 수 있기 때문이다. 실험 1에서와 마찬가지로 이동호스트는 BS1에서 BS5 사이를 이동한다. 나머지 시뮬레이션환경은 실험 1과 동일하다.

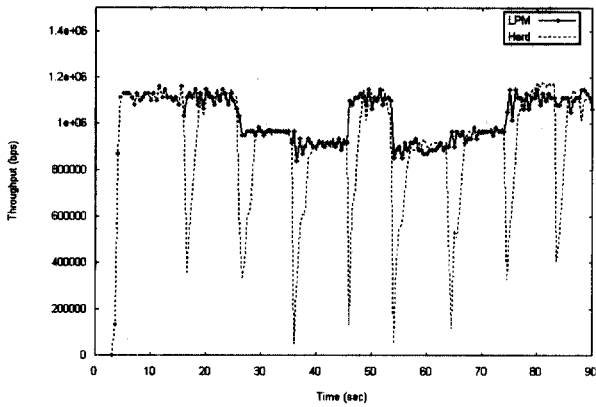
<표 3>은 UDP 트래픽의 성능실험 결과이다. CN은 매 5ms 마다 패킷을 전송한다. 실험 1에서와 마찬가지로 LPM은 패킷의 유실이나 중복이 없다. 하드 핸드오프와 세미소프트 핸드오프에서의 유실 패킷수와 중복 패킷수는 실험 1보다 더 큰 값을 보였다. 세미소프트 핸드오프의 경우, BS3에서 BS4로 또는 BS4에서 BS3으로 이동시 고정된 세미소프트 지연(50ms)이 실제 필요한 지연보다 짧은 경우로, 이동호스트는 너무 일찍 실제 핸드오프를 수행한다. 즉, 이전 경로 상에만 존재하는 유니캐스트 패킷을 이동호스트가 모두 받지 못한 상태에서, 새 BS로 핸드오프한다. BS4에서 BS5로 핸드오프하는 경우는 새 경로의 전파지연이 이전 경로의 전파지연보다 훨씬 짧은 경우이다. 이 때 크로스오버 노드 지연장치에서의 패킷지연 시간이 충분하지 않아서, 이동호스트가 핸드오프 할 시점에는 이미 패킷들이 지연장치를 나와서 새 BS를 통해 유실된 상태이다. 반대로 BS5에서 BS4로 핸드오프하는 경우, 새 경로의 전파지연이 이전 경로의 전파지연보다 매우 긴 경우로, 이동호스트는 핸드오프 이후에 패킷의 과도한 중복을 겪게 된다.

<표 3> UDP 결과 : 토폴로지 2에서의 패킷 유실과 중복 패킷수 (유실패킷수/중복패킷수)

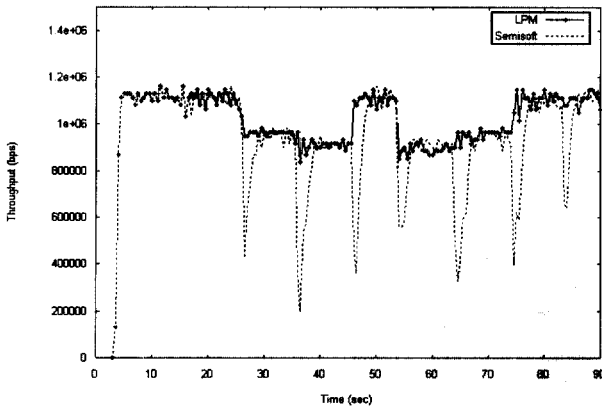
종류	BS1->BS2	BS2->BS3	BS3->BS4	BS4->BS5	BS5->BS4	BS4->BS3	BS3->BS2	BS2->BS1
하드	5/0	10/0	16/0	9/0	8/0	15/0	10/0	5/0
세미소프트	0/2	0/2	4/0	2/0	0/4	4/0	1/0	0/2
LPM	0/0	0/0	0/0	0/0	0/0	0/0	0/0	0/0

(그림 10)은 실험 2에서 시간에 따른 TCP 연결의 흐름 변화이다. 25초 근방에서 LPM의 흐름은 1100 Kbps에서 940 Kbps로 떨어지는데, 이것은 이동호스트가 BS2에서 BS3으로 이동시 RTT가 30ms 증가하기 때문이다. RTT가 증가하면 TCP의 흐름은 감소한다. 하드와 세미소프트 핸드오프의 경우, 흐름은 실험 1에서보다 급격히 저하된다. 모든 하드 핸드오프는 패킷의 유실을 겪는다. 소프트 핸드오프의 경우도 BS1에서 BS2로 이동하는 경우만 제외하고 모두 흐름의 저하를 보였다. 세미소프트 핸드오프는 패킷 유실뿐 아니라 패킷 중복도 겪는다. 중복 패킷의 경우도 TCP의 혼잡제어 메커니즘을 구동하도록 하여 흐름의 저하를 유발한다. LPM은 패킷의 유실이나 중복을 보이지 않으므로, 흐름은 RTT의 변화에만 영향을 받는다.

세미소프트 핸드오프의 흐름 저하는 3가지 경우로 구분할 수 있다. (그림 11)은 실험 2에서 각 경우에 대한 TCP 패킷 추적이다. 첫 번째 경우(그림 11. 가)는 세미소프트 지연이 충분하지 않은 경우이다. 이동호스트가 BS3에서 BS4로



(가) LPM과 하드 핸드오프 비교



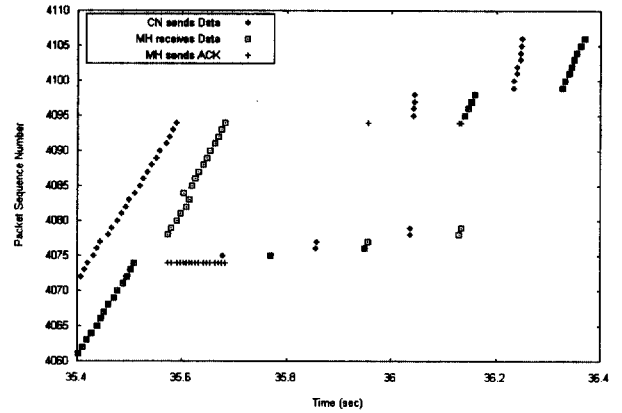
(나) LPM과 세미소프트 핸드오프 비교

(그림 10) 토폴로지 2에서 TCP 트루풋 비교

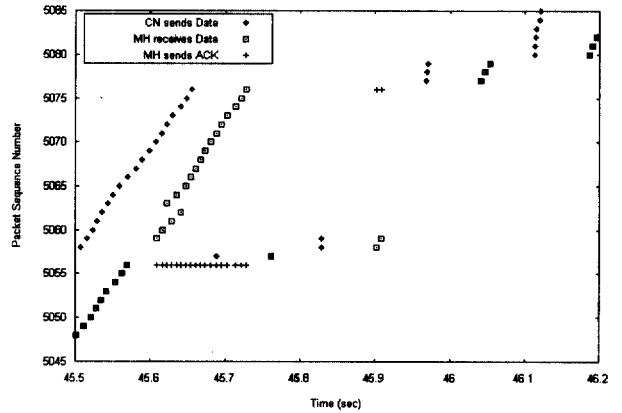
이동시, 세미소프트 지연(50ms)은 새 경로의 전파지연과 기존 경로의 전파지연의 합(65ms)보다 작다. 이동 호스트가 BS4로 실제 핸드오프할 때, 이전 경로에는 아직 이동호스트가 못 받은 유니캐스트 패킷(4075, 4076, 4077)이 남아 있다. 이 패킷들은 모두 유실되어 TCP의 혼잡제어를 구동시킨다. 그러나 이러한 경우를 없애기 위해 세미소프트 지연을 매우 큰 값으로 정하는 것은 바람직하지 않다. 실제 핸드오프를 너무 늦게 하면 실제 링크계층의 연결이 끊어질 수도 있으며, 새 경로와 이전 경로의 전파지연이 짧은 경우에는 크로스오버 노드의 지연 요구량이 커지기 때문이다. BS4에서 BS3으로의 핸드오프도 같은 경우이다.

다음 경우는 새 경로의 전파지연이 이전 경로의 전파지연보다 훨씬 짧은 경우이다(그림 11. 나). BS4에서 BS5로 핸드오프할 경우, 새 BS는 이전 BS보다 훨씬 먼저 같은 패킷을 수신한다. 크로스오버 노드에서의 고정된 지연값이 이 전파지연의 차이를 모두 해소하기에는 충분하지 않다. 이동호스트가 새 BS로 핸드오프하기 이전에 5057, 5058 패킷은 이미 새 BS에 도착하여 결국 유실된다. 크로스오버 지연값을 더 늘리는 것도 바람직하지 않다. BS5에서 BS4로 핸드오프하는 경우와 같이 새 경로가 이전경로보다 더 긴 경우에는 크로스오버 지연을 늘리면, 패킷의 중복량을 더 증가시키는 결과가 되므로 모든

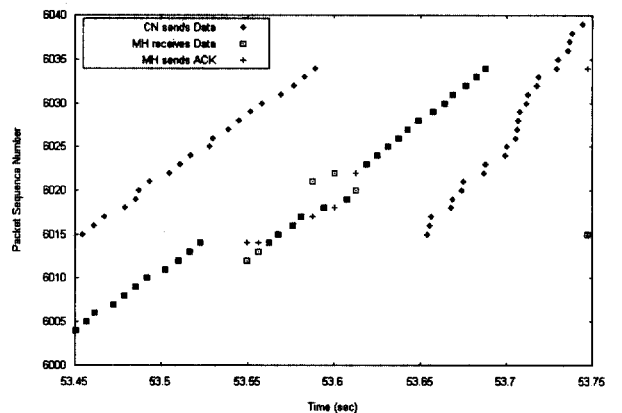
경우에 적합한 크로스오버 지연을 결정하는 것은 어렵다.



(가) BS3에서 BS4로 핸드오프 : 세미소프트 지연이 크로스오버노드-새 BS, 크로스오버노드-이전 BS 전파지연의 합보다 작은 경우



(나) BS4에서 BS5로 핸드오프 : 새 경로의 전파지연이 이전 경로의 전파지연보다 훨씬 짧은 경우



(다) BS5에서 BS4로 핸드오프 : 새 경로의 전파지연이 이전경로의 전파지연보다 훨씬 긴 경우

(그림 11) 세미소프트 핸드오프에서 TCP연결의 송신자, 수신자 패킷 추적(토폴로지 2)

세 번째 경우는 새 경로의 전파지연이 이전 경로의 전파지연보다 긴 경우로 ((그림 11. 다) BS5에서 BS4로 이동) 53.55

초에 실제 핸드오프가 종료되었다. 크로스오버 노드는 크로스오버 지점이 경과한 패킷들을 새 BS쪽으로 흘려보낸다. 이동호스트는 53.55초부터 53.57초까지 새 BS로부터 패킷을 수신하는데, 이 패킷들은 이미 이전 BS에서 수신한 패킷들이다. 그러므로 이동호스트는 3개 이상의 중복 ACK을 CN에게 보내게 되어 TCP 혼잡제어 메커니즘을 구동시킨다. BS2로부터 BS3으로 핸드오프하는 경우도 마찬가지로의 경우이다.

세미소프트 핸드오프와는 대조적으로 LPM은 패킷의 중복이나 유실이 없어서 드루풋의 저하가 없다. 특히 TCP 연결에 대해서 이동호스트는 안전하게 핸드오프를 수행한다. TCP 패킷추적에서 패킷의 일련번호는 안정적으로 늘어나며 모양은 (그림 8. 나)와 유사하다.

5. 결 론

본 논문에서는 새로운 마이크로 이동성 지원 핸드오프 방법인 LPM을 제시하여, 이동호스트가 핸드오프할 최적의 시점을 알려준다. 이 시점은 링크계층 및 라우팅을 모두 고려한 시점이다. LPM에서 추가로 사용하는 제어 패킷은 SPM (Semisoft rePly Message) 하나로, 기존 Cellular IP 제어패킷에 flag 하나를 정의한 형태이다. LPM의 성능은 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 보였다. LPM은 UDP와 TCP 트래픽에 대해서 패킷의 유실이나 중복없이 안정적으로 핸드오프를 수행하도록 하여, Cellular IP의 세미소프트나 하드 핸드오프보다 현저한 드루풋 향상효과를 보였다.

참 고 문 헌

[1] C. Perkins, editor, "IP Mobility Support," IETF RFC 2002, Oct. 1996.
 [2] D. B. Johnson, C. Perkins. "Mobility Support in Ipv6," Internet Draft, draft-ietf-mobileip-ipv6-12.txt, Apr. 2000.
 [3] Andrew T. Campbell, Javier Gomez, Sanghyo Kim, Andras G. Valko, Chieh-Yih Wan, "Design, Implementation, and Evaluation of Cellular IP," IEEE Personal communication, Vol.7, No.4, pp.42-49, Aug. 2000.
 [4] A. G. Valko, "Cellular IP : A New Approach to Internet Host Mobility," ACM Computer Communication Review, Jan. 1999.
 [5] Andras G. Valko, "On The Analysis of Cellular IP Access Networks," IFIP Fifth International Workshop on Protocols For High-Speed Networks, PHSN 1999.
 [6] A. Campbell, J. Gomez, C-Y. Wan, Z. Turanyi, A. Valko, "Cellular IP," Internet Draft, draft-ietf-mobileip-cellular-ip-00.txt, Dec. 1999.
 [7] Zach D. Shelby, Dionisios Gatzounas, Andrew Campbell, Chieh-Yih Wan, "Cellular IPv6," Internet Draft, draft-shelby-seamoby-cellularipv6-00.txt, November, 2000.
 [8] R. Ramjee, T. La Porta, S. Thuel, K.Varadhan, S. Wang,

"HAWAII : A Domain-based Approach for Supporting Mobility in Wide-area Wireless networks," International Conference on Network Protocols, ICNP 1999.

[9] A. Mihailovic, M. Shabeer, A. H. Aghvami, "Multicast For Mobility Protocol (MMP) For Emerging Internet Networks," IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communication, PIMRC 2000.
 [10] Karim El Malki, Pat R. Calhoun, Tom Hiller, James Kempf, Peter J. McCann, Ajoy Singh, Hesham Soliman, Sebastian Thalanany, "Low Latency Handoffs in Mobile IPv4," Internet Draft, draft-ietf-mobileip-lowlatency-handoffs-v4-03.txt, November, 2001.
 [11] George Xylomenos and George C. Polyzos, Petri Mahonen, Mika Saaranen, "TCP performance issues over wireless links," IEEE Communications Magazine, Vol.39, No.4, April, 2001.
 [12] S. Seshan, H. Balakrishnan, and R. H. Katz, "Handoffs cellular wireless networks : The Daedalus implementation and experience," Wireless Personal Communications, Vol.4, No.2, pp.141-162, 1997.



김 경 아

e-mail : kka@popeye.snu.ac.kr
 1989년 이화여대 전산학과(학사)
 1991년 이화여대 전산학과(석사)
 1991년~현재 KT 연구개발본부 선임보
 연구원
 1999~현재 서울대학교 컴퓨터공학부 박사
 과정

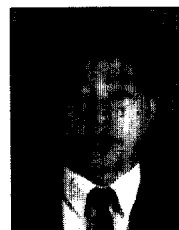
관심분야 : 인터넷, TCP, 이동통신



김 종 권

e-mail : ckim@popeye.snu.ac.kr
 1981년 서울대학교 공과대학 산업공학과
 (학사)
 1982년 미국 조지아 공대(석사)
 1987년 미국 일리노이대학(박사)
 1984년~1987년 IBM 산 호세 연구소
 연구조원

1987년~1991년 미국 벨 통신 연구소 연구원
 1991년~현재 서울대학교 전기, 컴퓨터공학부 교수
 관심분야 : 차세대 인터넷, 초고속 라우터, 이동통신



박 재 윤

e-mail : jypark60@kt.co.kr
 1983년 한양대학교 공과대학 전자공학과
 (학사)
 1985년 한양대학교 대학원 전자공학과(석사)
 2001년 한국과학기술원 전자전산학과(박사)
 1986년~현재 KT 연구개발본부 선임연구원
 관심분야 : MAC, CDMA, All-IP