

# 이동 노드의 계층적인 자원 예약 프로토콜

정회원 한승진\*, 이정현\*\*

## LMRSVP : A Layered Mobile Resource reSerVation Protocol

Seung-Jin Han\*, Jung-Hyun Lee\*\* *Regular Members*

### 요 약

본 논문에서는 이동 컴퓨팅 환경에서 이동 노드의 멀티미디어 트래픽의 QoS를 보장하기 위해 계층적인 자원 예약 프로토콜(LMRSVP)을 제안한다. 유선 망에서 사용하고 있는 RSVP를 이동 컴퓨팅 환경에 적용 시 나타나는 문제점을 해결하고, MRSVP의 문제점인 과도한 메시지 발생을 억제한다. 또한, LMRSVP는 기존의 삼각 라우팅 문제를 제거함으로써 자원 예약 경로와 동일하게 패킷을 전송하도록 하여 MRSVP와 HMRSVP에 비해 핸드오프 지연 시간이 상대적으로 낮다. 본 논문은 MRSVP와 HMRSVP 그리고 LMRSVP를 비교하여 자원 예약 비용과 데이터 전송 비용 측면에서 LMRSVP 방법이 우수하다는 것을 보인다.

### ABSTRACT

We propose the LMRSVP(Layered Mobile Resource Reservation Protocol) for the purpose of guaranteeing QoS of multimedia traffic of mobile nodes in mobile computing environment. We have solved a problem occurring when RSVP that uses wired-networks applies to mobile computing environment and have quenched an excessive message in serious question of MRSVP. Because LMRSVP transmits packet to equal path for resource reservation through removing existing problem in Triangle Routing Problem, it takes a short time for handoff delay than MRSVP and HMRSVP relatively. We compared LMRSVT with MRSVP and HMRSVP, and showed that the LMRSVP outperforms MRSVP and HMRSVP in the resource reservation cost and data transmission cost.

### I. 서 론

전체 인터넷 사용자에서 무선 인터넷 사용자의 비율이 점점 증가함에 따라 기존의 단순한 음성과 문자 위주의 서비스에 대해 사용자들은 만족스러워 하지 않는다. 이동 컴퓨팅 환경에서의 서비스 품질 보장은 유선 환경에 비해 더 많은 제약조건을 갖게 되며 기존의 유선 망에서는 Best Effort 서비스를 채택하여 망에서의 호스트 및 게이트웨이에서 현재 자신의 자원을 순서적으로 할당하는 서비스만을 지원하였다.

이러한 Best Effort 서비스는 기존의 음성 및 문자와 같은 단순한 데이터를 전송하기에는 적합하지만 실시간 멀티미디어 트래픽을 전송하기에는 적합

하지 않다<sup>[1]</sup>. 따라서 사용자가 사용하기 위한 자원을 보장하기 위해 실질적인 데이터를 전송하기 이전에 송신 노드와 수신 노드가 자원에 대해 서로 협상을 하는 연구가 진행되고 있다<sup>[1-4]</sup>.

무선 인터넷의 환경이 단순한 문자 및 음성에서 멀티미디어 환경으로 변화되면서 멀티미디어 트래픽을 위한 자원 예약은 MN(Mobile Node)의 이동성으로 인해 기존의 유선 망에서 사용하던 자원 예약 프로토콜인 RSVP(Resource reSerVation Protocol)를 그대로 사용할 수 없다<sup>[2]</sup>. 따라서 유선 망에서 사용하던 RSVP에 노드의 이동성을 추가하여 [2]에서는 MRSVP(Mobile RSVP)를 제안하였다.

본 논문에서는 MRSVP를 이동 컴퓨팅 환경에 적용 시 나타나는 문제점을 보이고, [6,7]를 이용하여 삼각 라우팅 문제점(Triangle Routing Problems)을

\* 인하대학교 전자계산공학과 HCI연구실(softman@nlsun.inha.ac.kr)  
논문번호 : 010189-0720, 접수일자 : 2001년 7월 20일

\*\*인하대학교 전자계산공학과(jhlee@inha.ac.kr)



의 해결은 크게 두 가지로 나뉜다.

첫 번째는 MN이 새로운 지역으로 이동 시에 발생하는 HA와의 경로 불일치 문제의 해결<sup>[4,5]</sup>과 두 번째는 MN이 위치 등록 후 차후에 이동하기 전에 필요한 자원을 미리 예약하기 위해 주변 지역의 IP 주소를 송신 노드로 보내는 경우<sup>[2,10]</sup>로 나눌 수 있다.

MN이 수신인 경우 현재의 지역을 중심으로 MN의 핸드오프에 대비하여 주위의 지역에 자원을 미리 예약을 한다. [2,10]에서의 MRSVP는 유선 망에서 사용하는 RSVP에 이동 노드의 개념을 추가하여 Passive PATH 메시지와 Passive RESV 메시지를 추가하였다. FA(Foreign Agent)가 Receiver\_MSPEC을 이용하여 주변 지역의 MA 목록을 CN으로 전송을 한다. CN은 이 목록의 MA들에게 Passive PATH 메시지를 전송하고, 이 메시지를 수신한 MA들은 Passive RESV 메시지를 CN에게 전송을 한다. 그러나 이러한 방법은 MN이 빈번히 핸드오프를 한다면 심각한 대역폭의 낭비를 초래할 수 있다. 이의 방법을 보완한 것이 HMRSVP<sup>[8]</sup>이다.

HMRSVP는 지역 내(intra-region)의 핸드오프 시 MN의 이동 사실을 CN에게 알리지 않고, GFA가 MN의 주변 지역의 에이전트에게 자원 예약을 하도록 한다. 지역 간(inter-region)의 핸드오프 시 MN의 이동 사실을 이동하는 지역의 GFA가 하위 레벨의 에이전트를 통해 보고 받는다. MN은 CN에게 Receiver\_MSPEC의 목록에 자신의 GFA와 이동할 지역의 GFA를 추가하여 전송하고, CN은 새로운 GFA에 Passive PATH 메시지를 전송하여 자원을 예약하도록 한다. 그러나 HMRSVP는 그림 1에서처럼 MN이 HA와 FA의 영역 중첩 부분에 위치하는 경우 FA는 MN이 HA와 연결을 해제하기 전에 MN의 존재를 GFA2에 보고를 해야 한다. 또한 GFA 레벨에서 자원을 예약한다 하더라도 실질적인 패킷 전송은 HA를 경유하여야 한다.

본 논문은 MN이 GFA내에서 핸드오프 하였을 경우와 GFA간 핸드오프 하였을 경우로 나누어 MRSVP, HMRSVP, 그리고 LMRSVP 방법을 각각 설명한다.

1. MN이 GFA내에서 핸드오프한 경우

그림 2와 같이 MN이 MFA2에서 위치 등록을 하게 되면, MN은 MFA2내의 MA와 MFA2, GFA1을 통해 CN2에 접속을 요청한다. CN2는 Active PATH 메시지를 GFA1과 MFA1을 통해 MN에 전

송한다. 이를 수신한 MN은 Active RESV 메시지를 MFA2를 통해 GFA1에게 전송한다. GFA1은 CN에게 Receiver\_MSPEC = {GFA1}을 Active RESV 메시지로 전송한다. GFA1은 MN이 위치한 지역을 중심으로 주변 지역에 Passive PATH 메시지를 전송하고, 주변 지역의 MA들은 GFA1에게 Passive RESV 메시지로 응답한다.

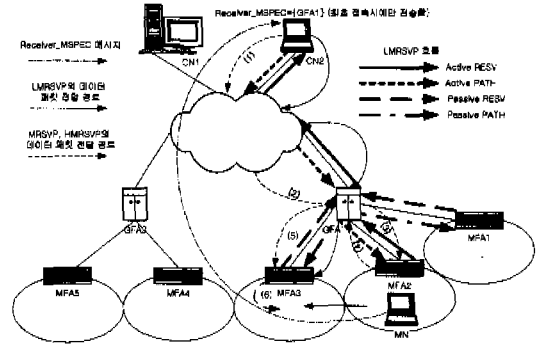


그림 2. GFA내에서의 MN의 핸드오프

그림 2와 같이 MN이 MFA2에서 처음으로 위치 등록을 하였기 때문에 MFA2내의 MA가 HA가 된다. MN이 MFA2내에서 다른 지역으로 이동을 하게 되면 GFA1에게 보고하는 정보는 없다. 따라서 변경된 MN의 위치 정보는 MFA2만 알고 있다<sup>[6,7]</sup>. MFA2의 라우팅 테이블에는 MN이 HA에서 할당 받은 주소와 FA(MN이 이동한 지역의 MA)에서 할당 받은 주소와의 관계를 매핑시킨다. HA와 MN이 이동한 지역(FA)간에 Active와 Passive 관계가 스워칭되고, CN에서 전송되는 패킷은 GFA1을 통해 MFA2내의 라우팅 테이블을 이용하여 HA를 거치지 않고 MN이 위치한 FA로 직접 전달된다.

그림 2와 같이, MN이 MFA2에서 MFA3로 이동을 하게 되면 MN의 위치 정보는 GFA1까지 보고 되고, CN으로 보고되는 내용은 없다. GFA1의 라우팅 테이블에는 MN이 MFA3의 FA에서 할당 받은 주소와 CN2와 접속 당시의 주소를 매핑시키는 정보가 있다. MN의 MFA간 이동 사실을 보고 받은 GFA1은 이 사실을 CN2에게 통보 하지 않고 MFA2와 MFA3사이의 Active와 Passive 관계를 스워칭한다. 또한 CN2로부터 전송되는 패킷은 GFA1의 라우팅 테이블을 이용하여 MFA3의 MN이 존재하는 FA로 전달된다. 그림 2에서 CN으로부터 MN에게 전달되는 데이터 패킷의 전달 경로는 LMRSVP는 실선으로, MRSVP와 HMRSVP는 점

선으로 나타냈다. 또한 MRSVP와 HMRSVP의 데이터 패킷 전송 순서를 번호로 나타냈다.

2. MN이 GFA간 핸드오프한 경우

그림 3과 같이 MN이 MFA2에서 최초로 위치 등록 후 MFA3를 경유하여 MFA4로 이동을 한 경우, MRSVP에서는 MN 또는 MA가 주변 지역의 MA 목록을 Receiver\_MSPEC에 추가하여 CN2에게 전송을 한다. HMRSVP에서는 Receiver\_MSPEC 메시지의 목록에 GFA1과 GFA2를 추가하여 CN2에 전송을 한다.

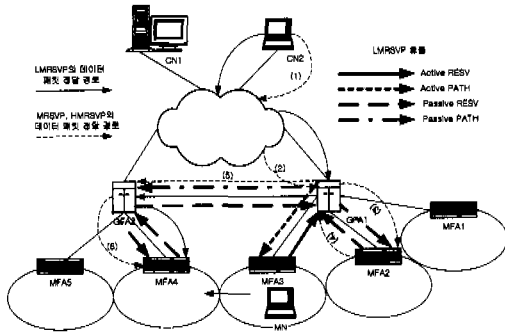


그림 3. MN의 GFA간 핸드오프

그러나 본 논문에서는 MN이 GFA2 지역으로 이동 하더라도 Receiver\_MSPEC 메시지를 생성하지 않는다. GFA1이 CN의 대행자 역할을 한다. 즉, PATH와 RESV 메시지 생성과 처리를 CN 대신 대행한다. GFA2는 MN이 자신의 영역으로 이동한 사실을 새롭게 할당 받은 MN의 주소와 함께 GFA1에게 통보한다. 이 정보를 전달 받은 GFA1은 자신의 라우팅 테이블에 MN의 위치 정보를 갱신하고, GFA2에 ACK 메시지를 전송한다. 그림 3에서 GFA1과 GFA2 사이의 Passive PATH와 Passive RESV 메시지는 MN이 MFA3 지역으로 이동 시 GFA1이 MN이 GFA2로의 이동에 대비하여 GFA2에게 Passive PATH 메시지를 전달하고, GFA2는 GFA1에게 Passive RESV 메시지로 응답을 한다. GFA1과 GFA2 사이의 경로는 MN이 GFA2로 이동 하면서 Active로 스위칭되고, GFA2와 MFA4 사이의 경로도 Active로 스위칭된다. 그리고 GFA1과 MFA3사이의 경로는 Passive 상태로 스위칭된다.

[11]에 의하면 MN은 이웃하는 지역을 점유하지 않고 다른 지역으로 이동을 할 수 없으므로 CN2에서 GFA2까지의 거리는 GFA1에서 GFA2까지의 거리보다 최소한 같거나 멀다. 따라서 LMRSVP는

HMRSVP와 달리 Receiver\_MSPEC 메시지를 생성하지 않는다. CN2에서 GFA1까지는 이미 자원이 확보된 상태이므로 CN2에서 GFA2까지 새로운 자원을 확보하는 것보다는 GFA1에서 GFA2까지의 경로에서 자원을 확보하는 것이 유리하다.

MN이 MFA3에서 MFA4로 이동을 하면, MN은 Passive PATH와 Passive RESV 메시지의 경로를 이용하여 데이터 패킷을 송수신한다. 그림 3에서는 GFA1과 GFA2가 직접 연결되어 있지만, 실제로로는 인터넷 또는 임의의 망을 통해서 연결이 되어 있다. CN2가 전송한 데이터 패킷은 GFA1의 MFA2의 HA로 전달되는 것이 아니고, GFA1의 라우팅 테이블에서 MN의 위치는 GFA2라는 것을 알고 GFA2로 전달한다. GFA2는 라우팅 테이블을 이용하여 MFA4에 MN이 위치한 FA로 패킷을 전송한다. 그림 3에서 CN으로부터 MN에게 전달되는 데이터 패킷의 전달 경로는 LMRSVP는 실선으로, MRSVP와 HMRSVP는 점선으로 나타냈다. 또한 MRSVP와 HMRSVP의 데이터 패킷 전송 순서를 번호로 나타냈다.

IV. 성능 평가

본 논문에서 제안하는 방법의 성능 평가는 MRSVP, HMRSVP 그리고 LMRSVP 방법과 비교한다. 평가는 세 가지 방법에 대해 각각 MN의 자원 예약 비용과 데이터 패킷 전송 비용을 계산한다.

본 논문에서 제안하는 모델의 성능 평가를 위해 [7,12,13]에서 사용한 평가 요소를 이용한다. 또한 MRSVP, HMRSVP 그리고 LMRSVP 방법에서는 각 MA(GFA 포함)에서의 특별한 버퍼 관리가 없으므로 [12]의 방법에서 TAIL 방법을 이용한다. 또한 성능 평가의 용이함을 위해 다음과 같은 가정을 한다. MA는 하나의 영역을 이루고, 각 영역의 반경은 동일하다. MRSVP, HMRSVP 그리고 LMRSVP 방법의 망의 계층적 구조는 그림 1과 같다.

여기서 인터넷에서 홉간 패킷 전달 시간( $T_{in}$ )은 GFA가 서로 이웃하고 있을 경우 일정하게 30ms라 가정하고, 또 다른 GFA가 2 홉 건너 위치한다면 2배의 시간이 소요된다고 가정한다.

1. 전송 지연

본 논문에서 제안하는 방법의 성능 평가를 위해 MRSVP, HMRSVP 그리고 LMRSVP의 버퍼 관리 기법은 [12]에서 사용한 기법 중 TAIL 기법을 이용

표 1. 성능 평가 요소<sup>[7,13]</sup>

기호	정 의	값
$BW_{wl}$	무선 링크의 대역폭	1Mbps
$BW_w$	유선 망의 대역폭	1Gbps
$L_{wl}$	무선 링크의 지연	7ms
$L_w$	유선 링크의 지연	0.5ms
$S_{reg}$	등록 요청 패킷의 크기	50byte
$S_{reserv}$	자원 예약 패킷(PATH, RESV)의 크기	50byte
$S_{data}$	데이터 패킷의 최대 크기	1Kbyte
$T_{acq}$	MN이 무선 채널을 획득하는 시간	20ms
$T_{prot}$	자원 예약 패킷(PATH,RESV)또는 등록 패킷을 프로토콜이 처리하는 시간	3ms
$T_{reserv}$	현재 MA로부터 자원 예약 패킷(PATH,RESV)을 생성하는 시간	5ms
$T_{switch}$	Active(Passive)를 Passive(Active)로 스위칭하기 위해 소요하는 시간	10ms
$T_{turn}$	프로토콜이 패킷을 터널링하기 위해 소요하는 시간	7ms
$T_{int}$	인터넷에서 홉간 패킷 전달 시간	30ms

할 경우 버퍼에 패킷을 수용할 확률을 정의하는 함수  $a(n)$ 은 1이다. 여기서  $n$ 은  $0 \leq n \leq B-1$  이다. 전송 지연을 구하기 위해 버퍼 관리 기법은 FIFO (First-In-First-Out)로 가정한다. FIFO에 대한 큐잉 모델은 다음과 같이 표현할 수 있다.



그림 4. FIFO 큐

여기서, 성능 평가를 위해 사용하는 기호의 정의 및 가정은 다음과 같다.

- $\lambda$ : 큐에 도착하는 패킷의 속도 포아송 분포 (Poisson Distribution)를 따른다.
- $\mu$ : 임의의 서비스를 받고 출력되는 패킷의 속도 지수분포(Exponentially Distribution)를 따른다.
- $B$ : 각 홉에서의 버퍼 크기
- 시스템에 제공되는 트래픽 밀도( $\rho$ )는 다음과 같다.

$$\rho = \frac{\lambda}{\mu}$$

버퍼에 패킷이 도착하는 시간 간격과 패킷이 서비스를 받는 시간은 모든 패킷이 동일하다고 가정한다. 또한 버퍼에 있는 패킷은 마코프 체인 중 발

생 및 소멸 과정을 따른다. 즉, 패킷은 상태  $n$ 에서  $\lambda a(n)$ 의 속도로 발생되고,  $\mu(n \neq 0)$ 의 속도로 소멸된다<sup>[12]</sup>. 따라서 버퍼 내용의 정상 분포 (Stationary Distribution)는 다음처럼 계산된다<sup>[14]</sup>.

$$\pi(n) = \pi(0) \rho^n \prod_{i=0}^{n-1} a(i) \tag{1}$$

여기서,

$$\pi(0) = \left[ \sum_{n=0}^B \rho^n \prod_{i=0}^{n-1} a(i) \right]^{-1} \tag{2}$$

따라서, 각 홉의 큐에  $n$ 개의 패킷이 있다면, 각 홉의 큐에서 기대되는 지연 시간은 다음과 같이 계산된다.

$$D = \frac{1}{\mu} \sum_{n=0}^{B-1} (1+n) \pi(n) a(n) \tag{3}$$

본 논문에서 버퍼 관리 기법은 TAIL 기법을 이용하기 때문에, 식 (1)~(3)에서  $a(n)$ 은 1이다. 여기서,  $n$ 은  $0 \leq n \leq B-1$  이다.

버퍼의 크기가 10일 때  $\rho$  값에 따른 각 홉에서의 패킷 지연은 다음과 같다.

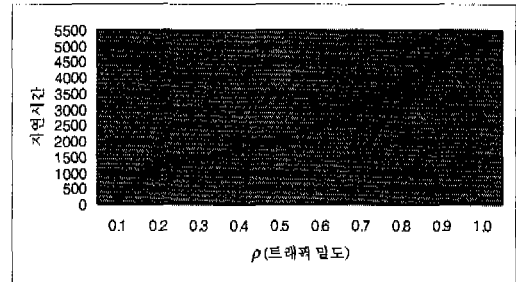


그림 5.  $\rho$  값에 따른 각 홉에서의 패킷 지연 시간( $B=10$ )

## 2. 자원 예약 비용

자원예약에 소요되는 총 시간은 MN 내부의 처리 시간을 포함한 무선 구간과 MA를 포함한 상위계층의 유선 구간에서 소요되는 시간을 더한 것이다.

무선 구간은 MN이 무선 채널 획득 시간( $T_{acq}$ ), 자원 예약 패킷의 전송 시간( $S_{reg} / BW_{wl}$ ), 그리고 무선 링크의 지연( $L_{wl}$ )과 같은 요소로 이루어진다. 무선 채널을 이용하여 MN이 자원 예약 패킷(PATH 혹은 RESV 메시지)을 생성하기 위한 비용을  $T1$ 이라고 하면 다음과 같다.

$$T1 = T_{acq} + (S_{reserv} / BW_{wl}) + L_{wl} + T_{reserv} \tag{4}$$

무선 구간에서 패킷 전송에 소요되는 비용은

$$T2 = (S_{data} / BW_w) + L_w \quad (5)$$

유선으로 예약 패킷(PATH 혹은 RESV 메시지)을 처리하는 비용

$$T3 = ((S_{reserv} / BW_w) + L_w) \times \text{홉수} + T_{prot} \quad (6)$$

유선으로 연결된 에이전트 사이의 패킷 전송 비용 (터널링하기 위해 소요되는 시간)

$$T4 = ((S_{data} / BW_w) + L_w) \times \text{홉수} + T_{tun} \quad (7)$$

유선으로 연결된 에이전트 사이의 위치 등록 패킷 처리 비용

$$T5 = ((S_{reg} / BW_w) + L_w) + T_{prot} \quad (8)$$

그림 2와 같이 MN이 MFA2에서 MFA3으로 핸드오프 하였을 때 발생하는 자원 예약 비용은 다음과 같다. MN이 위치한 지역을 중심으로 주변 지역은 6개가 존재한다고 가정한다.

GFA내에서 MN이 핸드오프한 경우의 자원 예약 비용은 다음과 같이 계산한다. MRSVP는 MN이 CN에게 Receiver\_MSPEC 메시지를 전송하는 비용, CN이 이동하기 전에 위치했던 지역과 이동한 후의 지역을 제외한 나머지 5개의 지역에 Passive PATH 메시지를 전송하는 비용, 5개 지역의 MA가 CN으로 Passive RESV 메시지를 전송하는 비용, 그리고 이동하기 전에 위치했던 지역과 이동한 후의 지역 간 Active와 Passive 관계를 스위칭하는 비용을 합한다. 그림 1과 같이 하나의 GFA내에서 홉의 수는 세 가지 형태가 존재하는데, 홉의 수를  $f$ 는 6, 1은 4, 그리고  $m$ 은 2로 한다. 단, 인터넷 내에서 발생하는 홉간 패킷 전달 지연은 무시한다.

$$\begin{aligned} Cost_{MRSVP}^{RESERV}(intraGFA) &= (T1 + T3m \times D) + \\ &((T1 + T3m \times D) + k \times T_{ini}) + \\ &((T1 + 2 \times T3m \times D + k \times T_{ini}) \times 5) \times \\ &2 + T_{switch} \end{aligned} \quad (9)$$

HMRSVP와 LMRSVP는 MN이 GFA에게 Receiver\_MSPEC 메시지를 전송하는 비용, GFA가 MN이 위치한 주변 지역 5곳으로 Passive PATH 메시지를 전송하는 비용, 5개 지역의 MA이 GFA로 Passive RESV 메시지를 전송하는 비용, 그리고 이동하기 전에 위치했던 지역과 이동한 후의 지역간

Active와 Passive 관계를 스위칭하는 비용을 합한다.

$$\begin{aligned} Cost_{(H,L)MRSVP}^{RESERV}(intraGFA) &= \\ &((T1 + T3m \times D) + (T3m \times D) \times 5) + \\ &((T3m \times D) \times 5) + T_{switch} \end{aligned} \quad (10)$$

MN이 다른 GFA로 핸드오프한 경우의 자원 예약 비용은 다음과 같이 계산한다. MRSVP는 GFA2 내에서 자원 예약을 하기 위한 비용과 GFA1내에서 자원 예약을 하기 위한 비용을 합한다.

$$\begin{aligned} Cost_{MRSVP}^{RESERV}(interGFA) &= (T1 + T3m \times D) + \\ &(T1 + T3m \times D + k \times T_{ini}) + \\ &((T1 + 2 \times T3m \times D + k \times T_{ini}) \times 3) \times 2 + \\ &(T1 + T3m \times D) + \\ &(T1 + T3m \times D + k \times T_{ini}) + \\ &((T1 + 2 \times T3m \times D + k \times T_{ini}) \times 2) \times 2 + \\ &T_{switch} \end{aligned} \quad (11)$$

HMRSVP는 MN이 CN에게 Receiver\_MSPEC 메시지를 전송하는 비용, CN이 GFA1과 GFA2에 Passive PATH 메시지를 전송하는 비용, GFA1과 GFA2가 CN에게 Passive RESV 메시지를 전송하는 비용, GFA1과 GFA2가 MN을 중심으로 주변 지역의 MA로 Passive PATH 메시지를 전송하는 비용, MN을 중심으로 주변 지역의 MA들이 GFA1과 GFA2로 Passive RESV 메시지를 전송하는 비용, 그리고 이동하기 전에 위치했던 지역과 이동한 후의 지역간 Active와 Passive 관계를 스위칭하는 비용을 합한다.

$$\begin{aligned} Cost_{HMRSVP}^{RESERV}(interGFA) &= (T1 + T3m \times D) + \\ &(T1 + T3m \times D + k \times T_{ini}) + \\ &(T1 + T3m \times D + k \times T_{ini}) + \\ &((T3m \times D) \times 3) \times 2 + (T1 + T3m \times D) + \\ &(T1 + T3m \times D + k \times T_{ini}) + \\ &(T1 + T3m \times D + k \times T_{ini}) + \\ &((T3m \times D) \times 2) \times 2 + T_{switch} \end{aligned} \quad (12)$$

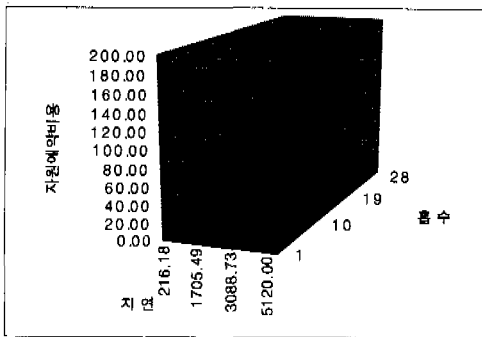
LMRSVP는 MN이 GFA2로 이동한 사실을 GFA1로 보고하는 비용, GFA1이 GFA2로 Passive PATH 메시지를 전송하는 비용, GFA1과 GFA2가 MN을 중심으로 주변 지역의 MA로 Passive PATH 메시지를 전송하는 비용, GFA2내의 MA들이

GFA2로 Passive RESV 메시지를 전송하는 비용, GFA1내의 MA들이 GFA1로 Passive RESV 메시지를 전송하는 비용, GFA2가 GFA1로 Passive RESV 메시지를 전송하는 비용, 그리고 이동하기 전에 위치했던 지역과 이동한 후의 지역간 Active와 Passive 관계를 스위칭하는 비용을 합한다.

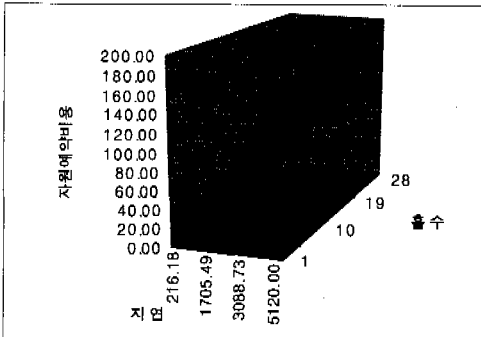
$$\begin{aligned}
 Cost_{LMRSVP}^{RESRV}(interGFA) &= (T5 \times l \times T_{int}) + \\
 & (T3m \times D + l \times T_{int}) + (T3m \times D) \times 3 \times 2 + \\
 & (T3m \times D + l \times T_{int}) + ((T3m \times D) \times 2) \times 2 + \\
 & T_{switch}
 \end{aligned} \tag{13}$$

CN2에서 GFA1까지의 거리와 CN2에서 GFA2까지의 거리는 동일하다고 가정한다.  $k$ 는 CN2와 GFA간의 홉의 수이고,  $l$ 은 GFA들 사이의 홉수이다. 본 논문에서  $k$ 의 크기는  $1 \leq k \leq 30$  이고,  $l$ 의 크기는  $1 \leq l \leq 30$  이다. 여기서 식 (3)에서 구한  $D$ 는 각 홉에서 발생하는 평균 전송 지연을 의미한다.

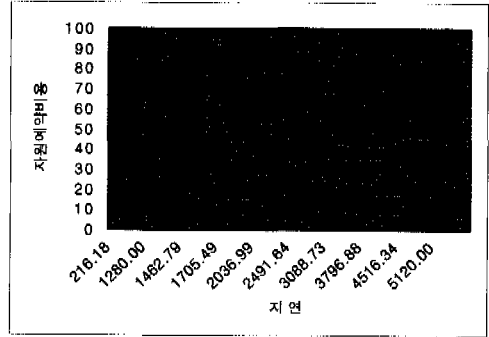
그림 10-(a)는 MRSVP 방법에 대해 MN이 GFA 내에서 이동을 할 경우에 대한 경우이고, 그림 10-(b)는 MRSVP 방법에 대해 MN이 GFA 사이에서 이동을 할 경우에 대한 경우이다. MRSVP는 CN이 MN과 MN을 중심으로 주변 지역 모두와 배



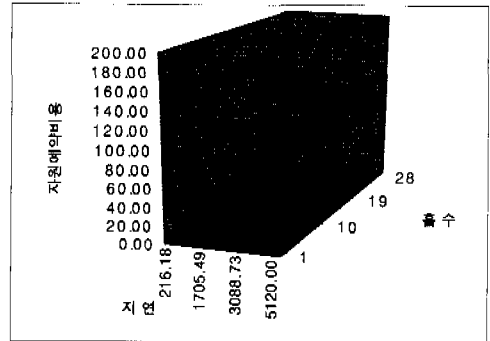
(a) MRSVP(intraGFA)



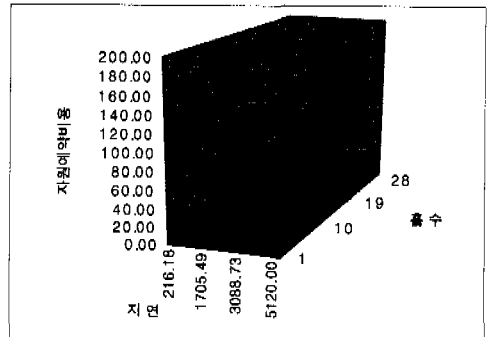
(b) MRSVP(interGFA)



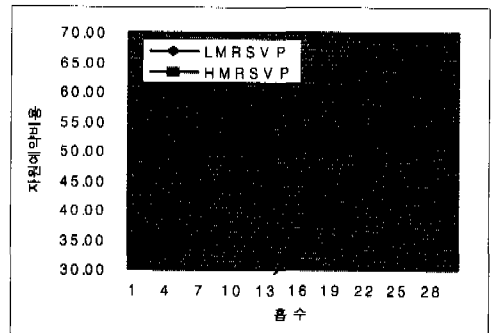
(c) {H,L}MRSVP(intraGFA)



(d) HMRSVP(interGFA)



(e) LMRSVP(interGFA)



(f)  $D=2037$ 일 경우

HMRSVP(interGFA)와 LMRSVP(inteGFA)

그림 6. MN의 핸드오프 유형에 따른 자원 예약 비용

시지를 주고 받기 때문에 다른 두 방법에 대해서 자원 예약 비용이 높다. 그림 6-(c)는 MN이 GFA 내에서 이동을 한 경우 CN에게 Receiver\_MSPEC을 전송하지 않고 자원 예약에 대한 메시지를 GFA 내에서 송수신하기 때문에 그림 6-(a)와 다르게 나타난다. HMRSVP와 LMRSVP는 동일한 방법으로 동작된다.

그림 6-(d)와 6-(e)는 각각 HMRSVP와 LMRSVP 방법에 대해 MN이 GFA 사이에서 동작한 경우를 의미한다. 두 가지 방법 모두 그림 6-(b)의 경우 보다 자원 예약 비용이 상대적으로 낮다. 그림 6-(f)는 HMRSVP와 LMRSVP 방법에 대해 각 홉에서 평균 지연이 2037일 경우 각 홉에 대한 자원 예약 비용을 비교하였다. 1홉에서 24홉까지는 자원 예약 비용에 대해 LMRSVP 방법이 우수하고, 25홉 이상부터는 HMRSVP 방법이 우수하다는 것을 알 수 있다.

### 3. 데이터 패킷 전송 비용

송신 노드와 수신 노드가 동일한 GFA내에 존재할 수도 있고, 서로 다른 GFA에 존재할 수도 있다. 본 논문의 성능 평가는 송신 노드와 수신 노드가 서로 다른 GFA에서 위치 등록을 하고, 데이터 패킷을 송수신한다고 가정을 한다. 또한 MN이 수신 노드일 경우에 대해서만 고려한다.

데이터 패킷 전송 비용에서도 ACK 패킷에 대한 비용은 고려하지 않는다. 데이터 패킷 전송 비용은 다음과 같다. 그림 1과 같이 하나의 GFA내에서 홉의 수는 세 가지 형태가 존재하는데, 홉의 수를  $f$ 는 6,  $l$ 은 4, 그리고  $m$ 은 2로 한다. 단, 인터넷 내에서 발생하는 홉간 패킷 전달 지연은 무시한다.

MRSVP와 HMRSVP의 경우

$$C(X_0)_{(HMRSVP)}^{TRANS} = T2 + (P_m(X_0) \times T4m \times D) + k \times T_{Int} \tag{14-1}$$

$$C(X_1)_{(HMRSVP)}^{TRANS} = T2 + (P_m(X_1) \times T4l \times D) + T_{Int} + k \times T_{Int} \tag{14-2}$$

$$C(X_2)_{(HMRSVP)}^{TRANS} = T2 + (P_m(X_2) \times T4f \times D) + T_{Int} + k \times T_{Int} \tag{14-3}$$

$$C(X_3)_{(HMRSVP)}^{TRANS} = T2 + (P_m(X_3) \times T4f \times D) + T_{Int} + 2k \times T_{Int} \tag{14-4}$$

여기서,  $0 < P_m(X_i) \leq 1, i = 0,1,2,3$  이고,

$$\sum_{i=0}^3 P_m(X_i) = 1 \text{이다.}$$

여기서,  $P_m(X_0) \geq P_m(X_1) \geq P_m(X_2) \geq P_m(X_3)$ 이고,  $0.3 \leq P_m(X_0) \leq 1.0$ 이다.

$P_m(X_0), P_m(X_1), P_m(X_2)$  그리고,  $P_m(X_3)$ 은 각각 MN이 HA에 위치할 확률, MN이 동일한 MFA내에서 이동할 확률, MN이 동일한 GFA내에서 서로 다른 MFA로 이동할 확률, 그리고 MN이 서로 다른 GFA로 이동할 확률을 나타낸다. 여기서 식 (3)에서 구한  $D$ 는 각 홉에서 발생하는 평균 전송 지연을 의미한다.  $k$ 는 GFA간 홉의 수이고,  $k$ 의 크기는  $1 \leq k \leq 30$  이다.

MRSVP와 HMRSVP 방법은 MN이 새로운 지역으로 이동을 하면, MN의 세션 ID가 변경이 되었기 때문에 HA에서 MN이 이동한 FA로의 터널을 새로이 만들어야 한다. 따라서 MRSVP와 HMRSVP 방식에서는 새로운 터널을 만들기 위한 비용이 추가로 필요하다. 이 비용은 MN이 새로운 지역으로 이동한 후 처음 터널을 만들기 위해 생성하는 PATH와 RESV 메시지를 위한 필요 비용이고, 이 후에 다른 지역으로 이동하기 전에는 패킷 전송 비용에 포함되지 않는다. 또한 PATH와 RESV 메시지 전송을 위한 패킷 전송 지연은 없다고 가정한다. 여기서 식 (3)에서 구한  $D$ 는 각 홉에서 발생하는 평균 전송 지연을 의미한다.

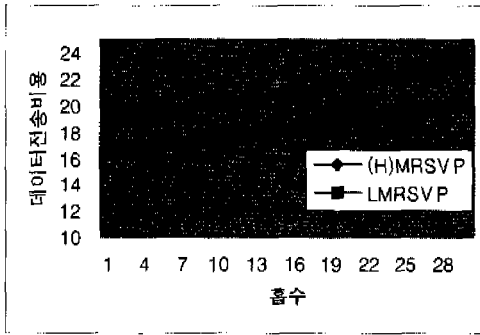
LMRSVP의 경우

$$C(X_i)_{(LMRSVP)}^{TRANS} = T2 + (P_m(X_i) \times T4m \times D) + k \times T_{Int} \tag{15}$$

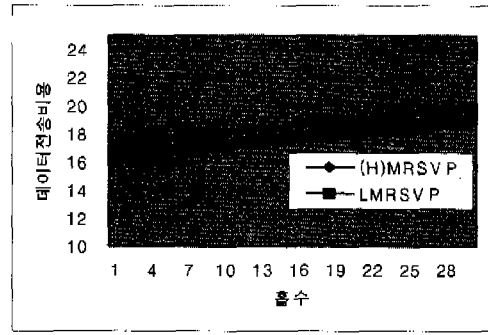
$P_m(X_i)$ 는 식 (14)의 경우와 같다.

그림 7-(a)는 MN이 HA에 위치할 확률이 다른 경우보다 낮다. 따라서 MRSVP, HMRSVP와 LMRSVP의 간격이 다른 그림보다 넓다. 그러나 점차 그림 7-(h)로 갈수록 간격은 점차 좁아지면서 그림 7-(h)에서는 두 그래프가 하나로 겹쳤다. 이는 MN이 HA에서 다른 지역으로 이동을 하지 않는 경우이므로 MRSVP와 HMRSVP 방법은 경유하는 FA가 없다. 그림 7에서는 MN이 HA에서 멀어질수록 MRSVP와 HMRSVP 방법은 HA를 경유하여 FA로 패킷을 전송하므로, 비용이 LMRSVP에 비해 상대적으로 증가함을 알 수 있다. 이 비용에는 MN의 이동으로 인한 새로운 터널의 연결 비용도 포함된다.

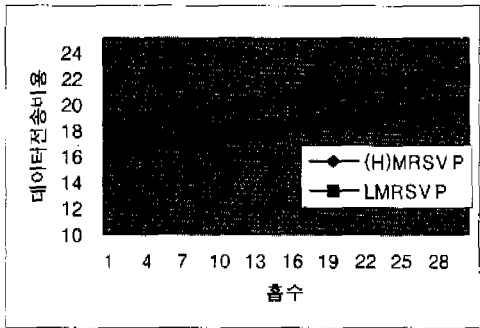




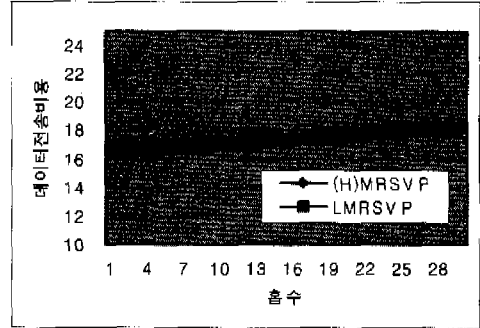
(a)  $P_m(X_0)=0.3, P_m(X_1)=0.3, P_m(X_2)=0.3, P_m(X_3)=0.1$



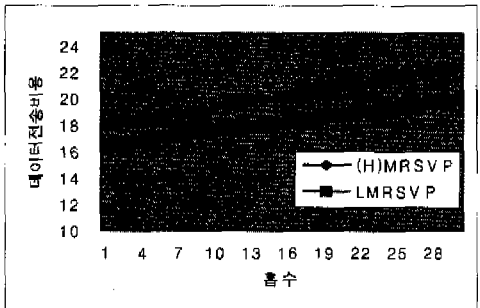
(e)  $P_m(X_0)=0.7, P_m(X_1)=0.2, P_m(X_2)=0.1, P_m(X_3)=0.0$



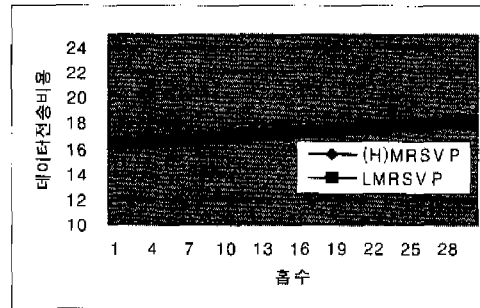
(b)  $P_m(X_0)=0.4, P_m(X_1)=0.4, P_m(X_2)=0.1, P_m(X_3)=0.1$



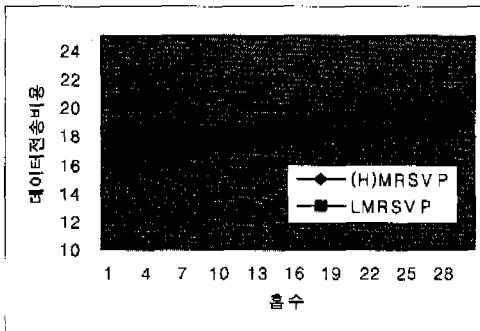
(f)  $P_m(X_0)=0.8, P_m(X_1)=0.2, P_m(X_2)=0.0, P_m(X_3)=0.0$



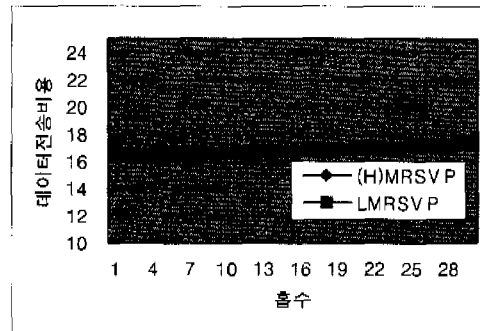
(c)  $P_m(X_0)=0.5, P_m(X_1)=0.3, P_m(X_2)=0.1, P_m(X_3)=0.1$



(g)  $P_m(X_0)=0.9, P_m(X_1)=0.1, P_m(X_2)=0.0, P_m(X_3)=0.0$



(d)  $P_m(X_0)=0.6, P_m(X_1)=0.2, P_m(X_2)=0.1, P_m(X_3)=0.1$



(h)  $P_m(X_0)=1.0, P_m(X_1)=0.0, P_m(X_2)=0.0, P_m(X_3)=0.0$

그림 7. MN의 위치 확률에 따른 패킷 전송 비용

그러나 LMRSVP 방법은 HA를 경유하지 않고 MFA와 GFA에서 패킷을 MN이 위치한 FA로 직접 패킷을 전송하기 때문에 MRSVP와 HMRSVP에 비해서 비용이 상대적으로 낮다. 이는 그림 7-(a)에서처럼 MN이 HA에서 멀어질수록 LMRSVP 방법이 기존의 방법보다 패킷 전송 비용이 더욱 낮아진다는 것을 알 수 있다. 그림 7-(h)는 MN이 HA에서 이동을 하지 않으므로 세 가지 방법에 대한 데이터 전송 비용은 동일하다.

그림 8은 홉의 수가 15일 때 MN이  $P_m(X_0)$ 에서 시작하여  $P_m(X_3)$ 까지 이동을 하는 경우 각 지역에 위치할 확률을 가중치로 하여 패킷 전송 비용의 합을 그림으로 나타낸 것이다. 그림에서 C1~C8은 표 2와 같다. C8의 경우는 MN이 HA에서 다른 지역으로 이동을 하지 않는 경우를 의미한다.

V. 결론

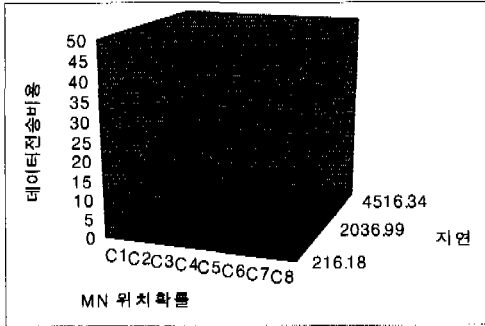
향후 수년 내에 무선 인터넷의 사용자와 유선 인터넷 사용자와의 비율이 대등하게 될 것이다. 그러나 이동 컴퓨팅 환경에서 QoS를 고려하지 않은 Best Effort 서비스는 MN의 멀티미디어 트래픽에 대한 QoS를 보장할 수 없다.

본 논문에서는 MRSVP의 방법에서 문제점으로 지적된 과도한 메시지 발생 문제를 해결하였고, CN으로부터 전송되는 데이터 패킷을 HA를 경유하지 않고 MN이 속한 FA를 통해 MN에 전달하도록 하는 프로토콜을 제안하였다. 성능 평가 결과 자원 예약 비용은 GFA내, GFA간 모두 MRSVP 방법에 비해 HMRSVP와 LMRSVP 방법이 우수하다는 것을 보였고, GFA간의 자원 예약 비용이 1홉에서 24홉까지는 LMRSVP 방법이 HMRSVP 방법보다 우수하다는 것을 보였다. 데이터 전송 비용에 대해서는 MN이 HA에서 멀어질수록 LMRSVP 방법이 MRSVP 방법과 HMRSVP 방법에 비해 우수하다는 것을 보였다.

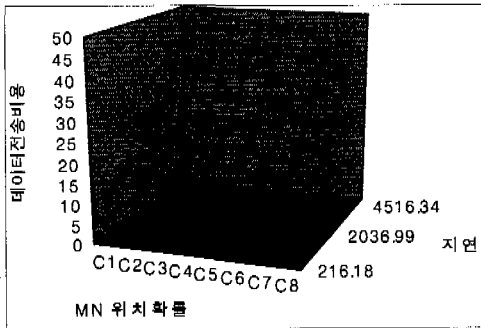
향후 연구과제로는 [15]와 같이 MN의 이동 성향 및 환경 변화를 파악할 수 있다면, MN의 주변 지역 모두에 자원 예약을 요구하는 것이 아니고 MN의 이동 방향에 따라 해당 지역만 자원을 예약하는 연구가 필요하다.

참고 문헌

[1] Zang et. al., "RSVP: A New Resource ReSerVation Protocol," IEEE Network Magazine, Sep., 1993.  
 [2] A. K. Talukdar, B. R. Badrinath and A. Acharya, "MRSVP: A Resource Reservation Protocol for an Integrated Services Network with Mobile Hosts," Technical Report DCS-TR-337, Rutgers Univ., 1997.  
 [3] R. Braden, L. Zhang, S. Berson, S. Herzog, and S. Jamin, "Resource ReSerVation Protocol



(a) LMRSVP



(b) MRSVP와 HMRSVP

그림 8. k=15일 때 MN의 위치 확률과 지역에 따른 패킷 전송 비용

표 2. MN의 위치에 따른 확률 값

	$P_m(X_0)$	$P_m(X_1)$	$P_m(X_2)$	$P_m(X_3)$
C1	0.3	0.3	0.2	0.2
C2	0.4	0.3	0.2	0.1
C3	0.5	0.2	0.2	0.1
C4	0.6	0.2	0.1	0.1
C5	0.7	0.1	0.1	0.1
C6	0.8	0.1	0.1	0.0
C7	0.9	0.1	0.0	0.0
C8	1.0	0.0	0.0	0.0

(RSVP) -- Version 1 Functional Specification," IETF RFC 2205, September 1997.

[4] J. Krawczyk, "Designing Tunnels for Interoperability with RSVP," Internet Draft draft-ietf-rsvp-tunnels-interop- 00.txt, March, 1997.

[5] J. Krawczyk, J. Wroclawski, A. Terzis and L. Zhang, "RSVP Operation Over IP Tunnels," RFC 2746, Jan., 2000.

[6] S. J. Han and J. H. Lee, "A Mobility Management using Dynamic Updates of Domain Name in Mobile Computing Environment," Proceedings of the International Conference on Internet Computing IC'2001, Las Vegas, Nevada, USA, vol. 1, pp 444~450, June, 2001.

[7] 한승진, 이정현, "이동 컴퓨팅 환경에서 RSVP 가 적용된 MIP-DUDN을 이용한 멀티미디어 트래픽의 QoS 보장," 한국 정보처리학회 논문지, 제 8-C권, 제 5호, Oct., 2001.

[8] C. C. Tseng, G. C Lee and R. S. Liu, "HMRSVP: A Hierarchical Mobile RSVP Protocol," Proceedings of the 21st IEEE ICDCS-21W2001, pp. 467~472, Phoenix Arizona, April, 2001.

[9] C. Perkins, "IP Mobility Support," IETF RFC 2002, October, 1996.

[10] W. T. Chen and L.C. Huang, "RSVP Mobility Support: A Single Protocol for Integrated Services Internet with Mobile Hosts," Proceedings of the INFOCOM 2000, vol. 3, v.3, Mar., 2000.

[11] 차영환, "이동 호스트를 위한 선택적 Flooding 기법에 근거한 멀티캐스트 프로토콜," 한국통신학회논문집, Vol.22, No.11, Nov., 1997.

[12] M. May, J-C Bolot, A. Jean-Marie and C. Diot, "Simple Performance Models of Differentiated Services Schemes for the Internet," Proceedings of the IEEE INFOCOM'99, vol. 3, pp1385~1394, March, 1999.

[13] G. H. Cho and L.F. Marshall, "An Efficient Location and Routing Scheme for Mobile Computing Environments," IEEE JSAC, Vol. 13, No. 5, June, 1995.

[14] L. Kleinrock, Queueing Systems vol I, John

Wiley & Sons, 1975.

[15] 양순성, *퍼지 이론을 이용한 비정형적 위치 영역 할당*, 인하대학교 전자계산공학과 박사학위 논문, Feb., 2000.

한 승 진(Seung-Jin Han)

정회원



1990 : 인하대학교 전자계산학과 (이학사)

1992 : 인하대학교 일반대학원 전자계산공학과(공학석사)

1999년 3월~현재 : 인하대학교 일반대학원 전자계산공학과 박수로

1992년~1996년 : 대우통신 종합연구소 교환연구단

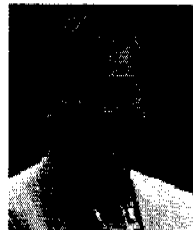
1996년~1998년 : SK 텔레콤 디지털 사업본부

2000년 3월~현재 : (주) 디오넷 부설 연구소

2000년 9월~현재 : 인하공업대학 컴퓨터정보과 겸임교수

<주관심 분야> Mobile IP, MANET, 멀티미디어통신, IMT-2000, 음성신호처리, 홈네트워킹

이 정 현(Jung-Hyun Lee)



1977년 : 인하대학교 전자공학과

1980년 : 인하대학교 대학원 전자공학과(공학석사)

1988년 : 인하대학교 대학원 전자공학과(공학박사)

1979년~1981년 : 한국전자기술연구소 시스템연구원

1984년~1989년 : 경기대학교 교수

1989년~현재 : 인하대학교 전자전기컴퓨터공학부 컴퓨터공학전공 교수

<주관심 분야> 자연어처리, HCI, 정보검색, 음성인식, 음성합성, 컴퓨터구조, 홈네트워킹