

# PA-RSVP: 무선 인터넷에서 실시간 서비스를 위한 효율적인 RSVP 프로토콜

정희원 김태현\*, 박효순\*, 이재용\*

## PA-RSVP: An Efficient RSVP Protocol for Real-time Services in the Mobile Internet

Taehyoun Kim\*, Hyosoon Park\*, Jaiyong Lee\* *Regular Members*

### 요약

Resource Reservation Protocol(RSVP)는 유선 네트워크에서 실시간(real-time) 서비스에 대한 Quality-of-Service(QoS) 보장을 제공하나, 무선 인터넷에서는 이동성 문제로 인해 어려움을 겪는다. 그래서, 연속적인 QoS 서비스를 제공하기 위하여 이동 노드의 방문이 예상되는 셀들에 사전에 자원 예약을 수행하는 것이 필요하다. 근래 무선 인터넷에서 RSVP 하에서의 사전 자원 예약을 통한 QoS 보장을 제공하는 많은 제안이 수행되고 있으나, 이러한 제안은 사전 자원 예약으로 인해 대역폭 낭비와 시그널링 오버헤드의 문제점을 가지고 있다. 본 논문에서는 무선 인터넷에서 QoS를 보장하면서 대역폭 낭비와 시그널링 오버헤드를 최소화하기 위한 새로운 사전 예약 프로토콜인 Proportional Aggregate RSVP(PA-RSVP)를 제안한다. 또한 성능 분석을 통해 제안된 프로토콜이 다양한 환경에서 기존의 프로토콜에 비해 향상된 성능을 나타냄을 보인다.

Key Words : PA-RSVP; advance reservation; QoS; real-time service; mobile Internet.

### ABSTRACT

Resource Reservation Protocol(RSVP) can provide Quality-of-Service(QoS) guarantees for real-time services in wired networks. However, RSVP suffers from mobility problem in the mobile Internet. Therefore, to provide seamless QoS services, it is needed that a mobile node makes a reservation everywhere it visits. Recently, many protocols have been proposed to provide QoS guarantees through advance resource reservation. But, these proposals have problems with a waste of bandwidth and the signaling overhead due to advance resource reservation. In this paper, we propose new advance reservation protocol, Proportional Aggregate RSVP(PA-RSVP) to minimize the resource reservation bandwidth and the signaling overhead in the mobile Internet while providing QoS guarantees. Based on the performance evaluation, we show that the proposed protocol provides an improved performance over existing protocols under various system conditions.

### 1. 서론

무선 인터넷에서 실시간(real-time) 멀티미디어 어플리케이션과 무선 통신이 발달함에 따라 이동 노드는 유선 네트워크에서 제공된 실시간 서비스와 동일한 Quality-of-Service(QoS) 보장을 요구하고 있다[2][8].

IPv6는 DiffServ-style QoS를 지원하지만 스트리밍 오디오와 비디오 같은 실시간 서비스는 일정한 RSVP/IntServ 하에서 훨씬 좋게 제공되어진다[9]. 그러나, 전형적으로 RSVP[1][3]는 핸드오프 후의 새로운 데이터 경로를 따라 자원을 예약하는 지연으로 인해 실시간 서비스에 대한 중단을 야기할 수 있다. 그

\* 연세대학교 전기전자공학부 고성능 멀티미디어 네트워크 연구실({tuskkim, hspark, jy1}@nasla.yonsei.ac.kr)

논문번호 : KICS2004-10-255, 접수일자 : 2004년 10월 29일

※ 본 연구는 한국과학재단 목적기초연구(R01-2002-000-00531-0)의 지원으로 수행되었음.

래서, 연속적인 QoS 서비스를 제공하기 위해 이동 노드의 방문이 예상되는 셀들에 사전에 자원 예약(resource reservation)을 수행하는 것이 필요하다[6]. 근래 무선 인터넷에서 RSVP 하에서 사전 자원 예약을 통해 QoS를 제공하는 많은 제안들이 수행되고 있다. 그러나, 이러한 제안들은 이동 노드에게 연속적인 QoS 보장을 제공하는 반면에 사전 자원 예약으로 인해 대역폭 낭비와 많은 시그널링 오버헤드가 소요되는 문제점을 가지고 있다.

본 논문에서는 무선 인터넷에서 대역폭 낭비와 시그널링 오버헤드를 줄이기 위한 새로운 사전 예약 프로토콜인 Proportional Aggregate RSVP (PA-RSVP)를 제안한다. 제안된 프로토콜은 Hierarchical Mobile IPv6에 기반을 두며 이웃 액세스 라우터(Access Router)로의 핸드오프 비율에 근거하여 현재 위치의 액세스 라우터내의 대역폭 순서에 따라 계산된 총 대역폭을 MAP과 이웃 액세스 라우터들 간에 사전 aggregate 예약으로 할당한다. 이를 통해 제안된 프로토콜은 대역폭 낭비 및 소프트 상태 갱신 오버헤드를 최소화할 수 있다.

논문의 구성은 다음과 같다. II장에서는 관련 연구를 분석한다. III장과 IV장에서는 각각 PA-RSVP 프로토콜에 대한 모델 및 세부 동작을 묘사한다. 그리고 V장에서 PA-RSVP 프로토콜과 기존 프로토콜(MRSVP와 RSVP-RA)간의 성능 비교 결과를 제시한다. 마지막으로 VI장에서 논문의 결론을 맺는다.

## II. Related Works

### 1. Simple QoS 프로토콜

Simple QoS[7] 프로토콜은 RSVP 터널(tunnel)과 Mobile IP 라우팅 메커니즘을 결합하였다. 이 구조는 현실적이며 쉽게 구현할 수 있다는 장점을 가지고 있다. 그러나, Simple QoS 프로토콜에는 여전히 RSVP 터널은 존재하고 이로 인해 triangular 라우팅 문제가 야기된다. 즉, Simple QoS 프로토콜에서는 송신자로부터 이동 노드의 현재 위치까지의 자원 예약이 이동 노드의 홈 에이전트(home agent)를 통해 수행된다. 그래서, 패킷이 홈 에이전트를 통해 이동 노드로 전송되어지기 때문에 패킷 전송 경로 길이가 최적화되지 못한다. 이로 인한 핸드오프 지연 때문에 패킷이 이동 노드에 전달되지 않을 수 있다. 또한 만약 충분한 자원이 새로운 데이터 플로우 경로를 따라 설정되지 않으면 이동 노드는 서비스 중단을 겪을 수 있다. 또한 RSVP 터널로 인한 시그널링 오버헤드(signaling

overhead)가 존재한다.

### 2. Mobile RSVP

Mobile RSVP(MRSVP)[6] 프로토콜에서는 자신이 방문할 셀에 사전에 자원을 예약하는 방법을 제안하였다. MRSVP 프로토콜은 이동 노드의 방문이 예상되는 Care-of-Address(CoA)의 집합을 Mobility Specification(MSPEC)으로 정의한다. 이 프로토콜은 active 예약과 passive 예약의 클래스를 가지고 있다. Active 예약은 현재 사용된 경로에 대해 사용되며 현재 위치에서 proxy agent를 통해 송신자로부터 이동 노드로 셋업(setup) 되어진다. 반면 passive 예약은 현재 사용되지 않은 경로에 대해 사용되며 MSPEC 내의 다른 위치에서 송신자로부터 proxy agents 까지 셋업 되어진다. Active와 passive 예약이 셋업 되어진 후에, 이동 노드가 MSPEC 내의 새로운 위치로 이동하면 active 예약은 passive 예약으로, 새로운 위치의 passive 예약은 active 예약으로 변환된다. 이처럼 MRSVP 프로토콜은 이동이 예상되는 모든 이웃 셀들로 사전 자원 예약을 수행함으로써 RSVP 상에서의 핸드오프 영향을 극복할 수 있다. 그러나, 이 프로토콜은 이동 노드의 방문이 예상되는 셀들의 모든 경로를 사전에 예약하기 때문에 대역폭이 낭비되고 소프트 상태(soft state)를 유지하기 위해 주기적인 갱신(refresh) 메시지가 송신되어 시그널링 오버헤드가 발생한다.

### 3. RSVP-RA(RSVP Agent) 프로토콜

RSVP-RA[5] 프로토콜에서 RSVP Agent (RA)가 다수 Foreign Agent(FA)들의 상위에 존재한다. 송신자가 RSVP를 사용하여 이동 노드로 경로(PATH) 메시지를 전송할 때, 이동 노드를 관리하는 RA는 경로 메시지를 가로채어 이웃 FA들과 사전에 자원을 예약하기 위해 이웃하는 FA들로 전송한다. RSVP-RA 프로토콜은 크게 MRSVP와 유사한 2가지 클래스, reserved 예약과 prepared 예약을 가지고 있다. RSVP-RA 프로토콜은 MRSVP 프로토콜과 달리 호스트의 이동성 지원을 RA를 이용하여 인터넷 백본(backbone) 네트워크로의 어떠한 부하 없이 네트워크 경계에서 수행한다. 이를 통해 MRSVP 프로토콜에 비해 인터넷 백본 네트워크에서의 대역폭 낭비 및 시그널링 오버헤드를 줄일 수 있다. 그러나, RSVP-RA 프로토콜은 액세스 네트워크에서의 사전 자원 예약을 수행함에 따라 대역폭 낭비와 시그널링 오버헤드가 여전히 존재한다.

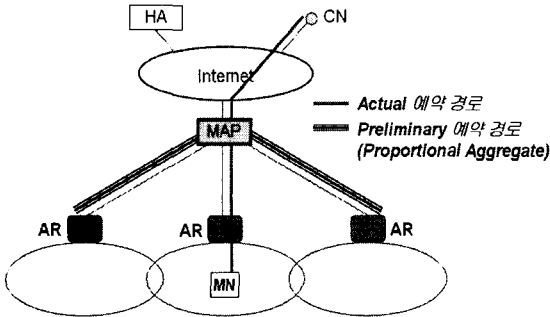


그림 1. PA-RSVP 프로토콜의 네트워크 구조

### III. Model Description

#### 1. 네트워크 구조

Proportional Aggregate RSVP(PA-RSVP) 프로토콜의 네트워크 구조는 그림 1과 같이 Hierarchical Mobile IPv6(HMIPv6)를 근간으로 한다.

- MAP: Aggregating 라우터 역할을 수행하며 이동 노드가 속한 액세스 라우터에 이웃하는 액세스 라우터들과 사전에 aggregate 자원 예약을 수행한다.
- 액세스 라우터(AR): De-aggregating 라우터 역할과 이동 노드의 proxy agent 역할을 수행한다. 또한 핸드오프 이력(history)을 통해 이동 상태(movement status)를 감시한다. 이러한 이동 상태에 따라 이웃한 액세스 라우터들로의 방문이 예상되는 이동 노드의 수를 계산하고, 계산된 노드 수를 근거하여 대역폭의 순서(bandwidth ranking)에 따라 비례적으로 aggregate 대역폭을 계산한다.
- 송신 노드(CN): 바인딩 정보에 의해 네트워크를 통해 이동 노드로 경로 메시지를 전송한다.
- 이동 노드(MN): 송신 노드로부터 경로 메시지를 수신한 후에 송신 노드로 예약 메시지를 전송한다.

#### 2. 예약 클래스

PA-RSVP 프로토콜은 3가지 예약 클래스를 가지고 있다. 즉, actual 예약, preliminary 예약 그리고 extra 예약이 존재한다. Actual 예약은 송신 노드로부터 현재 위치의 액세스 라우터를 통해 이동 노드까지 플로우에 대해 예약된 자원으로써 현재 사용 중인 경로이다. Preliminary 예약은 MAP에서 이동 노드의 방문이 예상되는 이웃 액세스 라우터들로예약된 사전 예약이다. 이 때 MAP에서는 이동 노드의 방문이 예상되는 이웃 액세스 라우터들로의 preliminary 예약은 proportional aggregate 형태로 수행된다. 단, 최초 설정된 actual 예약의 이동 노드

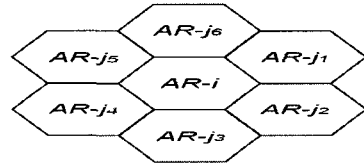


그림 2. Proportional aggregate 예약의 예

가 이웃 액세스 라우터로 이동할 경우 actual 예약은 클래스 변경으로 인한 개별적인 preliminary 예약을 수행한다. proportional aggregate 형태의 preliminary 예약은 현재 사용치 않는 경로이며 Diffserv.의 Differentiated Service Code Point (DSCP)에 의해 서비스가 제공된다. 마지막으로, extra 예약은 현재의 액세스 라우터에서 다른 플로우들에 의해 예약된 불활성(inactive) 대역폭을 일시적으로 사용한다. 한편, 클래스의 변경은 이동 노드가 이웃 액세스 라우터로 이동했을 경우 새로운 위치의 preliminary 예약은 actual 예약으로 변경되고 이전 actual 예약은 preliminary 예약으로 변경된다.

#### 3. Proportional aggregate 예약 방법

Proportional aggregate 대역폭 예약은 다음과 같이 크게 4가지 STEP의 절차를 수행한다. 여기서, 설명을 위해 그림 2와 같이 육방형 액세스 라우터 토폴로지를 고려한다.

(STEP 1) 액세스 라우터는 핸드오프 이력(handoff history)을 통해 active 통신의 이동 노드의 이웃 액세스 라우터로의 이동 상태를 감시한다. 이를 통해 액세스 라우터는 이웃 액세스 라우터로 각각의 핸드오프 비율을 계산한다. 네트워크는 AR- $i$ 에서 이웃 AR- $j_k$ 로의 핸드오프 비율,  $P_{i,j_k}$ 를 측정한다. 예를 들어 AR- $i$ 에서 AR- $j_i$ 로의 핸드오프 비율은 식 (1)과 같이 측정된다.

$$P_{i,j_1} = \frac{\text{numHO}(i, j_1)}{\sum_{j_k \in \text{Neigh}(i)} \text{num}(i, j_k)} \quad (1)$$

여기서  $\text{numHO}(i, j_1)$ 는 일정한 기간 동안에 AR- $i$ 에서 AR- $j_1$ 으로의 active 핸드오프 수이고  $\text{Neigh}(i)$ 는 AR- $i$ 의 이웃 액세스 라우터들의 집합이다.

(STEP 2) 각 액세스 라우터는 이웃 액세스 라우터로의 핸드오프 비율 값을 “(이웃 AR 주소, 핸드오프 비율)”의 형태로 저장한다. 예를 들면 그림 2의 토폴로지서에서 AR- $i$ 에서 이웃 AR- $j_k$ 로의 핸드오프 비율 값

은  $\{(j1, P_{i,j1}), (j2, P_{i,j2}), (j3, P_{i,j3}), (j4, P_{i,j4}), (j5, P_{i,j5}), (j6, P_{i,j6})\}$ 의 형태로 저장된다. 여기서  $j1, j2, j3, j4, j5, j6$ 는 각각  $AR-j1, AR-j2, AR-j3, AR-j4, AR-j5, AR-j6$ 의 주소이다.

(STEP 3)  $P_{i,jk}$ 는 일정한 주기마다 이웃 액세스 라우터로의 핸드오프 비율에 따라 계산되고 새로이 갱신된다. 따라서, 이를 근거하여  $AR-i$ 에서 이웃  $AR-jk$ 로의 이동이 예상되는 노드 수,  $E[numHO(i, jk)]$ 는 식 (2)와 같이 계산되어진다.

$$E[numHO(i, j_k)] = roundup[P_{i,j_k} \times numMN(i), 0] \quad (2)$$

여기서  $numMN(i)$ 는  $AR-i$ 내에 존재하는 active 통신을 수행하는 이동 노드의 수이다.

(STEP 4) 각 액세스 라우터는 자신의 액세스 라우터 내에 존재하는 active 이동 노드들이 점유하고 있는 대역폭을 순서대로 저장한다. 그래서, 각 액세스 라우터들은 이웃 액세스 라우터로의 이동이 예상되는 노드 수,  $E[numHO(i, jk)]$ 만큼 상위부터 대역폭의 순서에 따라 해당하는 이동 노드들의 대역폭을 합계한 총 대역폭을 계산한다. 여기서 계산된 총 대역폭은 MAP과 이웃 액세스 라우터들 간에 사전 aggregate 예약으로 할당된다. 즉,  $AR-i$ 에서 이웃  $AR-jk$ 로 사전에 proportional aggregate 예약으로 할당되는 대역폭,  $\Omega_{i,jk}$ 는 식 (3)과 같이 계산된다.

$$\Omega_{i,jk} = \sum_{r=1}^{E[numHO(i, jk)]} BW_r \quad (3)$$

여기서  $r$ 은 ranking의 약어로서 액세스 라우터내의 이동 노드의 대역폭 순서를 나타내면  $BW_r$ 은 액세스 라우터 내에 존재하는 active 이동 노드들이 사용하는 대역폭 중의  $r$ 번째 대역폭을 나타낸다.

이웃 액세스 라우터로의 proportional aggregate 대역폭 할당에 대한 예를 살펴보자. 우리는 그림 2의 토폴리지에서  $AR-i$ 에 10개의 active 통신을 수행하는 이동 노드들이 존재하고 이들이 사용하는 대역폭은 각각 5Mbps가 20%(이동 노드 #8, #10), 3Mbps가 30%(이동 노드 #2, #4, #6) 그리고 1Mbps가 50%(이동 노드 #1, #3, #5, #7, #9)로 구성되었다고 가정한다.  $AR-i$ 는 표 1과 같이 자신의 라우터 내에 존재하는 active 이동 노드들이 점유 하는 대역폭 순서로 저장한다. 또한, 식 (1)에 의해 계산된  $AR-i$ 는 이웃

표 1.  $AR-i$ 내 이동 노드들의 대역폭 순서 예

순위	예약대역폭	이동 노드
BW <sub>1</sub>	5Mbps	#8
BW <sub>2</sub>	5Mbps	#10
BW <sub>3</sub>	3Mbps	#2
BW <sub>4</sub>	3Mbps	#4
BW <sub>5</sub>	3Mbps	#6
BW <sub>6</sub>	1Mbps	#1
BW <sub>7</sub>	1Mbps	#3
BW <sub>8</sub>	1Mbps	#5
BW <sub>9</sub>	1Mbps	#7
BW <sub>10</sub>	1Mbps	#9

표 2. 각 이웃  $AR-jk$ 로의 핸드오프 비율 값의 예

이웃 AR	핸드오프 비율	저장 값
$AR-j_1$	$P_{i,j1} = 0.08$	$(j1, 0.08)$
$AR-j_2$	$P_{i,j2} = 0.1$	$(j2, 0.1)$
$AR-j_3$	$P_{i,j3} = 0.12$	$(j3, 0.12)$
$AR-j_4$	$P_{i,j4} = 0.4$	$(j4, 0.4)$
$AR-j_5$	$P_{i,j5} = 0.23$	$(j5, 0.23)$
$AR-j_6$	$P_{i,j6} = 0.07$	$(j6, 0.07)$

$AR-jk$ 로의 핸드오프 비율 값을 표 2와 같이 저장한다. 이를 근거로 하여  $AR-i$ 는 식 (2)에 의해 이웃  $AR-j_i$ 로 이동이 예상되는 노드 수,  $E[numHO(i, j_i)]$ 는 다음과 같이 계산된다.

$$E[numHO(i, j_1)] = roundup [P_{i,j_1} \times numMN(i), 0] \\ = roundup [(0.08 \times 10), 0] = 1$$

그리고, 나머지 이웃 액세스 라우터들로의 이동이 예상되는 노드 수는 위의 방법과 같이 식 (2)에 의해  $E[numHO(i, j_2)] = 1, E[numHO(i, j_3)] = 2,$

$E[numHO(i, j_4)] = 4, E[numHO(i, j_5)] = 3$  그리고

$E[numHO(i, j_6)] = 1$ 로 도출한다. 그래서,  $AR-i$ 에서 이웃  $AR-jk$ 로의 할당되는 proportional aggregate 자원 예약 대역폭은 식 (3)에 의해 계산된다. 먼저,  $AR-i$ 에서 이웃  $AR-j_1$ 로의 할당되는 proportional aggregate 예약 대역폭은 다음과 같이 계산된다.

$$\Omega_{i,j_1} = \sum_{r=1}^{E[numHO(i, j_1)]} BW_r = \sum_{r=1}^1 BW_r = BW_1 = 5Mbps$$

그리고, 나머지 이웃  $AR-jk$ 의 할당되는 proportional aggregate 예약 대역폭은 다음과 같이 도출된다.

- $\Omega_{i,j_2} = 5Mbps$
- $\Omega_{i,j_3} = (5 + 5)Mbps = 10Mbps$
- $\Omega_{i,j_4} = (5 + 5 + 3 + 3)Mbps = 16Mbps$
- $\Omega_{i,j_5} = (5 + 5 + 3)Mbps = 13Mbps$
- $\Omega_{i,j_6} = 5Mbps$

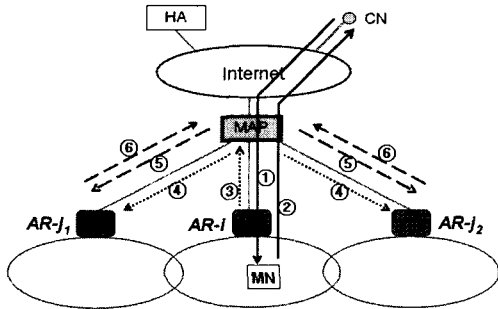


그림 3. PA-RSVP의 동작 절차

#### IV. Proportional Aggregate RSVP (PA-RSVP) 프로토콜의 세부 동작

##### 1. PA-RSVP의 동작 절차

그림 3은 PA-RSVP 프로토콜의 셋업에 대한 세부 절차를 예로 보여주고 있다. 이 때 이동 노드(MN)가 AR-i에서 발생할 경우를 고려한다. 또한 이동 노드는 AR-i를 통해 MAP과 송신 노드(CN)로의 power-up registration을 완료한 상태이다. 먼저 송신 노드는 이동 노드로 E2E PATH message를 전송한다(그림 3에서의 ①). 이동 노드는 송신 노드로 E2E RESV message를 전송한다(그림 3에서의 ②). 이를 통해 송신 노드와 이동 노드 간에 actual 예약이 셋업된다. 이 때 AR-i는 새로운 active 이동 노드의 대역폭 생성에 따른 이웃 AR-j<sub>k</sub>로의 할당되는 proportional aggregate 예약 대역폭을 계산한다. 그리고 이렇게 계산된 aggregate 예약 대역폭은 그림 4와 같이 HMIPv6의 바인딩 갱신 메시지내의 IPv6 payload에 포함되고 새로운 flag P-bit를 “1”로 지정하여 MAP으로 전송된다(그림 3에서의 ③). MAP에서는 flag P-bit가 1로 지정된 것을 확인한 후 수신된 메시지가 바인딩 갱신 메시지가 아닌 preliminary 예약 대역폭의 QoS 정보를 전달하는 메시지임을 인식하고 각각 이웃 AR-j<sub>1</sub>과 AR-j<sub>2</sub>로 aggregate 예약 대역폭의 QoS 정보를 전송한다.(그림 3에서의 ④).이후 MAP은 proportional aggregate 대역폭을 요구하기 위해 Aggregate PATH message를 각각 이웃 AR-j<sub>1</sub>과 AR-j<sub>2</sub>로 전송한다(그림 3에서의 ⑤). 이에 대해 이웃 AR-j<sub>1</sub>과 AR-j<sub>2</sub>는 MAP으로 전달받은 proportional aggregate 예약 대역폭에 따라 MAP으로 Aggregate RESV message를 전송한다(그림 3에서의 ⑥). 이를 통해 MAP은 이웃 AR-j<sub>1</sub>과 AR-j<sub>2</sub>로 사전에 preliminary(proportional aggregate) 대역폭을 예약한다.

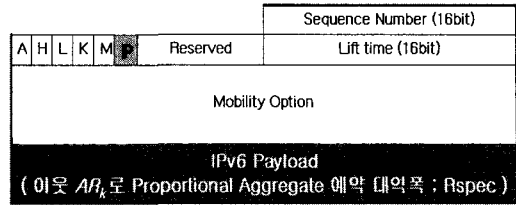


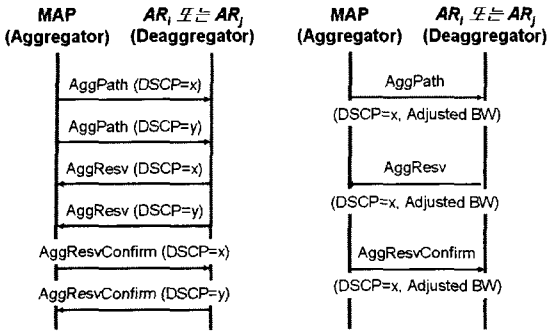
그림 4. Proportional aggregate QoS의 전송 format

만약 AR-i에서 대역폭을 사용 중인 active 이동 노드가 AR-j<sub>1</sub>으로 이동할 경우 다음과 같은 절차를 수행한다. 이동 노드는 MAP으로 로컬 바인딩 갱신 절차를 수행하고 이를 통해 MAP은 이동 노드가 AR-i에서 AR-j<sub>1</sub>으로 이동했다는 것을 인지하여 예약 클래스를 변경한다. 즉, MAP은 AR-j<sub>1</sub>으로 changeFlow 메시지를 전송하여 사전 예약된 aggregate 대역폭을 통해 actual 예약을 확립한다. 이 때 AR-i에서 AR-j<sub>1</sub>간의 구간은 DiffServ 기반의 aggregate 예약으로 동작한다. 또한 MAP과 AR-i간의 구간은 actual 예약에서 preliminary 예약으로 클래스를 변경하고 MAP과 AR-j<sub>2</sub>의 구간은 이웃 AR-i에서 이동 노드가 소멸됨에 따라 Proportional aggregate 예약 대역폭을 줄인다.

##### 2. Preliminary 예약 구간 동작

MAP과 각각 이웃 AR-j<sub>1</sub>과 AR-j<sub>2</sub>간에 사전에 할당된 aggregate 예약 구간은 aggregate RSVP<sup>[4]</sup> 상에서 Diffserv의 DSCP로 동작한다. 즉, MAP과 각각 이웃 AR-j<sub>1</sub>과 AR-j<sub>2</sub>간의 preliminary 예약 구간은 aggregate RSVP의 대역폭 내에서 DSCP에 의한 classification과 scheduling의 수행이 설정되어 있다. 그래서, aggregate 예약 구간의 패킷은 aggregating 기능의 MAP과 de-aggregating 기능의 AR-j<sub>1</sub>과 AR-j<sub>2</sub>의 사이에서 Diffserv의 DSCP에 의해 동작한다. 만약, AR-i내의 이동 노드 수의 변화 또는 이웃 AR-j<sub>1</sub>과 AR-j<sub>2</sub>로의 핸드오프 비율의 변화가 발생할 경우 AR-i에서 새로이 계산된 proportional aggregation 대역폭에 의해 MAP과 이웃 AR-j<sub>1</sub>과 AR-j<sub>2</sub>간의 대역폭은 재조정된다.

또한 사전에 설정된 MAP과 이웃 AR-j<sub>1</sub>과 AR-j<sub>2</sub>간의 preliminary 예약 구간에서의 동작 예는 그림 5에서 보여주고 있다. (a)는 Aggregate 대역폭 예약의 설정에 대한 시그널링 흐름으로써 aggregate 경로가 존재하지 않은 경우이다. 그리고 이것은 2개의 DSCP를 사용하여 aggregate 예약을 수행한 경우이다. 이 때 MAP과 이웃 AR-j<sub>1</sub>과 AR-j<sub>2</sub> 간의 소프트 상태에



(a) Aggregate 예약 설정 (b) Aggregate 예약 조정  
그림 5. Preliminary 예약 구간의 시그널링 흐름

대한 갱신은 전체 n 단위로 수행하여 시그널링 오버헤드를 줄일 수 있다. 즉, Guaranteed 서비스 예약을 DSCP Class = x로, Control Load 서비스 예약을 DSCP Class = y로 설정한다. (b)는 사전에 설정된 aggregate 예약 대역폭이 변경될 때 재조정이 필요한 경우이다. 이 경우에 MAP은 AR-i에서 계산된 결과에 따라 이웃 AR-j<sub>1</sub>과 AR-j<sub>2</sub>로 변경된 aggregate 조정 대역폭을 요구한다.

## V. 성능 분석

### 1. 이동성 모델

우리는 PA-RSVP 프로토콜의 성능 분석을 위해 셀 경계 횡단에 관련된 이슈를 분석하는데 널리 사용된 유체 흐름 모델(fluid flow model)을 채택하였다. 본 모델에서 사용된 네트워크는 다수의 도메인(gateway, RA 또는 MAP)으로 구성되며 하나의 도메인 내에는 다수의 액세스 라우터가 존재한다. 그리고, 도메인과 액세스 라우터는 정방향으로 가정한다. 유체 흐름 모델하에서 이동 노드는 [0, 2π]상에서 균등하게 분포된 방향으로 평균 속도 v로 이동하고 밀도 ρ로 균등한 분포를 가정한다.

액세스 라우터의 경계 평균 횡단 비율,  $E[R_{AR}]$  은 다음의 식 (4)으로 표현된다.

$$E[R_{AR}] = \frac{4v}{\pi \cdot \ell_{AR}} \quad (4)$$

여기서 v는 이동노드의 평균 속도(km/hr)이고  $\ell_{AR}$  은 AR의 한 변의 길이(m)이다. 또한 도메인 경계 평균 횡단 비율,  $E[R_{DOMAIN}]$ 는 식 (5)으로 표현된다.

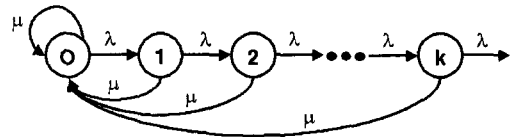


그림 6. 핸드오프 과정의 임베디드 마코브 체인

$$E[R_{DOMAIN}] = \frac{4v}{\pi \cdot \ell_{DOMAIN}} \quad (5)$$

여기서  $\ell_{DOMAIN}$  은 도메인의 한 변의 길이(m)이다. 따라서 도메인의 경계를 횡단하는 이동 노드는 액세스 라우터 경계를 횡단하기 때문에 이동 노드가 동일한 도메인 영역 내에 존재하면서 액세스 라우터의 경계만을 횡단할 비율은 식 (6)으로 표현된다.

$$E[R_{AR \in DOMAIN}] = E[R_{AR}] - E[R_{DOMAIN}] = \frac{4v(\ell_{DOMAIN} - \ell_{AR})}{\pi \cdot \ell_{AR} \cdot \ell_{DOMAIN}} \quad (6)$$

그림 6과 같이 이동 노드의 핸드오프 과정은 임베디드 마코브 체인(Imbeded Markov Chain)으로 모델되어진다. 상태(state)는 하나의 도메인 지역에서 이동 노드가 이동하는 액세스 라우터의 수로써 정의된다. 즉, 이것은 Inter-도메인 핸드오프가 발생할 때까지 Intra-도메인 핸드오프의 발생 횟수를 의미한다. 여기서 λ는 이동 노드가 상태 k에서 상태 k+1로 이동하는 상태 천이 비율을 나타낸다(k = 0, 1, 2 ...). 다시 말하면, 이동 노드는 비율 λ로 도메인 내의 액세스 라우터들 간을 이동한다. μ는 이동 노드가 상태 k에서 상태 0으로 이동하는 상태 천이 비율을 나타낸다. 이것은 이동 노드가 자신의 도메인 밖으로 이동하는 것을 의미한다. 그래서 λ와 μ는 식 (7)로 표현된다.

$$\lambda = E[R_{AR \in DOMAIN}], \quad \mu = E[R_{DOMAIN}] \quad (7)$$

이 같은 상태 천이에서 이동 노드는 새로운 자원 예약 절차를 수행한다. 상태 k의 평형 상태 확률(equilibrium state probability),  $P_k$  는 다음과 같이 표현된다.

$$P_k = \left[ \frac{\lambda}{\lambda + \mu} \right]^k P_0, \quad P_0 = \frac{\mu}{\lambda + \mu} \quad (8)$$

여기서  $P_0$  는 state 0의 평형 상태 확률이다.

식 (4)에서 식 (8)까지를 사용하여 이동 노드가 하나의 도메인 밖으로 이동하는 평균 횟수,  $\alpha$ 는 도메인의 한 번의 길이와 액세스 라우터의 한 번의 길이의 비율로 식 (9)와 같이 도출된다.

$$\alpha = P_0 = \frac{\mu}{\lambda + \mu} = \frac{\ell_{AR}}{\ell_{DOMAIN}} \quad (9)$$

또한, 이동 노드가 도메인 지역 내에서 이동하는 평균 횟수,  $\beta$ 는 식 (10)과 같이 도출된다.

$$\beta = \sum_{k=1}^{\infty} kP_k = \frac{1}{P_0} - 1 = \frac{\ell_{DOMAIN}}{\ell_{AR}} - 1 \quad (10)$$

## 2. 비용 Formulation

우리는 자원 예약 대역폭과 시그널링 오버헤드의 비용 관점에서 PA-RSVP 프로토콜을 각각 MRSVP 및 RSVP-RA 프로토콜과 성능을 비교 분석한다. 각 프로토콜은 라우팅 최적화가 완료된 경우이다. 또한, 3가지 서비스 형태 (2Mbps : 20%, 1Mbps : 50%, 0.5Mbps : 30%)를 제공한다. 표 3은 성능 분석에 사용된 변수를 설명하고 있다.

### 2.1 자원 예약 대역폭

#### A. MRSVP 프로토콜

MRSVP 프로토콜에서 소요된 자원 예약 대역폭은 식 (11)와 같이 도출된다.

$$RB_{MRSVP} = f \cdot \{(d_{CN} + 1) \cdot R_A + (d_{CN} \cdot m \cdot R_P)\} \cdot \left( \frac{\ell_{DOMAIN}}{\ell_{AR}} + \frac{\ell_{AR}}{\ell_{DOMAIN}} - 1 \right) \quad (11)$$

위의 식은 Intra-도메인 및 Inter-도메인 핸드오프시의 active 예약과 MSPEC에 의한 passive 예약에 의해 소요되는 대역폭이다.

#### B. RSVP-RA 프로토콜

RSVP-RA 프로토콜에서 소요된 자원 예약 대역폭은 식 (12)와 같이 도출된다.

$$RB_{RSVP-RA} = f \cdot \{(d_{CN} + 1) \cdot R_A + (d_{RA} \cdot k \cdot R_P)\} \cdot \left( \frac{\ell_{DOMAIN}}{\ell_{AR}} - 1 \right) + (d_{CN} + 1) \cdot R_A \cdot \left( \frac{\ell_{AR}}{\ell_{DOMAIN}} \right) \quad (12)$$

위의 식의 첫번째 항은 Intra-도메인 핸드오프시의 reserved 예약과 RSVP Agent와 이웃 액세스 라우

표 3. 분석 변수 정의

항목	정의
$d_{CN}$	송신 노드와 액세스 라우터간의 hop 수
$d_{GW}$ (또는 $d_{RA}$ , $d_{MAP}$ )	Gateway(또는 RSVP Agent, MAP)와 액세스 라우터 간의 hop 수
$f$	액세스 라우터(AR) 내의 플로우 수
$m$	MSPEC의 액세스 라우터 수
$k$	이웃 액세스 라우터 수
$R_A$	하나의 플로우에 대한 실제 사용중인 예약 자원
$R_P$	하나의 플로우에 대한 사전에 예약된 자원
$BW_r$	대역폭의 순서에 따른 이동노드의 대역폭
$Neigh(i)$	AR의 이웃 액세스 라우터들
$PATH_{SIZE}$	PATH 메시지의 크기
$RESV_{SIZE}$	RESV 메시지의 크기
$R_f$	소프트 상태 갱신 주기

터 간의 prepared 예약에 의해 소요되는 대역폭이고 두번째 항은 Inter-도메인 핸드오프시의 reserved 예약에 의해 소요되는 대역폭이다.

#### C. PA-RSVP 프로토콜

제안된 PA-RSVP 프로토콜에서 소요된 자원 예약 대역폭은 식 (13)와 같이 도출된다.

$$RB_{PA-RSVP} = \{f \cdot (d_{CN} + 1) \cdot R_A + \sum_{jk \in Neigh(i)}^{E[numHO(i,jk)]} \sum_{r=1} BW_r\} \cdot \left( \frac{\ell_{DOMAIN}}{\ell_{AR}} - 1 \right) + f \cdot (d_{CN} + 1) \cdot R_A \cdot \left( \frac{\ell_{AR}}{\ell_{DOMAIN}} \right) \quad (13)$$

위의 식의 첫번째 항은 Intra-도메인 핸드오프시 actual 예약과 MAP과 이웃 액세스 라우터들 간의 proportional aggregate 예약에 의해 소요되는 대역폭이고 두번째 항은 Inter-도메인 핸드오프시의 actual 예약에 의해 소요되는 대역폭이다.

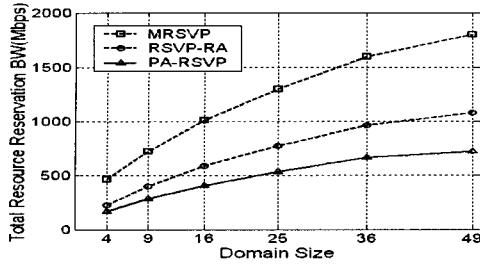
### 2.2 소프트 상태 갱신 오버헤드

#### A. MRSVP 프로토콜

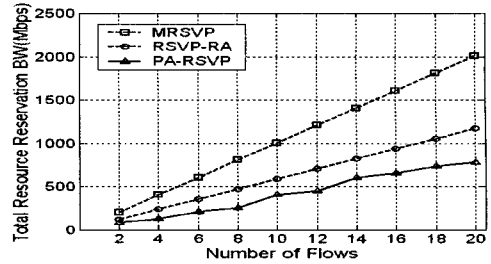
MRSVP 프로토콜에서 소요된 소프트 상태 갱신에 대한 오버헤드는 식 (14)와 같이 도출된다.

$$SR_{MRSVP} = \frac{f}{R_f} \cdot (PATH_{SIZE} + RESV_{SIZE}) \cdot \{(d_{CN} + 1) + m \cdot d_{CN}\} \cdot \left( \frac{\ell_{MAP}}{\ell_{AR}} + \frac{\ell_{AR}}{\ell_{MAP}} - 1 \right) \quad (14)$$

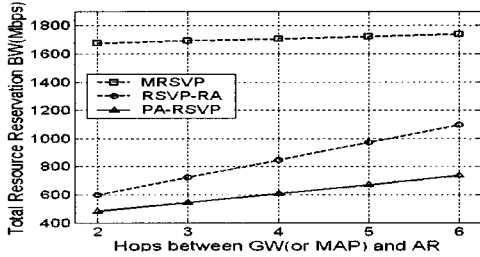
위의 식은 Intra-도메인 및 Inter-도메인 핸드오프시에 발생하는 소프트 상태 갱신 오버헤드이다.



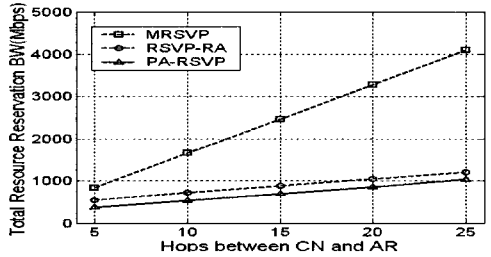
(a) 도메인 크기에 대한 영향



(b) 플로우 수에 대한 영향



(c)  $d_{GW}$  (또는  $d_{RA}$ ,  $d_{MAP}$ )에 대한 영향



(d)  $d_{CN}$ 에 대한 영향

그림 7. 네트워크에서 소요되는 자원 예약 대역폭

### B. RSVP-RA 프로토콜

RSVP-RA 프로토콜에서 소요된 소프트웨어 상태 갱신에 대한 오버헤드는 식 (15)와 같이 도출된다.

$$\begin{aligned}
 SR_{RSVP-RA} &= \frac{f}{R_f} \cdot (PATH_{SIZE} + RESV_{SIZE}) \cdot \{(d_{CN} + 1) + k \cdot d_{MAP}\} \cdot \left(\frac{\ell_{MAP}}{\ell_{AR}} - 1\right) \\
 &+ \frac{f}{R_f} \cdot (PATH_{SIZE} + RESV_{SIZE}) \cdot (d_{CN} + 1) \cdot \left(\frac{\ell_{AR}}{\ell_{MAP}}\right) \quad (15)
 \end{aligned}$$

위의 식의 첫번째 항은 Intra-도메인 핸드오프시의 reserved 예약과 RSVP Agent와 이웃 액세스 라우터 간의 prepared 예약에 의해 소요되는 소프트웨어 상태 갱신 오버헤드이고 두번째 항은 Inter-도메인 핸드오프시의 reserved 예약에 의해 소요되는 소프트웨어 상태 갱신 오버헤드이다.

### C. PA-RSVP 프로토콜

PA-RSVP 프로토콜에서 소요된 소프트웨어 상태 갱신에 대한 오버헤드는 식 (16)와 같이 도출된다.

$$\begin{aligned}
 SR_{PA-RSVP} &= \frac{1}{R_f} \cdot (PATH_{SIZE} + RESV_{SIZE}) \cdot \{f \cdot (d_{CN} + 1) + k \cdot d_{MAP}\} \cdot \left(\frac{\ell_{MAP}}{\ell_{AR}} - 1\right) \\
 &+ \frac{f}{R_f} \cdot (PATH_{SIZE} + RESV_{SIZE}) \cdot (d_{CN} + 1) \cdot \left(\frac{\ell_{AR}}{\ell_{MAP}}\right) \quad (16)
 \end{aligned}$$

위의 식의 첫번째 항은 Intra-도메인 핸드오프시 actual 예약과 MAP과 이웃 액세스 라우터 간의 aggregate 예약에 의한 소프트웨어 상태 갱신 오버헤드이고 두번째 항은 Inter-도메인 핸드오프시의 actual 예약에 의한 소프트웨어 상태 갱신 오버헤드이다.

## 3. 결과 분석

### 3.1 전체 자원 예약 대역폭

그림 7은 3가지 프로토콜에서 소요되는 자원 예약 대역폭에 대한 성능 비교의 결과를 나타내고 있다. 여기서 사용된 변수 값은  $m=4$ ,  $k=4$ ,  $f=10$ ,  $d_{RA}$  (또는  $d_{MAP}$ )=3 hops 그리고  $d_{CN}=10$  hops로 설정되었다. 첫 번째로 그림 7의 (a)와 (b)는 각각 도메인 크기와 active 이동 노드의 플로우 수에 의한 자원 예약 대역폭의 변화를 나타내고 있다. 먼저 그림 7의 (a)와 (b)를 살펴보면 각각 도메인 크기와 플로우 수가 증가할수록 제안된 PA-RSVP 프로토콜이 MRSVP와 RSVP-RA 프로토콜보다 자원 예약시 사용하는 대역폭이 훨씬 적게 소요됨을 알 수 있다. 이 때의 도메인 크기는 16개 액세스 라우터로 설정하였다. 이러한 결과는 MRSVP와 RSVP-RA 프로토콜이 모든 이동



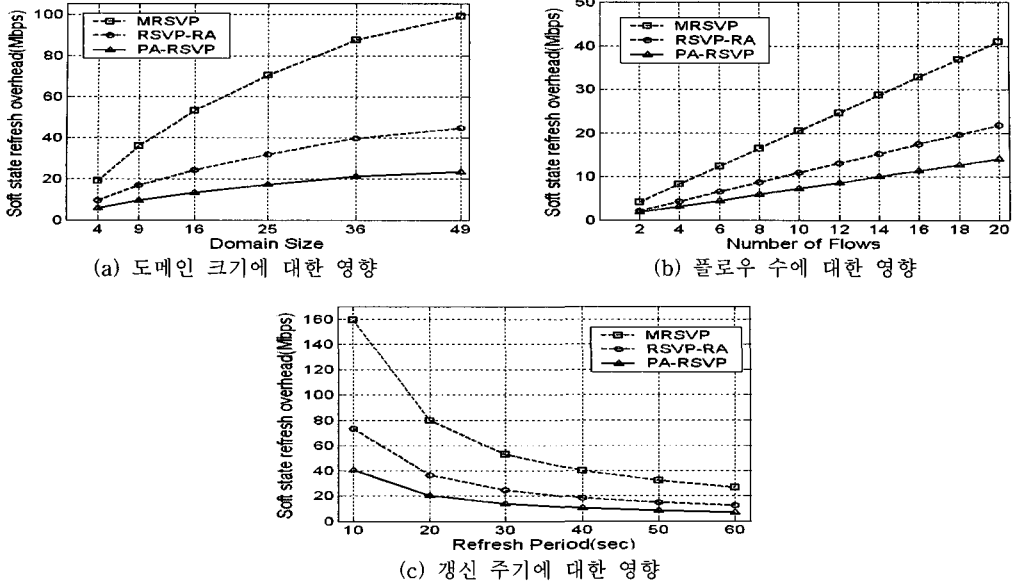


그림 8. 네트워크에서 소요되는 소프트 상태 갱신 오버헤드

노드에 대해 각각 사전에 예약을 이웃 액세스를 통해 수행하는 반면에 PA-RSVP 프로토콜은 예상 이동 노드에 대한 사전 예약을 대해 n 단위로 proportional aggregate 예약을 사용하기 때문이다.

두 번째로 그림 7의 (c)와 (d)는 각각 gateway(또는 RA, MAP)과 액세스 라우터 간의 hop 수 (즉,  $d_{GW}$ ,  $d_{RA}$ ,  $d_{MAP}$ ) 그리고 송신 노드와 액세스 라우터 간의 hop 수 (즉,  $d_{CN}$ )의 변화에 의한 자원 예약 대역폭을 나타내고 있다. 이 때 사용된 도메인 크기는 16개의 액세스 라우터로 설정하였다. 그림 7의 (c)를 살펴보면 MRSVP 프로토콜은 gateway와 액세스 라우터 간의 hop 수의 변화에 대한 둔감한 변화를 나타내는 반면에 RSVP-RA 프로토콜은 RSVP Agent와 액세스 라우터 간의 hop 수의 변화에 민감한 반응을 나타내고 있다. 또한 그림 7의 (d)를 살펴보면 MRSVP 프로토콜은 송신 노드와 액세스 라우터 간의 hop 수의 변화에 민감한 반응을 보이고 있다. 결과적으로 제안된 PA-RSVP 프로토콜은 MRSVP와 RSVP-RA 프로토콜에 비해 네트워크 내의 hop 수의 변화에 덜 민감하여 안정된 서비스를 제공할 수 있음을 알 수 있다.

### 3.2 소프트 상태 갱신 오버헤드

그림 8는 3가지 프로토콜에 소요되는 소프트 상태 갱신 오버헤드(soft state refresh overhead)에 대한 성능 비교의 결과를 나타내고 있다. 여기서 사용된 변수 값은  $PATH_{SIZE}=64Kbyte$ ,  $RESV_{SIZE}=64Kbyte$ ,  $f=10$

그리고 소프트 상태 갱신 주기인  $R_f=30$ 초로 설정하였다. 그림 8의 (a)는 도메인 크기에 의한 변화, (b)는 active 이동 노드의 플로우 수에 의한 변화 그리고 (c)는 소프트 상태 갱신 주기에 의한 변화를 나타내고 있다. 이때 그림 8의 (b)와 (c)의 경우 도메인 크기는 16개의 액세스 라우터로 설정하였다. 먼저 그림 8의 (a)와 (b)를 살펴보면 그림 7의 (a)와 (b)의 결과와 유사한 결과로써 제안된 PA-RSVP 프로토콜이 MRSVP와 RSVP-RA 프로토콜보다 소프트 상태 갱신 오버헤드 측면에서도 적게 소요됨을 알 수 있다. 또한 그림 8의 (c)를 살펴보면 제안된 PA-RSVP 프로토콜이 MRSVP와 RSVP-RA 프로토콜보다 훨씬 적은 시그널링 오버헤드가 소요됨을 알 수 있다. 만약 갱신 주기가 짧은 경우에는 이러한 효과가 훨씬 크게 작용함을 볼 수 있다. 이러한 결과들은 MRSVP와 RSVP-RA 프로토콜이 모든 이동 노드에 대한 소프트 상태를 관리하는 반면에 PA-RSVP 프로토콜은 n 단위로 통합적으로 소프트 상태를 관리하기 때문이다.

## VI. 결론

본 논문에서 우리는 무선 인터넷 환경에서 효율적인 자원 예약 프로토콜, Proportional Aggregate RSVP(PA-RSVP) 프로토콜을 제안하였다. 이웃 액세스 라우터(Access Router)로의 이동 노드의 이동 확률에 근거하여 계산된 총 대역폭은 MAP과 이웃 엑

세스 라우터들간에 사전 aggregate 예약으로 할당된다. 또한 우리는 임베디드 마코브 체인(Imbeded Markov Chain)을 사용한 성능 분석을 통해 제안된 프로토콜이 기존의 MRSVP와 RSVP-RA 프로토콜에 비해 자원 예약 대역폭과 시그널링 오버헤드가 훨씬 적게 소요됨을 보였다.

참고 문헌

[1] R. Braden, D. Clark, and S. Shenker, "Integrated Service in the Internet Architecture : an overview," RFC 1633, June 1994.

[2] D. Clark, S. Shenker, and L. Zhang, "Supporting Real-time Applications in An Integrated Services Packet Network: Architecture and Mechanism," *Proc. Of SIGCOMM'92*, 1992.

[3] R. Braden, et al., "Resource Rreservation Protocol(RSVP) - Version 1 Functional Specification," RFC 2205, September 1997.

[4] F. Baker, C. Iturralde, and B. Davie, "Aggregation of RSVP for IPv4 and IPv6 Reservations," RFC 3175, IETF, September 2001.

[5] Young-Joo SUH, Min-sun KIM, and Young-Jae KIM, "An Efficient Resource Reservation Protocol by QoS Agents in Mobile Networks," *IEICE Transaction on Comm.*, vol(E86-B), no3, March 2003.

[6] A.k. Talukdar, B.R. Badrinath, and A. Acharya, "MRSVP: A reservation protocol for an integrated services packet networks with mobile hosts," *Technical Report, TR-337*, Rutgers University, July 1997.

[7] A. Terzis, M. Srivastava, and L. Zhang, "A simple QoS signaling protocol for mobile hosts in the integrated services Internet," *IEEE Infocom*, 1999.

[8] 김영범, "인터넷 기반 통합서비스 제공 방식과 자원 예약 프로토콜(RSVP)", *한국통신 학회지 (정보통신)*, 제16권 2호, 1999.

[9] W. T. Chen, and L. C. Huang, "RSVP Mobility Support: A Signaling Protocol for Integrated Services Internet with Mobile Hosts," *IEEE Infocom*, vol.3, pp.1283-1292, 2000.

김 태 현(Taehyoum Kim)

정회원



1996년 2월 : 홍익대학교 전자공학과 졸업  
 1999년 8월 : 연세대학교 전자공학과 석사  
 2002년 2월 ~ 현재 : 연세대학교 전기전자공학부 박사과정  
 1996년 2월 ~ 2002년 : 삼성전자

(주) 책임연구원

<관심분야> IP-Mobility Management, IP-QoS Provision, Resource management

박 효 순(Hyosoon Park)

정회원



1989년 2월 : 경북대학교 전자공학과 졸업  
 1991년 2월 : 경북대학교 전자공학과 석사  
 2001년 2월 ~ 현재 : 연세대학교 전기전자공학부 박사과정  
 1991년 2월 ~ 2001년 : 삼성전자

자(주) 책임연구원

<관심분야> Resource management, Scheduling Algorithm, Wireless QoS, Mobility Management

이 재 용(Jaiyong Lee)

정회원



1977년 : 연세대학교 전자공학과 졸업  
 1984년 : 미국 Iowa 주립대 컴퓨터공학 석사  
 1987년 : 미국 Iowa 주립대 컴퓨터공학 박사

1977년 ~ 1982년 : 국방과학연구소 연구원  
 1987년 ~ 1994년 : 포항공과대학교 전자계산학과 교수  
 1994.8 ~ 현재 : 연세대학교 전기전자공학부 교수

<관심분야> QoS Management/Protocol, 차세대 이동통신망 프로토콜 : MAC, Mobility Management, WTCP, Sensor Network