

# RSVP-라우터간 가용자원 이동을 통해 자원 이용 효율을 높이는 자원예약 방식

김 태 준<sup>†</sup>

## 요 약

서비스의 요구 품질을 보장하기 위해서 서비스의 트래픽 흐름 수용에 필요한 네트워크 자원을 예약해야 하며, 이를 위해 자원예약 프로토콜(RSVP)이 도입되었다. 그러나 경로상의 임의 RSVP-라우터가 자원부족으로 트래픽 흐름을 수락할 수 없으면 다른 RSVP-라우터에 아무리 여유자원이 많이 있다 해도 그 흐름을 수용할 수 없다. 이러한 문제를 해결하기 위해 본 논문에서 RSVP-라우터간 가용자원 이동을 통해 자원 이용 효율을 높이는 자원예약 방식을 제안한다. 제안방식에서 RSVP-라우터는 최근에 연구된 최적 레이턴시 기반 공정 패킷 스케줄러를 사용한다. 평가 네트워크에 제안된 자원예약 방식을 적용한 결과 기존 방식에 비해 수용 흐름의 수를 최대 165%까지 개선할 수 있음을 확인하였다.

키워드: RSVP-라우터, 자원예약, RSVP, 스케줄러

## A Resource Reservation Method with Available Resource Migration between RSVP-Capable Routers to Improve the Resource Utilization

Tae-joon Kim<sup>†</sup>

### ABSTRACT

Providing Quality-of-Service (QoS) guarantee requires the reservation of resource needed to accommodate the traffic flow of service for which resource reservation protocol (RSVP) was introduced. However, if any RSVP-capable router on the path fails to accommodate the traffic flow due to lack of resource, the flow is not allowed no matter how much surplus resources other routers on the path have. In order to solve this problem, this paper proposes a resource reservation method with available resource migration between RSVP-capable routers in which the routers use the recently developed latency optimized fair queuing scheduler. The results of the simulation applying the proposed method to an evaluation network show that it may yield the gain of up to 165% compared to that in the original one in terms of the number of admitted flows.

Key Words: RSVP-capable router, Resource reservation, Resource utilization, Scheduler

### 1. 서 론

인터넷 전화, 인터넷 영상회의와 같은 고 수준의 서비스 품질을 요구하는 실시간 멀티미디어 통신 서비스를 수용하기 위해 IETF(Internet Engineer Task Force)에서 종합서비스(IntServ) 모델을 제시하였고[1], 자원 예약을 위해 RSVP(Reservation protocol)를 규격화 하였다[2]. IntServ 모델에서 품질 보장형 서비스를 지원하기 위해 자원예약 기반의 RSVP-라우터를 사용하며, RSVP-라우터는 수반되는 트래픽 흐름의 요구 속도를 보장하고 허용되

는 레이턴시(latency), 즉 지연규격을 준수하기 위해 기한기반(deadline-based) 스케줄링 또는 속도기반(rate-based) 스케줄링 알고리즘을 사용하는 QoS(Quality-of Service) 스케줄러를 탑재한다[3]. 이러한 품질 보장형 서비스에 요구되는 기술분야는 QoS 스케줄러와 RSVP 절차의 두 영역으로 나눌 수 있다.

유체모델 기반의 이상적 패킷 스케줄링 방식인 GPS(General Processor Sharing)[4]가 속도기반(rate-based) 스케줄링 방식인 WFQ(Weighted Fair Queuing)[5]에 의해 구현되었다. WFQ는 흐름간의 상호 간섭을 차단하여 각 흐름의 품질 특성이 다른 흐름으로부터 영향을 받지 않도록 하는 흐름 분리과 차별화된 품질 보장을 지원하는 등 공정 큐잉의 요구사항을 충실히 따르기 때문에

<sup>†</sup> 종신회원: 공주대학교 정보통신공학부 교수  
논문접수: 2007년 12월 27일  
수정일: 2008년 6월 6일  
심사완료: 2008년 6월 11일

IETF IntServ 모델의 RSVP-라우터에 적용되었다[3]. 그러나 흐름의 스케줄링 속도를 높일 경우 스케줄링 속도와 요구속도와 차이만큼 속도(대역폭)자원이 손실되며, 특히 인터넷 전화와 같이 트래픽 흐름의 속도는 낮지만 엄격한 종단간 지연특성을 요구하는 트래픽 흐름의 경우 대역폭 이용도의 저하가 심각해짐이 밝혀졌다[6]. 그 동안 WFQ의 대역폭 이용도 저하 문제는 WFQ의 속도와 대역폭의 결합특성 때문이라고 이해되어 왔다[6,7]. 최근에 이 문제의 원인이 레이턴시가 최적화되지 않아서 발생하는 지연자원의 낭비로 밝혀졌고, 낭비 지연자원을 재사용하는 LOFQ(Latency-Optimized Fair Queuing) 방식이 제안되었다[8,9].

1997년 RSVP가 표준화된[2] 후 RSVP 절차의 개선 연구[10,11]와 더불어 이동성, 보안성 등의 새로운 요구사항을 수용하기 위한 다양한 연구가 진행되어 왔다[12-16]. [10]에서 원격 RSVP 클라이언트를 도입하여 RSVP 데몬(daemon)에 접근하도록 하였고, [11]에서 멀티캐스트 부분을 제거하고 데이터와 메시지를 보다 명확하게 분리하여 복잡한 RSVP를 단순하게 하였다. 서비스 품질과 더불어 보안이 강조되는 추세에 따라 [12]에서 RSVP에 보안 서비스 기능을 추가하였다. [14]에서 계층적 이동 IPv6 환경에서 실시간 서비스를 지원하도록 RSVP를 확장하였고, [15]에서 예약된 자원을 동적으로 조정하는 동적(Dynamic) RSVP (DRSVP)를 제안하였으며, [16]에서 DRSVP를 확장하여 무선 이동 IP 환경에서 소프트 핸드오프를 지원하도록 확장하였다. 최근에 [17]에서 LOFQ 스케줄러를 사용한 RSVP-라우터를 제안하여 흐름 수락 능력을 30% 정도 높였다.

RSVP 절차가 개선되고 많은 기능이 추가되었지만 트래픽 흐름의 경로상에 있는 RSVP-라우터들 중 어느 하나라도 자원 부족으로 자원 예약에 실패한다면 다른 라우터에 여유자원이 아무리 많이 있다 하더라도 그 흐름을 수용할 수 없는 근본적인 문제점은 여전히 해결되지 않고 있다. 본 논문에서 이러한 문제점을 해결하기 위해 RSVP-라우터간 가용자원 이동을 통해서 자원 이용 효율을 높이는 자원 예약 방식을 제안한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서 기존 연구결과를 소개하고, 3장에서 제안방식을 상세히 기술한다. 4장에서 제안 방식의 성능을 기존 방식과 비교 평가한다. 마지막으로 5장에서 결론을 맺는다.

## 2. 관련 연구

본 연구의 기반이 되는 RSVP 자원 예약 절차와 RSVP 세션 진단 절차를 살펴보고 LOFQ 스케줄러의 기본 개념을 소개한다.

### 2.1 RSVP 예약 절차와 진단

기존의 RSVP 절차와 자원 할당 과정을 예를 들어 살펴

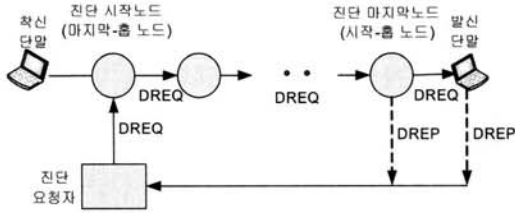
보자. 발신단말에서 착신단말로 향하는 단 방향 흐름의 자원예약을 위해 발신단말이 흐름 규격 정보, 즉 Tspec를 담은 PATH 메시지를 발송한다. 이 메시지는 경로상의 RSVP-라우터들을 거쳐 착신단말에 도착한다. PATH 메시지를 받은 RSVP-라우터는 PATH 메시지의 Adspec내  $C_{tot}$ 와  $D_{tot}$  값에 자신의  $C$ 값과  $D$ 값을 각각 더한 후 다음 단으로 넘긴다.  $C$ 와  $D$ 는 라우터에서 흐름의 레이턴시  $q$ 의 표현식인  $q=CL/R+D$ 을 구성하는 상수 값으로 여기서  $L$ 은 흐름의 최대 패킷 크기이고  $R$ 은 흐름의 종단간 예약속도이다.

착신단말이 PATH 메시지를 받으면 서비스 응용이 요구하는 종단간 지연규격을 준수하기 위해 필요한 트래픽 흐름의 종단간 예약속도  $R$ 을 계산한다. RSVP는 토큰-버킷(token-bucket) 모델에 근거하여  $R$ 을 계산한다[2]. 이 모델에 의하면 최대 속도  $p$ 의 트래픽 흐름은 버킷에 담긴 후 토큰 속도로 트래픽이 셰이핑(shaping)되어 네트워크로 인가된다. 일반적으로 발신단말이 비트열을 패킷으로 조립한 후 전송하므로 버킷의 크기는 바로 그 흐름의 최대 패킷 크기  $L$ 이 되고, 트래픽이 토큰 속도로 네트워크에 인가되므로 토큰속도가 바로 그 흐름의 요구속도  $r$ 이 된다. 따라서 트래픽 흐름의 종단간 지연시간  $Q_{eze}$ 는 다음과 같이 계산된다[2].

$$Q_{eze}=(L+C_{tot})/R + D_{tot}. \quad (2.1)$$

(2.1)로부터  $R$ 을 계산한 후  $R$ 값을 갖는 Rspec을 담은 RESV 메시지를 회신한다. RESV 메시지를 받은 각 RSVP-라우터는 자신에게  $R$ 의 대역폭 자원이 있으면 예약하고 없으면 자원예약 실패를 통보한다. 자원예약의 성공율을 높이기 위해 착신단말이 Rspec에  $R$ 과 더불어 슬랙(slack)  $S$ [ms]를 포함시킨다.  $S$ 란 서비스 응용이 요구하는 종단간 지연규격에서 (2.1)의  $Q_{eze}$ 를 뺀 값으로 0 이상의 값을 갖는다. 0이 아닌 경우 그만큼 종단간 지연시간에 여유가 있으므로 자원이 부족한 라우터에서 이를 활용하여 자원예약을 성공시킬 수 있다. 구체적으로 속도기반 스케줄러가 탑재된 경우  $R$ 의 대역폭 자원이 없다 하더라도  $S$ 만큼 지연규격  $b$ 를 줄임으로서 요구되는 예약속도를 줄일 수 있으므로  $S$ 를 활용하여 그만큼 예약의 성공율을 높일 수 있다. 기한기반 스케줄러가 탑재된 경우 스케줄러에서 최대  $S$ 만큼 기한이 초과하더라도 흐름을 예약할 수 있어 역시 예약의 성공율을 높일 수 있다. 이러한 과정을 통해 경로상의 모든 RSVP-라우터가 자원예약에 성공하면 그 흐름이 수락되어 품질 보장형 서비스를 제공받을 수 있다.

한편 RSVP 절차를 통해 예약된 흐름, 즉 RSVP 세션에 대해 흐름규격, 재생 타임머 값 등의 상태 정보 수집과 같은 진단 기능 구현을 위해 RSVP 진단 메시지와 진단 절차가 RFC 2745로 정의되었다[18]. (그림 1)과 같이 진단요청(DREQ: Diagnostic REQuest)과 진단응답(DREP: Diagnostic REPLY)의 두 메시지를 사용하여 RSVP 세션에 대한 진단이 수행된다. 구체적으로 살펴보자. 진단요청자가 DREQ 메시지를 만들어 진단 시작노드쪽으로 전송함으로써



(그림 1) RSVP 진단 메시지 흐름도

진단절차를 시작한다. DREQ 메시지는 진단 시작노드부터 시작하여 경로상의 노드를 지나가면서 정보를 수집하고 진단 마지막노드에 도달하면 DREP 메시지로 변환되어 요청자에게 전달된다. 여기서 진단 시작노드는 RSVP 세션의 마지막-홉 노드이고, 진단 마지막노드는 발신단말과 시작-홉 노드를 포함하여 RSVP 세션에 참여하는 임의의 노드가 될 수 있다. 그리고 진단요청자는 진단 시작노드에 탑재될 수도 있다.

### 2.2 LOFQ 스케줄러

스케줄러에 도착하는 흐름의 속성은  $F(r,b,L)$ 로 정의할 수 있다. 여기서  $r$ 은 흐름의 요구속도,  $b$ 는 스케줄러가 준수해야 하는 흐름의 지연규격이다. WFQ에서  $F(r,b,L)$ 을 갖는 임의 흐름의 고유 레이턴시  $q^r$ 은 다음과 같이 주어진다[5].

$$q^r = \frac{L}{r} + \frac{L^{\max}}{C^B} \quad (2.2)$$

(2.2)에서  $C^B$ 는 출력링크의 용량으로 스케줄러의 총 대역폭을 의미하고,  $L^{\max}$ 는 스케줄러내 모든 흐름의 최대 패킷크기이다. WFQ는 요구속도와 지연규격을 동시에 만족시켜야 하므로 흐름의 예약속도  $s$ 는 (2.2)로부터 다음과 같이 계산된다. 참고로 스케줄러가 흐름을 예약속도로 스케줄링 하므로 예약속도를 스케줄링 속도라고도 한다. 그리고 스케줄링 속도는 중단간 예약속도와 같을 수도 있고(WFQ 경우) 다를 수도 있다(LOFQ 경우).

$$s = \max(r, r^c), \text{ 여기서 } r^c = \frac{LC^B}{bC^B - L^{\max}} \quad (2.3)$$

(2.3)내  $r^c$ 를 임계 요구속도라 한다. 그러면 WFQ에서 임의 흐름의 실제 레이턴시  $q$ 는 다음과 같이 표현된다.

$$q = \frac{L}{s} + \frac{L^{\max}}{C^B} \leq b \quad (2.4)$$

임의 흐름의 고유 레이턴시  $q^r$ 와 지연규격  $b$ 는 (2.2)와 (2.4)로부터  $q^r=b$ ,  $q^r>b$  또는  $q^r<b$ 의 관계를 갖는다. [17]에서 WFQ의 문제점을 분석하기 위해 흐름을 그의  $q^r$ 와  $b$  또는  $r^c$ 와  $r$ 사이의 관계 측면에서 다음과 같이 분류하였다:  $q^r<b$  또는  $r>r^c$ 인 속도제한(RR: Rate-Restricted) 흐름,  $q^r<b$  또는  $r<r^c$ 인 지연제한(DR: Delay-Restricted) 흐름 그

리고  $q^r=b$  또는  $r=r^c$ 인 최적(OP: Optimal) 흐름. 속도제한 흐름을 UB(Under-Bound) 흐름, 지연제한 흐름을 OB(Over-Bound) 흐름이라고도 한다. DR 흐름의 경우  $(b-q^r)$ 만큼의 초과 레이턴시를 줄이기 위해 스케줄링 속도를 높여야 하므로 그 만큼 대역폭이 낭비되는 반면 RR 흐름의 경우  $(b-q^r)$ 의 남은 레이턴시가 있지만 스케줄링 속도를 요구속도 이하로 낮출 수 없어 잉여 레이턴시, 즉 지연자원을 낭비하게 된다. 이러한 지연자원의 낭비가 바로 WFQ의 대역폭 이용도를 저하시키는 원인으로 분석하였다[8,9].

[8,9]에서 WFQ의 문제점을 개선하기 위해 레이턴시 지수  $\beta$ 를 도입하였으며, 임의 흐름  $i$ 의  $k$ 번째 패킷  $P_i^k$ 의 타임스탬프  $TS_i^k$ 를 다음과 같이 계산하였다.

$$TS_i^k = \max(S_i^k, v(t)) + \min(1, \beta_i) l_i^k / h_i \quad (2.5)$$

여기서  $S_i^k$ 는  $k$ 번째 패킷의 전송 시작시간,  $l_i^k$ 는  $P_i^k$ 의 크기,  $h_i$ 는 흐름  $i$ 의 스케줄링 속도,  $v(t)$ 는 서버 가상시간이다. 흐름의 타임스탬프가 그의 레이턴시 지수  $\beta$ 값에 따라 패킷의 전송 시작시점(Start-time)부터 종료시점(Finish-time)까지 임의의 값을 가질 수 있어 LOFQ를 GFQ(General-time Fair Queuing)라고도 부른다[8]. 참고로  $\beta$ 가 1일 경우 LOFQ는 바로 종료시점 기반 타임스탬프 계산방식을 적용하는 WFQ가 된다. (0,1)범위내의  $\beta$ 를 갖는 임의 DR 흐름  $i$ 는 WFQ 방식( $\beta=1$ 인 특수한 경우)에 비해  $\Delta T \equiv (1-\beta)L_i/h_i$  만큼 타임스탬프 값을 줄여서, 여기서  $L_i$ 는 흐름  $i$ 의 최대 패킷크기,  $\Delta T$  만큼 패킷을 더 빨리 전송한다. 이 결과 흐름  $i$ 는  $\Delta T$  만큼 레이턴시를 줄일 수 있다. 하지만 다른 흐름에게  $\Delta D \equiv (1-\beta)L_i/C^B$ 만큼의 추가지연을 초래하는, 즉  $\Delta D$ 의 레이턴시 바이어스를 초래한다[8]. 그런데 RR 흐름의 경우 잉여 레이턴시로 추가지연을 상쇄할 수 있어 지연규격의 준수에 문제가 없다. 결과적으로 DR 흐름의 경우 예약속도를 높이지 않고도 자신의 레이턴시를 줄일 수 있어 대역폭 이용 효율을 개선할 수 있게 된다. 정리하자면 WFQ방식에서 RR 흐름의 여유 지연시간은 쓸모가 없지만, LOFQ 방식에서는 이를 지연자원에 축적하고, DR 흐름이 과잉예약 대신 축적된 지연자원을 재활용하여 성능개선을 이루는 것이다. 이러한 성능 개선 특성으로 인해 RR 흐름의 속도제한 정도, DR 흐름의 지연제한 정도 그리고 두 흐름 유형의 비율이 대역폭 이용도의 개선 정도에 큰 영향을 미치게 된다.

흐름을 많이 수용할수록 흐름이 발생시키는 레이턴시 바이어스의 합  $D$ 는 증가하지만 어떤 값  $D^B$ 를 초과할 수 없다. 따라서 대역폭(BW: BandWidth)과 마찬가지로 레이턴시 바이어스를 일종의 자원으로 취급할 수 있다. 이를 지연자원(DW: Delay Width)이라 하고,  $D^B$ 와  $D$ 를 각각 스케줄러의 DW 용량과 스케줄러의 점유DW라 한다.

GFQ에서 임의 흐름의 레이턴시  $q$ 는 (2.6)과 같이 레이턴시 지수  $\beta$ 와 스케줄링 속도  $h$ 의 함수로 표현된다. 그리고  $\beta$ 와  $h$ 를 조정하여  $q$ 를  $b$ 와 동일하게, 즉 항상 지연규격과 동일한 최적의 레이턴시를 갖도록 한다. 참고로  $h$ 는 바로 그

흐름이 점유하는 대역폭 자원이 된다.

$$q = D^{\beta} + \beta \frac{L}{h} = b. \quad (2.6)$$

그리고  $\beta$ 의 레이턴시 지수를 갖는 흐름에 의해 증가되는 레이턴시 바이어스 값, 즉 그 흐름의 점유DW가 되는  $d$ 는 다음과 같이 주어진다.

$$d = \max(0, 1 - \beta)L/C^{\beta}. \quad (2.7)$$

(2.6)과 (2.7)로부터 흐름의 점유 BW  $h$ 와 점유DW  $d$ 는 서로 반 비례하므로, 점유 BW를 늘리는 대신 점유DW를 줄일 수 있고, 반대로 점유DW를 늘리는 대신 점유 BW를 줄일 수 있는, 즉 DW와 BW가 상호 변환될 수 있음을 알 수 있다. 여기서 전자를 B2D 변환, 후자를 D2B 변환이라 한다. 그리고 늘어나는 BW 대비 줄어드는 DW의 비율을 B2D 변환효율  $E^{B2D}$ , 늘어나는 DW 대비 줄어드는 BW의 비율을 D2B 변환효율  $E^{D2B}$ 라 한다. WFQ의 경우 스케줄러의 점유 BW가  $C^{\beta}$ 에 도달하면 더 이상 흐름을 수용할 수 없다. 하지만 LOFQ의 경우 다음과 같이 자원변환을 통해 대역폭 이용도를 높인다. DW는 부족하나 BW는 충분할 경우 B2D 변환을 통해 부족한 DW를 확보하고, 반대로 BW는 부족하나 DW는 충분할 경우 D2B 변환을 통해 부족한 BW를 확보한 후 그 흐름을 수락한다.

LOFQ 스케줄러[9]는 흐름수락제어, 점유자원 최적화 및 패킷 스케줄링의 세가지 기능으로 구성된다. 흐름 수락제어 기능은 필요한 자원이 있으면 흐름을 수락하며, 자원이 부족할 경우 자원변환 또는 점유자원 최적화를 통해 필요한 자원을 확보한다. 흐름마다 고유  $E^{B2D}$ 와  $E^{D2B}$ 를 가지므로 흐름 별로 보다 효율이 좋은 자원을 사용하도록 함으로서 자원 사용량을 줄일 수 있다. 점유자원 최적화는 이러한 특성을 이용하여 점유자원을 최소화 한다. 이러한 LOFQ스케줄러는 WFQ에 비해 최대 35%의 대역폭 이용도 개선을 보였다[9]. 한편 [17]에서 이러한 LOFQ 스케줄러를 RSVP-라우터에 적용하여 수락 흐름 수를 30% 정도 개선하였다.

### 3. 제안방식

#### 3.1 배경

2.1절에서 살펴본 바와 같이 RSVP 기반 자원예약 방식은 착신단말이 계산하여 통보한 종단간 스케줄링 속도인  $R$ 의 대역폭을 경로상의 모든 RSVP-라우터가 자체적으로 확보하여 예약한다. 따라서 경로상의 대부분의 라우터가 충분한 가용 자원을 갖고 있다 하더라도 단 하나의 라우터라도 자원이 부족하면 자원 예약에 실패하므로 자원예약 성공률이 저하되어 자원 이용 효율이 낮아진다. 착신단말이  $S>0$ 인 슬랙을 제공하면 임의 라우터가 이를 이용하여 부족한 자원을 일부 보충할 수도 있지만 이러한 슬랙을 제공하기 위해

서 그 만큼  $R$ 을 높여야 하므로 다른 라우터의 대역폭 자원의 고갈을 가속화 시킬 뿐 아니라 전체 네트워크의 대역폭 이용 효율을 저하시킬 수 있어 슬랙으로는 자원예약 성공율을 근본적으로 개선할 수 없다.

2.2절에서 살펴본 바와 같이 LOFQ 스케줄러는 임의 흐름의 점유 BW와 DW량을 상호 변환하는 흐름내 자원변환, 그리고 임의의 두 흐름 사이에 그들의 점유 자원을 상호 변환하는 흐름간 자원변환을 통해 흐름 수락 능력을 높인다. 본 연구의 핵심은 가용 자원에 여유가 있는 스케줄러가 자원이 부족한 스케줄러에게 일부 가용 자원을 넘겨주는 스케줄러간 자원 이동에 있다. 두 가지 자원, 즉 BW와 DW의 성질을 살펴보자. BW는 스케줄러 출력링크의 물리적 전송 속도로서 전송 속도의 일부를 멀리 떨어져 있는 다른 스케줄러에게 넘겨준다는 것은 물리적으로 불가능하다. 반면 DW는 스케줄러에서의 지연시간을 의미하며, 흐름의 종단간 지연시간이 변경되지 않는 한 경로상의 스케줄러에서 흐름의 지연시간을 변경할 수 있다. 따라서 경로상의 어떤 스케줄러에서 지연시간을 늘리는 대신 다른 스케줄러에서 지연시간을 줄이는, 즉 DW의 이동이 가능하다.

라우터간 가용DW의 이동을 이론적으로 전개하기 위해 먼저 점유DW 늘림과 줄임 가능 흐름을 정의한다.

정의 1: 레이턴시 지수가 1이하인 흐름을 점유DW 늘림 가능 흐름이라 하고, 레이턴시 지수가 1미만인 흐름을 점유DW 줄임 가능 흐름이라 한다.

이제 수용된 흐름의 형상 재설정성을 통해 어떤 라우터가 다른 라우터에게 자신의 가용DW를 넘겨주는 문제를 살펴보자. 스케줄러는 출력링크에 탑재되고, RSVP-라우터는 다수의 출력링크를 가질 수 있으므로 다수의 스케줄러, 즉 출력링크 수만큼의 스케줄러가 RSVP-라우터에 탑재된다. 따라서 라우터 사이의 가용자원 이동은 바로 스케줄러 또는 출력링크 사이의 가용자원 이동을 의미한다.

보조정리 1: 스케줄러  $i$ 에서 임의 점유DW 늘림 가능 흐름  $k$ 의 점유DW를 늘려서 스케줄러  $i$ 의 가용DW를 줄이는, 즉 흐름  $k$ 의 레이턴시 지수  $\beta_k$ 의 감소로 양도(emigration)할 수 있는 최대 DW  $E_k^i$ 는 다음과 같이 주어진다.

$$E_k^i = \min(\beta_k L_k / C_i^{\beta}, (D_i^{\beta} - D_i)), \quad (3.1)$$

여기서  $D_i$ 와  $D_i^{\beta}$ 는 스케줄러  $i$ 의 점유DW와 총 DW 량, 그리고  $C_i^{\beta}$ 는 스케줄러  $i$ 의 출력링크의 용량을 의미한다.

증명: 정의 1로부터  $\beta_k \leq 1$ 이므로 (2.7)로부터 흐름  $k$ 의 점유DW는  $(1 - \beta_k)L_k / C_i^{\beta}$ 가 되고,  $\beta_k$ 의 조정으로 흐름  $k$ 가 최대 점유할 수 있는 DW는  $L_k / C_i^{\beta}$ 가 된다. 따라서 흐름  $k$ 의 점유DW는 최대  $\beta_k L_k / C_i^{\beta}$  만큼 늘릴 수 있다.  $D_i$ 는  $D_i^{\beta}$ 를 초과할 수 없으므로  $\beta_k$ 의 감소로 양도할 수 있는 최대 DW는  $\beta_k L_k / C_i^{\beta}$ 와  $(D_i^{\beta} - D_i)$  중 작은 값이 된다.

보조정리 2: 스케줄러  $j$ 에서 임의 점유DW 줄임 가능 흐름  $k$ 의 점유DW를 줄여서 스케줄러  $j$ 의 가용DW를 늘리는, 즉 흐름  $k$ 의 레이턴시 지수  $\beta_k$ 의 증가로 양수(immigration)



할 수 있는 최대 DW  $I_k^j$  는 다음과 같이 주어진다.

$$I_k^j = \min((1-\beta_k)L_k/C_j^B, (D_j - D_j^{\min}))$$
, 여기서  $D_j^{\min} = L^{\max}/C_j^B$  .(3.2)

증명: 정의 1로부터  $\beta_k < 1$ 이므로 (2.7)로부터 흐름  $k$ 의 점유DW는  $(1-\beta_k)L_k/C_j^B$ 가 되고,  $\beta_k$ 의 조정으로 흐름  $k$ 가 최소로 점유할 수 있는 DW는 0이다. 따라서 흐름  $k$ 의 점유DW는 최대  $(1-\beta_k)L_k/C_j^B$  만큼 줄일 수 있다. [8]로부터  $D_j$ 의 최소값이  $D_j^{\min}$ 이므로  $\beta_k$ 의 증가로 양수할 수 있는 최대 DW는  $\beta_k L_k/C_j^B$ 와  $(D_j - D_j^{\min})$  중 작은 값이 된다.

RSVP-라우터에 다수의 출력링크, 즉 다수의 스케줄러가 탑재되더라도 특정 흐름이 지나가는 출력링크는 하나뿐이므로 특정 흐름 입장에서 볼 때 스케줄러  $i$  또는 출력링크  $i$ 는 바로 라우터  $i$ 와 같은 의미를 갖는다. 보조정리 1과 보조정리 2로부터 다음의 정리 1이 도출된다.

정리 1: 임의 흐름  $k$ 가 그의 경로상에 있는 임의의 두 RSVP-라우터  $i$ 와  $j$ 에서 각각 점유DW 늘림 가능 및 점유DW 줄임 가능 흐름일 경우 라우터  $i$ 와  $j$ 에서 흐름  $k$ 의 레이턴시 지수  $\beta_k$ 의 조정으로 라우터  $i$ 가 라우터  $j$ 로 넘겨줄 수 있는 최대 가용DW  $M_k^{ij}$ 는 다음과 같이 주어진다.

$$M_k^{ij} = \min(E_i^k, I_j^k) = \min(\min(\beta_k L_k / C_i^B, (D_i^B - D_k)), \min((1-\beta_k) L_k / C_j^B, (D_j - D_j^{\min})))$$
 (3.3)

증명: 보조정리 1과 2에 의해 임의의 두 RSVP-라우터  $i$ 와  $j$ , 즉 두 스케줄러  $i$ 와  $j$ 에서 스케줄러  $i$ 가  $\beta_k$ 의 감소로  $E_k^i$ 의 DW를 양도할 수 있고, 스케줄러  $j$ 가  $\beta_k$ 의 증가로  $I_k^{max}$ 의 DW를 양수할 수 있다. 흐름  $k$ 의 중단간 지연시간을  $Q_k$ 라 할 때 두 스케줄러  $i$ 와  $j$ 에서  $\beta_k$ 의 조정 전과 후의  $Q_k$  값이 동일해야 한다. 스케줄러  $i$ 에서  $\beta_k$ 의 조정으로 늘어나는 지연시간이  $E_k^i$ 이고 스케줄러  $j$ 에서  $\beta_k$ 의 조정으로 줄어드는 지연시간은  $I_k^{max}$ 이다. 따라서  $Q_k$  값의 변경 없이 라우터  $i$ 와  $j$ 에서  $\beta_k$ 의 조정으로 넘겨줄 수 있는 최대 가용DW

는 바로  $\min(E_k^i, I_k^{max})$ 가 된다.

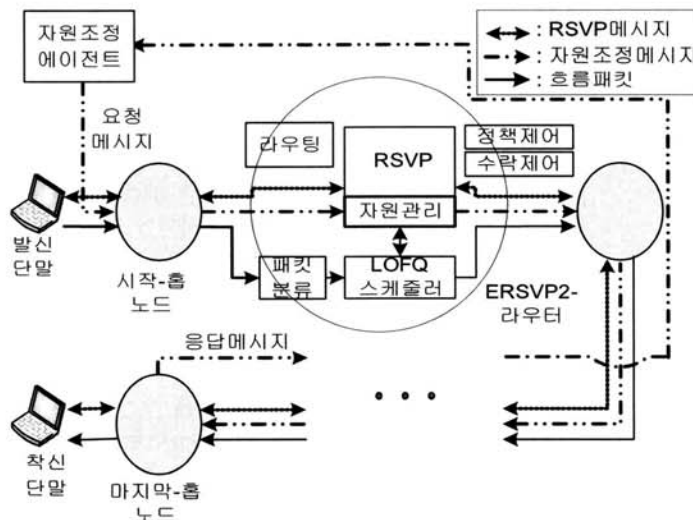
### 3.2 제안방식

본 논문에서 제안하는 자원예약 방식은 확장된 RSVP-라우터와 자원조정 에이전트로 구성하며 전체 구성도는 (그림 2)와 같다. 확장된 RSVP-라우터는 [17]에서 제안한 LOFQ 기반 RSVP-라우터인 ERSVP(Enhanced RSVP)-라우터, 이하 ERSVP1(Enhanced RSVP Version 1)-라우터로 표기함, 에 자원관리 기능을 추가한 것으로 본 논문에서 편의상 ERSVP2(Enhanced RSVP Version 2)-라우터라 부른다.

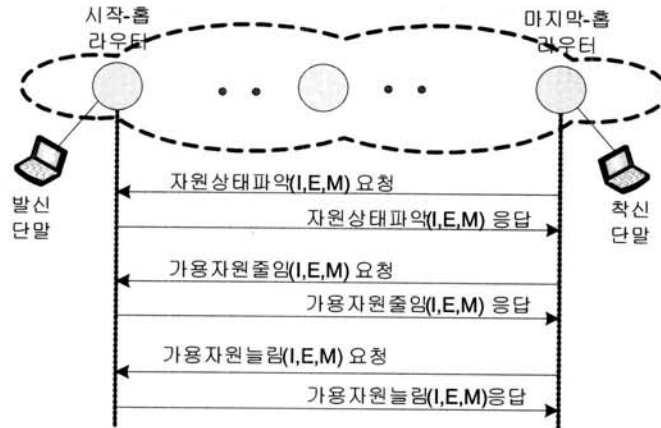
#### 3.2.1 자원 조정 절차

임의 발·착신 단말사이에 형성된 RSVP 세션에 대한 자원 조정은 (그림 3)과 같이 자원상태파악, 가용자원늘임 및 가용자원늘림의 3개의 메시지에 의해 이루어진다. 각 메시지는 흐름식별자, E, I 및 M의 영역을 갖는다. 흐름 식별자는 자원조정의 대상이 되는 흐름, 즉 RSVP 세션을 알려주는 것이다. E 영역은 대상 흐름을 통해 양도할 DW에 관한 정보를 갖는다. 구체적으로 출력링크 식별자, 양도할 DW 및 출력링크의 가용DW 비율의 부영역을 갖는다. I 영역은 양수할 DW에 관한 정보를 갖는 것으로 E영역과 마찬가지로 출력링크 식별자, 양수할 DW 및 출력링크의 가용DW 비율의 부영역을 갖는다. M 영역은 양도·양수, 즉 이동할 DW 값을 가지며, 이의 기본값은 양도할 DW와 양수할 DW 중 작은 값이다.

자원조정 메시지는 RFC 2745[11]의 RSVP 진단 메시지를 이용하여 구현하고, 자원조정 절차 역시 (그림 1)과 같은 RFC 2745의 진단절차를 따르도록 하여 기존 환경과의 호환성을 유지하도록 한다. 진단 메시지는 세션객체, 진단객체, 선택적 진단객체 등의 영역으로 구성된다. 세션객체는 바로 흐름 식별자가 되고, 진단 객체로 3종의 메시지를 정의하며



(그림 2) 제안방식의 전체 구성도



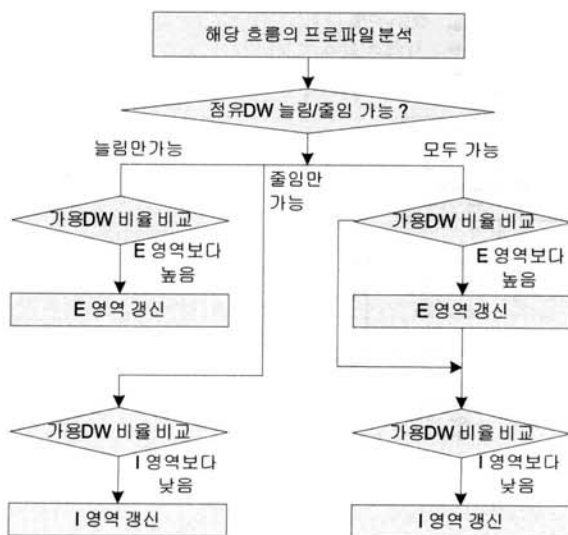
(그림 3) 자원 조정 절차도

선택적 진단객체 영역을 활용하여 I, E 및 M의 영역을 정의한다. 그리고 자원조정 에이전트는 바로 (그림 1)에 도시된 진단 요청자가 되는데, 마지막-홉(hop) 라우터에 탑재 또는 별도의 장치에 탑재할 수 있다.

자원조정 절차를 구체적으로 살펴보자. 자원조정 에이전트의 요청에 의해 E, I 및 M영역이 0의 값으로 초기화된 자원상태파악 요청 메시지가 RSVP 세션의 마지막-홉 라우터를 시작점으로 세션 경로를 따라 각 라우터를 지나서 시작-홉 라우터로 전달된다. 자원상태파악 요청 메시지를 받은 라우터는 해당 출력링크의 스케줄러에서 (그림 4)와 같이 해당 흐름의 프로파일을 분석하여 점유DW 늘림과 줄임이 가능한지 조사한다. 늘림이 가능할 경우 스케줄러의 가용DW 비율이 E 영역의 그것 보다 높으면 E 영역의 값을 모두 스케줄러의 그것으로 갱신하고, 줄임이 가능할 경우 스케줄러의 가용DW 비율이 I 영역의 그것 보다 낮으면 I 영역의 값을 모두 스케줄러의 그것으로 갱신한다. 자원상태파악 요청 메시지가 세션 경로상의 모든 라우터를 통과하게

되면 E 영역은 해당 흐름이 점유DW 늘림 가능이면서 스케줄러의 가용DW 비율이 가장 높은 라우터가 되고, I 영역은 해당 흐름이 점유DW 늘림 가능 이면서 스케줄러의 가용DW 비율이 가장 낮은 라우터가 된다.

자원상태파악 요청 메시지는 시작-홉 라우터에서 응답 메시지로 변환되어 자원조정 에이전트로 회신된다. 자원조정 에이전트는 메시지의 M 영역을 기본값으로 설정한 후 가용자원줄임 요청 메시지를 자원상태파악 요청 메시지와 마찬가지로 전달한다. 가용자원줄임 요청 메시지를 받은 해당 라우터는 먼저 M 영역의 DW량만큼 가용DW를 줄일 수 있는지 조사한다. 구체적으로 현재 가용DW 비율을 자신이 기록했던 E 영역내 가용DW 비율에 비해 기준치 이상 낮지 않고 가용DW 비율이 임계치보다 낮지 않으면 가용DW를 줄일 수 있고, 아니면 줄일 수 없는 것으로 판단한다. 여기서 기준치와 임계치의 구체적인 수치는 더 많은 연구가 필요하므로 생략한다. 줄일 수 있으면 해당 흐름의 프로파일을 갱신하여 가용DW를 줄인 후 응답 메시지를 회신하고, 아니면 실패를 통보한다. 가용자원늘림 응답 메시지를 받은 후 자원조정에이전트는 가용자원늘림 요청 메시지를 마찬가지로 방법으로 전달한다. 그러면 해당 라우터는 해당 흐름의 프로파일을 갱신하여 가용DW를 늘린다.



(그림 4) 자원상태파악 메시지 처리 개념도

### 3.2.2 ERSVP2-라우터

ERSVP(Enhanced RSVP)2-라우터의 전체 구성도는 (그림 2)에 도시되어 있다. ERSVP(Enhanced RSVP)1-라우터와 마찬가지로 구성을 가지나 자원관리 기능이 추가된다. ERSVP2-라우터의 자원예약 절차는 ERSVP1-라우터와 동일하며, 구체적 절차는 다음과 같다. PATH 메시지를 생성하여 흐름의 경로를 통해 전달하고, 착신단말에서 필요한 예약속도 R를 계산하는 과정은 기존 RSVP의 과정과 동일하다. 다만 ERSVP2-라우터가 전달받은 PATH 메시지를 처리할 때 Tspec에 담겨오는 흐름의 최대 패킷크기 L을 추출하여 흐름의 프로파일에 수록한다. 그리고 Adspec내 C<sub>tot</sub>와 D<sub>tot</sub>값에 자신의 C값과 D값을 더할 때, LOFQ 스케줄러에

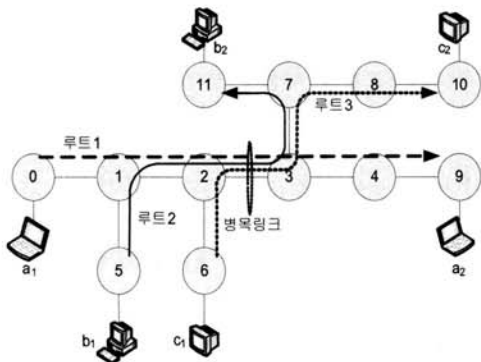
대한  $C$ 와  $D$ 값이 아니라 WFQ 기반 스케줄러에 대한 값을 사용한다. 이렇게 함으로써 기존의 RSVP 절차를 그대로 따를 수 있게 된다. RESV 메시지 처리 과정은 전체적인 RSVP 절차 측면에서 기존의 과정과 동일하나 ERSVP2-라우터 내부의 동작은 큰 차이가 있다. 기존 RSVP-라우터는 Rspec에 실려오는  $R$ 값의 대역폭을 자원예약을 요청한 흐름을 위해 할당하도록 WFQ 기반 스케줄러에게 요구하는 반면 ERSVP2-라우터는 LOFQ 스케줄러에게 흐름의 지연규격과 요구속도를 충족하는 최적의 자원할당을 요구하기 때문이다. RESV 메시지를 받은 ERSVP2-라우터는 Rspec에 담겨오는  $R$ 값과 흐름의 프로파일에 수록된  $L$ 값으로 자신에게 할당되는 지연규격  $b$ 를 다음 식으로 계산한다;  $b=CL/R+D$ . 그런 후 RESV의 Tspec에 담겨오는 요구속도  $r$ 과 계산한 지연규격  $b$ 로 LOFQ 스케줄러에게 흐름수락을 요청하고, LOFQ 스케줄러의 흐름 수락이 성공하면 자원예약이 이루어진다. 경로상의 모든 라우터에서 자원예약 절차가 성공하면 흐름이 수용된다.

수용된 흐름에 대해서 주기적으로 또는 요청에 의해 자원 조정 에이전트의 주도로 앞에서 설명한 자원 조정 절차가 수행된다. ERSVP2-라우터는 자원 조정 절차에 따라 자원 상태와 요청 메시지, 가용자원줄임 요청 메시지 및 가용자원늘림 요청 메시지를 처리한다. 한편 ERSVP2-라우터는 자원 조정 절차가 없는 기존 자원예약 환경에서도 운용이 가능하므로 기존 환경에의 호환성(backward compatibility)을 보장한다.

### 4. 성능평가

#### 4.1 평가 네트워크

평가 네트워크를 (그림 5)와 같이 구성하였다. 구체적으로 살펴보면 12개의 노드로 구성되고 흐름 연결 측면에서 노드 0,1,2,3,4 및 9를 지나가는 루트 1, 노드 5,1,2,3,7 및 11을 지나가는 루트 2 및 노드 6,2,3,7,8 및 10을 지나가는 루트 3의 3개의 루트(route)를 갖는다. 노드  $i$ 에서 노드  $j$ 로 연결되는 링크를  $L_{(i,j)}$ 로 표기하고, 루트 1, 2 또는 3 중 하나만 지나가는 링크를 유형 1 링크, 두 개의 루트가 지나가는 링크를 유형 2 링크, 그리고 3개의 루트 모두 지나가는 링크를 유형 3 링크라 하자. 노드 9, 10 및 11에서 각각 단말  $a_2$ ,  $b_2$  및  $c_2$ 로 연결되는 회선은 출력링크가 아니라 착신단말로 연결되는 일종의 가입자 회선이므로 노드 9, 10 및 11은 RSVP 기능을 수행하지 않는다. 따라서 세 개의 루트 모두 5개의 RSVP-라우터를 가지며 RSVP 절차에 의해 자원을 예약한다. 인접 라우터 사이의 전송지연을 모두 1ms (약 200Km의 거리에 해당함), 루트상의 발·착신 가입자 선로와 착신노드에서 발생하는 지연시간의 합을 모두 1ms로 가정한다. 링크는 모두 2Gbps의 용량을 갖고, 모든 흐름의 패킷 크기는 모두 동일하며, RSVP 절차에서 각 라우터의 지연시간 할당에 융통성을 높이기 위해 도입한 슬랙(slack)은 고려하지 않는다. 시뮬레이션 방법을 이용하여 기존 RSVP-라우터와 비교 측면에서 ERSVP2-라우터의 성능을 평가하며, 시뮬레이션은 SMPL(Simulation Model Programming Language)[19]에 공평 패킷 스케줄러 루틴을 추가하여 수행한다.

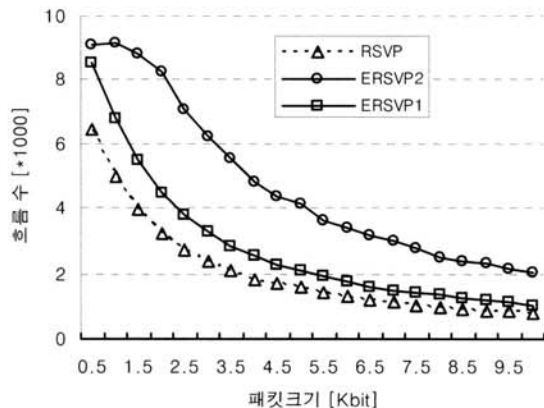


(그림 5) 성능 평가 네트워크

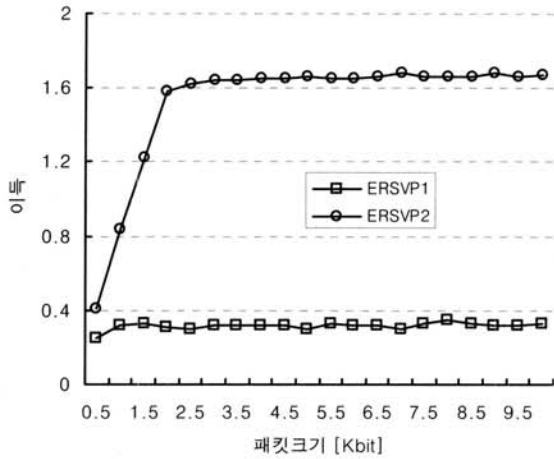
정보통신부에서 고시한 인터넷 전화의 통화품질 기준은 다음과 같다[20]; 단대단 지연이 150ms이하이고, Rating Value 값이 70이상일 것. [21]에 따르면 이러한 통화품질을 만족시키기 위해 네트워크 지연시간은 약 56ms 이내가 되어야 한다. 루트상의 발·착신 가입자 선로와 착신노드에서 발생하는 지연시간의 합을 1ms로 가정하였으므로 RSVP 절차에서 종단간 지연시간은 55ms 이내로 제한된다. 따라서 최소 지연시간을 5ms로 가정하면 종단간 지연시간은 [5,55]ms 범위에 분포하게 된다. 본 평가에는 [5,55]ms 범위에 균등하게 분포하는 종단간 지연규격을 고려한다. 그리고 8Kbps의 음성, 128Kbps의 오디오 및 1Mbps의 영상 흐름이 7:1:2의 비율로 랜덤하게 발생하는 VoIP(Voice over IP) 트래픽을 고려한다.

#### 4.2 성능 평가

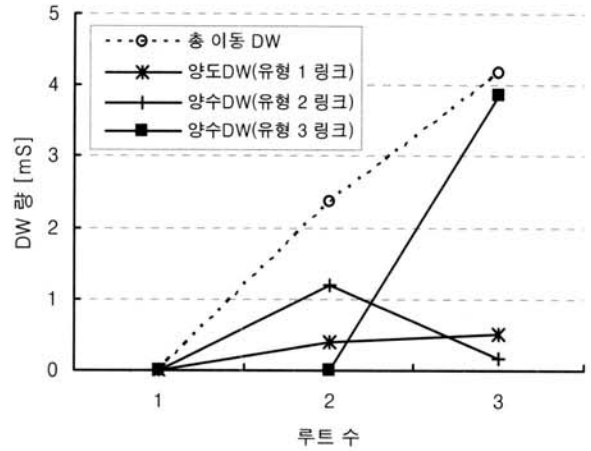
먼저 패킷 크기 변화에 따른 성능특성의 변화를 고찰해보자. 3 개의 루트가 수용한 전체 흐름의 수를 도시한 (그림 6)을 살펴보면 패킷 크기가 증가할수록 수용 흐름의 수가 줄어든다. 이는 패킷크기의 증가시 RSVP-라우터의 경우



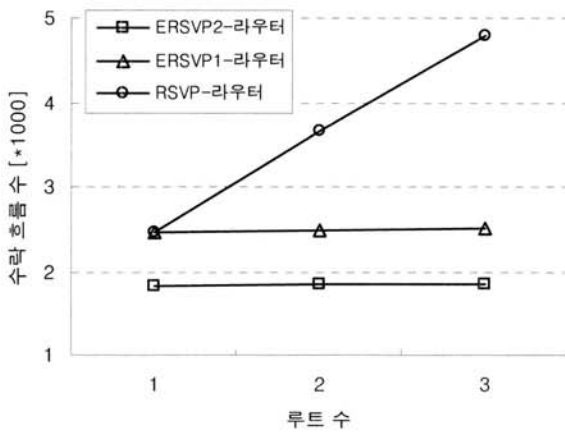
(그림 6) 수용 흐름 수



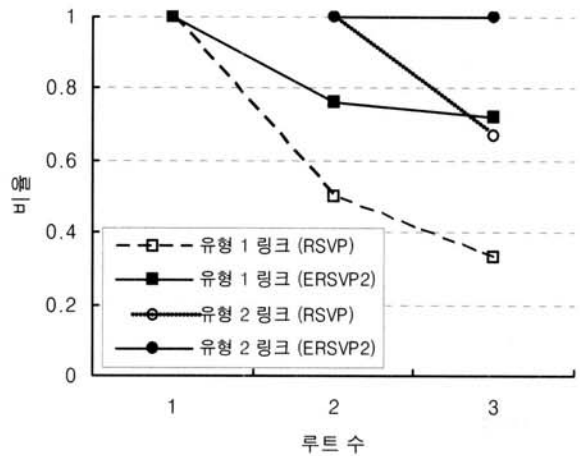
(그림 7) RSVP-라우터 대비 수용 흐름 수 이득



(그림 9) 가용 지연자원의 이동 특성



(그림 8) 루트 수에 따른 흐름 수용능력



(그림 10) 링크의 점유 대역폭 비율

(2.3)으로부터  $s$ 가 증가되고, ERSVP2-라우터의 경우 (2.4)로부터  $h$ 가 증가되어 대역폭 이용도가 줄어들어 흐름 수용 능력이 저하되기 때문으로 이해된다. RSVP-라우터 대비 흐름을 더 많이 수용하는 비율, 즉 이득을 도시한 (그림 7)로부터 ERSVP1-라우터의 경우 [17]에서 연구된 바와 같이 약 30% 정도의 개선효과를 얻을 수 있는 반면 ERSVP2-라우터의 경우 165%까지 크게 개선됨을 관찰할 수 있다. ERSVP2-라우터의 흐름 수용 능력 개선은 경로상의 라우터 간 가용DW의 이동 덕분으로 설명할 수 있다. 참고로 흐름 수용 능력은 출력 링크의 자원 이용도에 의해 결정되므로 ERSVP2-라우터의 자원관리 오버헤드에 의한 수용 능력의 저하는 없다.

제안방식의 성능개선 효과는 각 루트에서 병목링크의 병목정도와 병목노드가 다른 노드로부터 얻어오는 자원 양에 의존한다. 여기서 병목노드란 병목링크를 출력링크로 갖는 노드를 의미한다. 이러한 의존성을 분석하기 위해 루트 수 변화에 따른 성능 특성을 살펴본다. 4Kbit(500바이트)의 패킷 크기 하에 루트 수를 1개(루트 1만), 2개(루트 1과 2만)

및 3개(모든 루트)의 세 가지 경우에 대해서 성능특성을 조사하여 (그림 8~10)에 도시하였다. 흐름 수용 능력을 보여주는 (그림 8)에서 루트 수가 1인 경우 ERSVP2-라우터는 ERSVP1-라우터와 동일한 성능특성을 보인다. 이는 병목링크가 없어 가용DW의 이동이 발생하지 않기 때문이다. 루트 수가 2개로 늘어나면 두 개의 루트가 모두 지나가는  $L_{(1,2)}$ 과  $L_{(2,3)}$ 이 병목링크가 된다. 이 결과 병목노드, 즉 노드 1과 2는 더 많은 흐름을 수락하기 위해 다른 노드로부터 가용DW를 얻어온다. 이 결과 (그림 8)과 같이 ERSVP1-라우터보다 더 많은 흐름을 수용할 수 있다. 루트 수가 3인 경우 모든 루트가 지나가는  $L_{(2,3)}$ 에 심한 병목이 발생하나 그만큼 더 많은 가용DW를 얻어오므로 (그림 8)과 같이 수용 흐름의 수가 더 늘어난다. (그림 9)가 이러한 분석을 뒷받침한다. 루트 수가 1인 경우 이동 DW가 0인 것은 유형 1 링크만 존재하여 병목링크가 없기 때문이다. 반면 루트 수가 2이면 6개의 유형 1 링크,  $L_{(0,1)}$ ,  $L_{(3,0)}$ ,  $L_{(4,0)}$ ,  $L_{(5,1)}$ ,  $L_{(3,7)}$  및  $L_{(7,11)}$ , 가 평균 0.4mS의 DW를 양도하고, 병목링크가 되는 2개의 유형 2 링크,  $L_{(1,2)}$ 과  $L_{(2,3)}$ , 가 평균 1.2ms의 DW를 양



수합을 관찰할 수 있다. 루트 수가 3이면 (그림 5)에서 유형 1 링크는  $L_{(0,1)}$ ,  $L_{(3,0)}$ ,  $L_{(4,9)}$ ,  $L_{(5,1)}$ ,  $L_{(7,11)}$ ,  $L_{(6,1)}$ ,  $L_{(7,8)}$  및  $L_{(8,10)}$ 의 8개이고, 유형 2 링크는  $L_{(1,2)}$ 과  $L_{(7,7)}$ 의 2개, 유형 3 링크는  $L_{(2,3)}$ 이다. 이 경우 유형 1 링크가 평균 0.55 mS의 DW를 양도하고, 유형 2 링크와 유형 3 링크가 각각 평균 0.25mS 및 3.9mS의 DW를 양수합을 관찰할 수 있다.

유형 1과 유형 2 링크의 가용DW 양도로 더 많은 흐름을 수용한 결과 (그림 10)과 같이 유형 1과 2 링크의 점유 대역폭 비율이 증가한다. 루트 수가 3일 때 RSVP-라우터의 경우 유형 1과 2 링크의 대역폭 점유율이 각각 33%와 62%로서 각각 67%와 38%의 링크 용량이 남아있지만 병목링크 때문에 더 이상의 흐름을 수락할 수 없다. 반면 제안 방식인 ERSVP2-라우터의 경우 각각 71%와 100%로 높아져 그만큼 더 많은 흐름을 수용함을 확인할 수 있다.

## 5. 결 론

자원예약 프로토콜(RSVP) 기반 자원예약에 있어 자원 이용 효율이 저하되는 문제점을 개선할 수 있는 자원예약 방법을 제안하였다. 가용자원 이동이 용이한 지연자원 개념을 도입한 LOFQ 스케줄러를 RSVP-라우터에 적용하였고, 흐름 경로상의 RSVP-라우터간 가용 지연자원의 이동을 통해 병목 링크의 부족한 자원을 확충하여 흐름 수용능력을 높였다. 그리고 RFC 2745로 기 정의되어 있는 RSVP 진단 메시지와 진단 절차에 자원 조정 메시지와 절차를 추가하여 구현 함으로서 기존 RSVP 환경과의 호환성을 유지하였다.

노드 12개로 구성되는 평가 네트워크에서 시뮬레이션을 통해 제안된 자원예약 방식의 성능을 평가한 결과 루트 수가 1개인 경우 네트워크에 병목 구간이 없어 가용 지연자원 이동에 따른 효과를 기대할 수 없었다. 하지만 루트 수가 2개 이상이 되어 네트워크에 병목구간이 발생하면 가용 지연자원 이동에 따른 성능 개선 효과를 얻을 수 있으며, 병목구간의 병목현상, 즉 네트워크에 가해진 부하의 불균형이 심할수록 더 큰 성능 개선 효과를 얻을 수 있었다. 구체적으로 루트 수가 2개 일 경우 95%, 3개일 경우 165%까지 더 많은 흐름을 수락할 수 있음을 확인하였다.

## 참 고 문 헌

- [1] X. Xiao and L. M. Ni, "Internet QoS: A Big Picture," IEEE Network, Vol.13, No.2, pp.8-18, 1999.
- [2] R. Braden, L. Zhang, S. Berson, S. Herzog, S. Jamin, Resource ReSerVation Protocol (RSVP) - version 1 functional specification, RFC 2205, 1997.
- [3] S. Shenker, C. Partridge, and R. Guerin, Specification of Guaranteed Quality of Service, RFC 2212, 1997.
- [4] A.K. Parekh, "A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks," PhD dissertation, Massachusetts Institute of Technology, Feb. 1992.
- [5] A. Demers, S. Keshav, and S. Shenker, "Design and analysis of a fair queuing algorithm," Proc. ACM SIGCOMM'89, pp.1 - 12, 1989.
- [6] M. Baldi and F. Risso, "Efficiency of Packet Voice with Deterministic Delay," IEEE Comm. Mag, pp.170-177, 2000.
- [7] A. Francini and F.M.Chiussi, "A Weighted Fair Queuing Scheduler with Decoupled Bandwidth and Delay Guarantees for the Support of Voice Traffic," Proc. GLOBECOM, Vol.3, 2001.
- [8] T. J. Kim, "A Weighted Fair Queuing with optimal rate and delay allocation," Proc. GLOBECOM, 2006.
- [9] 김태준, "최적 레이턴시 기반 공정 큐잉 알고리즘 개선에 관한 연구", 멀티미디어학회 논문지, 제 10권 1호, pp.83-93, 2007.
- [10] M. Karsten, "Experimental Extensions to RSVP - Remote Client and One-Pass Signalling," Proc. IWQoS'01, Germany, pp. 269 - 274, 2001.
- [11] X. Fu, C. Kappler, "Towards RSVP Lite: Light-weight RSVP for Generic Signaling," Proc. AINA'03, China, pp.619 - 622, 2003.
- [12] .Y.Xia and Y.A.Hu, "Extending RSVP for Quality of Security Service," IEEE Internet Computing, pp.51-57, 2006.
- [13] N-F. Huang, W-En Chien, "RSVP extensions for real time services in hierarchical mobile IPv6," Mobile Networks and Applications 8, Kluwer Academic, pp. 625 - 634.
- [14] G-S. Kuo, Po-Ch. Ko, "Dynamic RSVP protocol," IEEE Communications Mag., pp.130 - 135, 2003.
- [15] Q. Huang, G-S. Kuo, "Dynamic RSVP extension for wireless mobile IP networks," Proc VTC'04, pp.2683 - 2687, 2004.
- [16] 김태준, "자원 예약에 있어 대역폭 이용 효율을 높일 수 있는 RSVP-라우터," 멀티미디어학회 논문지 제 11권 7호, 2008
- [17] A. Terzis, B. Braden, S. Vincent and L. Zhang, RSVP Diagnostic Messages, RFC 2745, 2000.
- [18] M. H. MacDougall, Simulating Computer Systems, Techniques and Tools, MIT Press, 1987.
- [19] 인터넷전화 서비스 정책 시행계획, 정보통신부, 2004. 10.
- [20] 배성룡, E-모델 기반 통화품질 분석을 통한 VoIP Planning 및 평가, 박사학위논문, 경기대학교 대학원, 2004.



## 김 태 준

e-mail : tjkim@kongju.ac.kr

1980년 2월 경북대학교 전자공학과

1982년 2월 한국과학기술원 전자공학  
(석사)

1999년 8월 한국과학기술원 전자공학  
(박사)

1982년~1996년 한국전자통신연구원

1996년~2005년 천안공업대학

2005년 3월~현재 공주대학교 정보통신공학부 교수

관심분야: 고속통신망, VoIP, 트래픽 품질 제어