

# 자원 예약에 있어 대역폭 이용 효율을 높일 수 있는 RSVP-라우터

김 태 준<sup>\*</sup>

## 요 약

인터넷에서 품질 보장형 서비스를 지원하는 RSVP-라우터는 WFQ 기반의 패킷 스케줄러를 탑재하여 트래픽 흐름들이 요구하는 서비스 품질을 보장한다. 본 논문에서는 기존의 RSVP 절차와 호환성을 유지하면서 자원 예약시 대역폭의 이용 효율성을 향상시킬 수 있는 LOFQ (Latency optimized fair queuing) 기반의 라우터를 제안하였다. 제안한 라우터는 최근에 도입된 LOFQ 기반의 패킷 스케줄러를 사용하여 개별 흐름의 요구품질 보장에 필요한 최적의 자원을 예약한다. 제안한 라우터의 성능평가 결과 기존의 RSVP-라우터 보다 수락 흐름의 수를 최대 30%까지 증가시킬 수 있음을 확인하였다.

## A RSVP-capable Router to improve the bandwidth utilization efficiency in resource reservation

Tae Joon Kim<sup>†</sup>

## ABSTRACT

SVP-capable router supporting guaranteed services on the internet generally uses a packet scheduler based on the Weighted Fair Queuing (WFQ) algorithm to secure required qualities of traffic flows. In this paper we proposed a RSVP-capable router based on the LOFQ (Latency optimized fair queuing) algorithm that improves the efficiency in bandwidth utilization with keeping the compatibility with the original RSVP procedure. The proposed router reserves the optimal amount of resource for each flow to secure its required quality-of-service with the recently introduced LOFQ scheduler. The results of the simulation applying the proposed router to an evaluation network showed that it may yield the gain of up to 30% compared to that in the original one in terms of the number of admitted flows.

**Key words:** WFQ(WFQ), QoS router(QoS 라우터), resource reservation(자원예약), RSVP(RSVP), LOFQ(LOFQ), RSVP-capable router(RSVP 라우터), Bandwidth utilization(대역폭 이용 효율성)

## 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 제시

하였고[1], 자원예약을 위해 RSVP(Reservation protocol)를 규격화 하였다[2]. IntServ 모델에서 품질 보장형 서비스를 지원하기 위해 자원예약 기반의 RSVP-라우터를 사용하며 RSVP-라우터는 트래픽 흐름의 요구 속도를 보장하고 허용되는 레이턴시(latency), 즉 지연규격을 준수하기 위해 QoS

※ 교신저자(Corresponding Author) : 김태준, 주소 : 충남 천안시 부대동 275번지(330-717), 전화 : 041)521-9206, FAX : 041)556-6447, E-mail : tjkim@kongju.ac.kr

접수일 : 2007년 12월 5일, 완료일 : 2008년 5월 6일  
<sup>†</sup> 정회원, 공주대학교 정보통신공학부 교수

(Quality-of-Service) 스케줄러를 탑재한다. 이러한 품질 보장형 서비스에 요구되는 기술분야는 RSVP 절차와 QoS 스케줄러의 두 영역으로 나눌 수 있다.

1997년 RSVP가 표준화된[2] 후 RSVP 절차의 개선 연구[3,4]와 더불어 이동성, 보안성 등의 새로운 요구사항을 수용하기 위한 연구가 진행되어 왔다 [5-9]. [3]에서 원격 RSVP 클라이언트를 도입하여 RSVP 대몬(daemon)에 접근하도록 하였고, [4]에서 멀티캐스트 부분을 제거하고 데이터와 메시지를 보다 명확하게 분리하여 복잡한 RSVP를 단순하게 하였다. 서비스 품질과 더불어 보안이 강조되는 추세에 따라 [5]에서 RSVP에 보안 서비스 기능을 추가하였다. [6]에서 계층적 이동 IPv6 환경에서 실시간 서비스를 지원하도록 RSVP를 확장하였고, [7]에서 이종 무선 이동 네트워크에 적합하도록 RSVP를 확장하였다. [8]에서 예약된 자원을 동적으로 조정하는 동적(Dynamic) RSVP (DRSVP)를 제안하였으며, [9]에서 DRSVP를 확장하여 무선 이동 IP 환경에서 소프트 핸드오프를 지원하도록 확장하였다.

한편 유체모델 기반의 이상적 패킷 스케줄링 방식인 GPS(General Processor Sharing)[10]가 WFQ(Weighted Fair Queuing)[11]에 의해 구현되었다. WFQ는 흐름간의 상호 간섭을 차단하여 각 흐름의 품질 특성이 다른 흐름으로부터 영향을 받지 않도록 하는 흐름 분리와 차별화된 품질 보장을 지원하는 등 공정 큐잉의 요구사항을 충실히 따르기 때문에 IETF IntServ 모델의 RSVP-라우터에 적용되었다[12]. 그러나 흐름의 스케줄링 속도를 높일 경우 스케줄링 속도와 요구속도와의 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[13]. 그 동안 WFQ의 대역폭 저하 문제는 WFQ의 속도와 대역폭의 결합특성 때문이라고 이해되어 왔다[13-15]. 최근에 WFQ의 고질적인 문제의 근원은 레이턴시가 최적화 되지 않아서 발생하는 지연자원의 낭비 때문으로 밝혀졌고, 그러한 낭비를 방지하기 위해 레이턴시가 최적화되는 LOFQ(Latency-Optimized Fair Queuing) 방식이 연구되었다[16,17].

본 연구는 RSVP 기반의 자원예약에 있어 기존 RSVP 절차와 호환성을 유지하면서 네트워크 대역

폭 자원의 이용 효율을 높일 수 있는 LOFQ기반의 RSVP-라우터에 관한 것이다. 제안하는 라우터는 LOFQ 스케줄러를 탑재하며, 기존 RSVP-라우터의 RSVP 모듈과 수락 제어 모듈의 기능을 일부 수정한다. 그리고 제안한 RSVP-라우터를 평가 네트워크에 적용하여 시뮬레이션을 통해 성능특성을 비교 평가한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다; 2장에서 LOFQ 스케줄러를 상세히 소개하고, 3장에서 제안한 LOFQ 기반의 RSVP-라우터를 상세히 기술한다. 4장에서 LOFQ 스케줄러의 성능 특성을 분석한 후 5장에서 평가 네트워크를 대상으로 LOFQ 기반 RSVP-라우터의 성능을 기존의 방식과 대비하여 비교 평가한다. 마지막으로 6장에서 결론을 맺는다.

## 2. LOFQ 스케줄러 소개

스케줄러에 도착하는 흐름의 속성은 흐름 규격  $F(r,b,M)$ 로 정의할 수 있다. 여기서  $r$ 은 흐름의 요구 속도,  $b$ 는 흐름의 종단간 지연한계 중 스케줄러에 배분되는 지연한계(delay budget),  $M$ 은 흐름의 최대 패킷크기이다. 여기서 지연한계가 바로 스케줄러가 준수해야 하는 흐름의 지연규격이다. WFQ에서 흐름 규격  $F(r,b,M)$ 을 갖는 임의 흐름의 고유 레이턴시  $q^r$ 은 다음과 같이 주어진다[11].

$$q^r = \frac{M}{r} + \frac{M^{\max}}{C^B}. \quad (2.1)$$

(2.1)에서  $C^B$ 는 출력링크의 용량으로 스케줄러의 총 대역폭을 의미하고,  $M^{\max}$ 는 모든 흐름의 최대 패킷크기이다. WFQ는 요구속도와 지연규격을 동시에 만족시켜야 하므로 임의 흐름의 스케줄링 속도  $s$ 는 (2.1)로부터 다음과 같이 계산된다. 참고로 스케줄링 속도를 예약속도 또는 예약대역폭이라도 한다.

$$s = \max(r, r^c), \text{ 여기서 } r^c = \frac{MC^B}{bC^B - M^{\max}}. \quad (2.2)$$

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

$$q = \frac{M}{s} + \frac{M^{\max}}{C^B} \leq b. \quad (2.3)$$

임의 흐름의 고유 레이턴시  $q^r$ 와 지연규격  $b$ 는

(2.1)과 (2.3)으로부터  $q^r=b$ ,  $q^r>b$  또는  $q^r<b$ 의 관계를 갖는다.  $q^r=b$ 의 경우 자원의 손실 없이 흐름을 수용할 수 있지만  $q^r>b$ 의 경우 스케줄링 속도를 높여서, 즉 과잉예약을 통해서 지연규격을 준수, 즉  $q=b$ 가 되게 해야 한다. 이때 스케줄링 속도와 요구속도의 차이분 만큼 대역폭 자원이 손실되지만 지연규격을 만족시키기 위해 피할 수 없다. 한편  $q^r<b$ 의 경우  $q=b$ 가 되게 하려면 스케줄링 속도를 요구속도 보다 낮게 해야 한다. 하지만 흐름의 요구속도를 보장해야 하기 때문에 스케줄링 속도를 낮출 수 없어 지연규격보다 더 엄격한 레이턴시를 갖게 된다. 이 결과  $(b-q)$  만큼의 지연 자원이 낭비되어 스케줄러 자원 이용 효율이 저하된다. 이러한 낭비되는 지연자원을 재활용하여 대역폭 이용도를 개선한 LOFQ가 연구되었다[16-17].

[16,17]의 내용을 소개하면 다음과 같다. LOFQ는 레이턴시 지수  $\beta(\geq 0)$ 와  $[0, D^B]$ 내, 여기서  $D^B$ 는 흐름 중 가장 엄격한 지연규격 값으로 설정됨, 어떤 값을 갖는 레이턴시 바이어스(bias)  $D$ 를 도입한 후 (2.4)와 같이 각 흐름의 레이턴시  $q$ 를  $\beta$ 와 스케줄링 속도  $h$ 의 함수가 되게 한다. 그리고  $\beta$ 와  $h$ 를 조정하여  $q$ 를  $b$ 와 동일하게, 즉 항상 지연규격과 동일한 최적의 레이턴시를 갖도록 하며, 대역폭 점유를 최소화 하기 위해  $h$ 를 우선적으로 줄인다. 참고로  $h$ 란 바로 그 흐름이 점유하는 대역폭이 된다.

$$q = D^B + \beta \frac{M}{h} = b. \quad (2.4)$$

레이턴시 바이어스  $D$ 는 흐름을 많이 수용할수록 증가하지만 그 값이  $D^B$ 를 초과할 수 없다. 따라서 대역폭(BW: BandWidth)과 마찬가지로 레이턴시 바이어스는 일종의 자원으로 취급될 수 있으므로 이를 지연자원(DW: Delay Width)이라고 한다. 그리고  $D^B$ 와  $D$ 를 각각 스케줄러의 DW 용량과 스케줄러의 점유 DW라 한다. 그리고  $\beta$ 의 레이턴시 지수를 갖는 흐름에 의해 증가되는 레이턴시 바이어스 값, 즉 그 흐름의 점유 DW가 되는  $d$ 는 다음과 같이 주어진다.

$$d = \max(0, 1-\beta)M/C^B. \quad (2.5)$$

그리고 스케줄러의 점유 DW, 즉 레이턴시 바이어스  $D$ 는 다음과 같이 주어진다.

$$D = \max\left(\frac{M}{C^B}, \frac{\sum_{i \in \mathcal{B}(t)} \max(0, 1-\beta_i)M}{C^B}\right), \quad (2.6)$$

여기서  $B(t)$ 는 수용된 흐름 집합이다.

(2.4)와 (2.5)로부터 흐름의 점유 BW  $h$ 와 점유 DW  $d$ 는 서로 반 비례하므로 점유 BW를 늘리는 대신 점유 DW를 줄일 수 있고, 반대로 점유 DW를 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  $C^B$ 에 도달하면 더 이상 흐름을 수용할 수 없다. 하지만 LOFQ의 경우 다음과 같이 자원 변환을 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 스케줄러는 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. 패킷 스케줄링 기능은 패킷이 도착할 때 타임스탬프를 계산한 후 흐름 큐에 수록하는 패킷 큐잉 기능과 흐름들의 큐에 대기중인 패킷을 그들의 타임스탬프 값이 작은 순으로 출력링크를 통해 전송하는 패킷 큐 서비스 기능으로 구성된다.

임의 흐름  $i$ 의  $k$ 번째 패킷  $P_i^k$ 의 타임스탬프  $T_i^k$ 는 다음과 같이 계산한다.

$$T_i^k = \max(S_i^k, v(t)) + \min(1, \beta_i) m_i^k / h_i. \quad (2.7)$$

여기서  $S_i^k$ 은  $k$ 번째 패킷의 전송 시작시간,  $m_i^k$ 는  $P_i^k$ 의 크기,  $h_i$ 는 흐름  $i$ 의 스케줄링 속도,  $v(t)$ 는 서버 가상시간이다. 흐름의 타임스탬프가 그의 레이턴시 지수  $\beta_i$  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[16]. 참고로  $\beta_i$ 가 1일 경우

LOFQ는 바로 종료시점 기반 타임스탬프 계산방식을 적용하는 WFQ가 된다.

### 3. LOFQ 기반의 RSVP-라우터

#### 3.1 기존 RSVP 자원예약과 문제점

먼저 제안방식의 근간이 되는 기존의 RSVP 절차와 자원 할당 과정을 그림 1을 통해 살펴본다. 단말 a<sub>1</sub>에서 a<sub>2</sub>로 향하는 단방향 흐름의 자원예약을 위해 단말 a<sub>1</sub>이 원하는 흐름 규격 정보, 즉 Tspec를 담은 PATH 메시지를 발송한다. 이 메시지는 RSVP-라우터 0, 1, 2 및 3을 거쳐 단말 a<sub>2</sub>에 도착한다. PATH 메시지를 전달 받은 경로상의 각 RSVP-라우터는 PATH 메시지의 Adspec내 C<sub>tot</sub>와 D<sub>tot</sub> 영역에 자신의 C값과 D값을 각각 더한 후 다음 단으로 넘긴다. C와 D는 해당 홉(hop)에서 발생하는 흐름의 지연을 결정하는 상수로 최대 홉 지연은 (C/R+D)로 계산된다[1]. 여기서 R은 흐름에 할당되는 종단간(end-to-end) 예약속도이고 D는 라우터에서의 지연인 D<sub>1</sub>과 다음 단 라우터까지의 경로상에서 지연되는 D<sub>2</sub>의 합이다. 참고로 라우터에서의 최대지연, 즉 레이턴시 q는 다음과 같다.

$$q=C/R+D_1. \tag{3.1}$$

PATH 메시지를 전달받은 착신단말 a<sub>2</sub>는 종단간 지연한계를 준수하기 위해 필요한 종단간 트래픽 흐름의 예약속도 R을 계산한다. R을 계산하기 위해 RSVP는 토큰-버킷(token-bucket) 모델을 사용한다[12]. 이 모델에 의하면 최대 속도 p의 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 M이 되고, 트래픽이 토큰 속도로 네트워크에 인가되므로 토큰속도가 바로 그 흐름의 요구속도 r이 된다. 따라서 종단간 최대 지연 q<sub>2e</sub>은 다음과 같이 계산된다[1].

$$q_{2e} = \begin{cases} \frac{M+C_{tot}+D_{tot}}{R}, & \text{for } R \geq p \geq r \\ \frac{(D_{bkt}-M)(p-R)}{R(p-r)} + \frac{M+C_{tot}+D_{tot}}{R}, & \text{for } p > R \geq r. \end{cases} \tag{3.2}$$

(3.2)에서 D<sub>bkt</sub>는 버킷 깊이를 의미한다. 흐름이 요구하는 종단간 지연한계를 만족시키는 최소 종단간 예약속도를 종단간 임계 예약속도라 하고 R<sup>C</sup>로 표기하자. R≥p≥r인 일반적인 경우를 생각하자. 종단간 지연한계를 w라 할 때 종단간 예약속도는 종단간 지연한계 w와 요구속도 r을 모두 만족시켜야 하므로 (3.2)로부터 R은 다음과 같이 계산된다.

$$R = \max(r, R^C), \text{ 여기서 } R^C = \frac{M+C_{tot}}{w-D_{tot}}. \tag{3.3}$$

마찬가지의 방법으로 p>R≥r인 경우도 구할 수 있다.

R을 계산 한 후 R 값을 포함하는 FLOWSPEC을 담은 RESV 패킷을 회신한다. RESV 패킷을 받은 각 RSVP-라우터는 자신에게 R의 속도자원이 있으면 예약하고 없으면 자원예약 실패를 통보한다. 이러한 과정을 통해 자원예약이 성공하면 각 RSVP라우터는 내장된 WFQ 기반 QoS 스케줄러로 그 흐름에 대해 R의 스케줄링 속도로 스케줄링 함으로서 흐름의 요구속도와 라우터에 할당된 그 흐름의 지연 규격을 충족시키게 된다.

위에서 살펴본 RSVP 자원예약 과정에서 종단간 예약속도 R을 구하는 식 (3.3)을 살펴보자. 흐름의 요구속도 r이 R보다 높은, 즉 r>R과 낮은, 즉 r<R인 두 경우가 발생할 수 있다. r>R인 경우 흐름의 종단간 최대 지연이 요구 지연한계 보다 더 엄격, 즉 q<sub>2e</sub><w가 되므로 지연자원이 낭비되고, r<R인 경우 흐름의 예약속도가 요구속도보다 더 높아 대역폭 자원이 낭비될 수 있다. 이러한 자원낭비 현상은 2장에서 살펴본 WFQ 스케줄러의 경우와 마찬가지로이다. RSVP 자원 예약과정에서 일어나는 이러한 자원낭비 문제를 해결하는 것이 본 연구의 핵심 내용이다.

#### 3.2 제안방식

본 논문에서 제안하는 LOFQ 기반 RSVP-라우터, 이하 ERSVP(Enhanced RSVP) 라우터, 의 전체 구성도는 그림 2와 같다. 기존 RSVP-라우터와 마찬가지로 구성되나 WFQ기반 패킷 스케줄러를 LOFQ 스케줄러로 대체함에 따라 RSVP 모듈과 수락제어 모

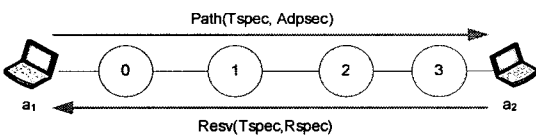


그림 1. RSVP 절차 개념도

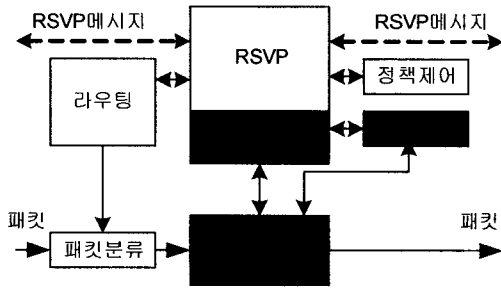
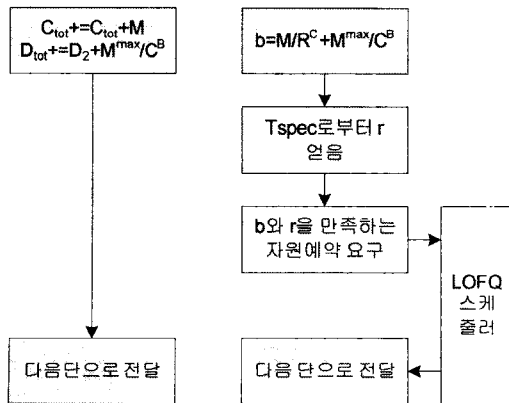


그림 2. ERSVP-라우터 구성도

들에서 일부 스케줄러 종속 부분이 수정된다. 특히 RSVP 모듈에 스케줄러 적용부 부모모듈을 추가하여 RSVP 모듈을 패킷 스케줄러와 분리함으로써 RSVP 모듈의 독립성을 확보한다.

ERSVP-라우터의 RSVP 절차와 자원할당 과정을 살펴보자. RSVP 절차 중 PATH 메시지를 생성하여 흐름의 종간간 경로를 통해 전달하고 경로상의 각 라우터가 PATH 메시지를 처리하는 과정은 WFQ 스케줄러를 기반으로 하는 기존의 RSVP 경우와 동일하다. 다만 그림 3과 같이 Adspec내  $C_{tot}$ 와  $D_{tot}$  값에 자신의 C값과 D값을 더할 때 LOFQ 스케줄러에 대한 C와 D 값이 아니라 WFQ 기반 스케줄러에 대한 값들을 사용한다. 각 라우터에서 흐름에 할당하는 스케줄링 속도는 바로 종간간 예약속도 R이므로 (2.3)과 (3.1)로부터 C는 흐름의 최대 패킷크기 M이 되고  $D_1$ 은  $M^{max}/C^B$ 가 된다.

PATH 메시지를 전달받은 착신측은 (3.2)에 따라



a) PATH 메시지처리도      b) RESV 메시지처리도

그림 3. RSVP 메시지 처리도

종간간 임계 예약속도  $R^C$ 와 종단간 예약속도 R를 모두 계산한 후 이를 RESV 메시지의 FLOWSPEC 객체에 담아 흐름의 역 경로를 통해 경로상의 각 라우터에게 알려준다. 이를 위해 그림 4와 같이 R과 슬랙 S 영역만 갖는 기존 Rspec을 R, S 및  $R^C$ 의 세 영역을 갖도록 확장한다. RESV 메시지의 FLOWSPEC 객체에 확장된 Rspec을 담은 방법은 그림 4와 같다.  $R^C$ 를 추가하기 위해 Length 영역을 기존 10에서 11로 증가시키고 12번째 워드(word)에  $R^C$ 값을 수록한다. 이렇게 함으로서 기존 RSVP-라우터는 R 값을 사용하고 제안된 ERSVP-라우터는  $R^C$  값을 사용하는, 즉 기존 RSVP 절차와 역방향 호환성을 유지할 수 있다. 참고로 기존 RESV 메시지 환경, 즉 Length 값이 10일 경우 ERSVP-라우터는  $R^C$ 값 대신 R값을 사용한다.

RESV 메시지 처리 과정은 전체적인 RSVP 절차 측면에서 기존의 과정과 동일하나 각 ERSVP-라우터 내부의 동작은 큰 차이가 있다. 기존 RSVP 라우터는 Rspec부분에 실려오는 R 값의 대역폭을 자원 예약을 요청한 흐름을 위해 할당하도록 WFQ 기반 스케줄러에게 요구하는 반면 ERSVP-라우터는 LOFQ 스케줄러에게 흐름의 지연규격과 요구속도를 충족하는 최적의 자원할당을 요구하기 때문이다. 그림 3에 도시된 RESV 메시지 수신시 ERSVP-라우터의 동작을 구체적으로 살펴보자. RESV 메시지를 받은 ERSVP-라우터는 Rspec에 담겨오는  $R^C$ 값과 Tspec에 담겨오는 M 값으로 자신에게 할당되는 지연규격 b를 다음 식으로 계산한다;  $b = C/R^C + D_1$ . 그런 후 Tspec에 담겨오는 요구속도 r과 계산한 지연규격 b 정보로 LOFQ 스케줄러에게 흐름수락을 요청하고, LOFQ 스케줄러의 흐름 수락이 성공하면 자원 예약

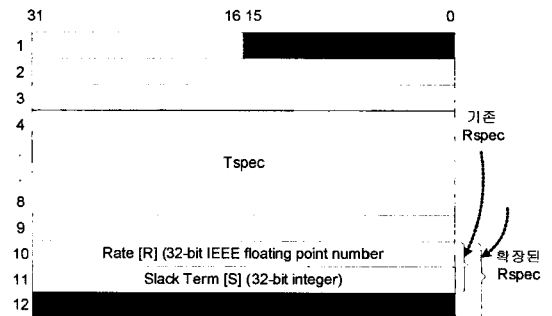


그림 4. 보장형 서비스에 대한 FLOWSPEC Object

의 성공을 통보한다.

위와 같이 PATH와 RESV의 두 메시지로 동작하는 RSVP 자원예약 절차는 기존의 절차와 동일하므로 ERSVP-라우터는 기존 RSVP 환경과 호환성을 유지한다. LOFQ 스케줄러는 요청 받은 흐름의 수락을 처리한다. 자세한 과정은 [17]에 정리되어 있으므로 생략한다.

#### 4. LOFQ 스케줄러의 성능 특성

5장에서 ERSVP-라우터의 성능을 평가하기 앞서 LOFQ 스케줄러에서 어떻게 대역폭 이용 효율이 개선되는지 살펴보고, 이로부터 대역폭 이용도 측면에서 몇 가지 성질을 도출한다. 먼저 흐름을 그의 요구 속도  $r$ 과 지연규격  $b$ 의 관계 측면에서 분류한다. (2.2)에 따르면  $b$ 는  $r^c$ 에 반비례하므로  $r$ 과  $b$  대신  $r$ 과  $r^c$ 의 관계로 흐름을 분류하면 정의 1과 같다.

정의 1: 흐름의 유형을 다음과 같이 정의한다.

1) 속도제한(RR: Rate-Restricted) 흐름:  $r > r^c$ , 즉 속도가 지연보다 더 엄격한 흐름으로 지연규격과 고유 레이턴시의 차이만큼의 지연시간에 여유가 있는 흐름

2) 지연제한(DR: Delay-Restricted) 흐름:  $r < r^c$ , 즉 지연이 속도보다 더 엄격하여 지연규격과 고유 레이턴시 만큼 지연시간이 부족한 흐름.

3) 최적(OP: Optimal) 흐름:  $r = r^c$ 인 흐름.

LOFQ 스케줄러의 대역폭 이용 효율 개선을 이해하기 위해 General-time에 기초한 타임스탬프 계산식 (2.7)를 살펴보자. (0,1)범위내의  $\beta_i$ 를 갖는 임의 DR 흐름  $i$ 는 WFQ 방식( $\beta_i=1$ 인 특수한 경우)에 비해  $\Delta T \equiv (1-\beta_i)M_i/h_i$  만큼 타임스탬프 값을 줄일 수 있다. 따라서  $\Delta T$  만큼 패킷을 더 빨리 전송하므로 레이턴시를  $\Delta T$  만큼 줄일 수 있다. 여기서  $M_i$ 는 흐름  $i$ 의 최대 패킷크기이다. 하지만 나머지 모든 흐름에게  $\Delta T$ 의 추가지연, 즉 레이턴시 바이어스를 초래한다[16]. 그런데 RR 흐름의 경우 여유 지연시간으로 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 WFQ 방식에서 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.

이제 대역폭 이용도 측면에서의 LOFQ 스케줄러의 몇 가지 성질을 도출한다. 흐름의 최대 패킷크기  $M$ 과 지연규격  $b$ 의 변화에 따른 대역폭 이용도 특성을 살펴보자. WFQ의 경우 (2.3)으로부터  $M$ 이 증가할수록 그리고  $b$ 가 엄격할수록 레이턴시  $q$ 가 지연규격  $b$ 를 초과하지 않도록 하기 위해 스케줄링 속도  $s$ 를 증가시켜야 하므로 그만큼 대역폭 이용도가 줄어든다. GFQ의 경우 (2.4)로부터  $M$ 이 증가할수록 그리고  $b$ 가 엄격할수록 스케줄링 속도  $h$ 를 증가시켜야 하므로 그만큼 대역폭 이용도가 줄어든다. 이로부터 다음의 성질(property) 1과 성질 2가 도출된다.

성질 1: WFQ와 GFQ 모두 흐름의 최대 패킷크기가 커질수록 대역폭 이용도가 낮아지고, 반대로 최대 패킷크기가 작아질수록 대역폭 이용도가 좋아진다.

성질 2: WFQ와 GFQ 모두 흐름의 지연규격이 엄격할수록 대역폭 이용도가 낮아지고, 반대로 흐름의 지연규격이 느슨할수록 대역폭 이용도가 좋아진다.

(2.2)로부터  $M$ 이 증가할수록 그리고  $b$ 가 엄격할수록, 즉 줄어들수록 임계 요구속도  $r^c$ 가 높아진다. 따라서 정의 1에 의해 다음의 성질 3과 4가 도출된다.

성질 3: 흐름의 최대 패킷크기가 커질수록 RR 흐름의 비율은 줄어들고 DR 흐름의 비율은 늘어난다. 반대로 흐름의 최대 패킷크기가 작아질수록 RR 흐름의 비율은 늘어나고 DR 흐름의 비율은 줄어든다.

성질 4: 흐름의 지연규격이 엄격할수록 RR 흐름의 비율은 줄어들고 DR 흐름의 비율은 늘어난다. 반대로 흐름의 지연규격이 느슨할수록 RR 흐름의 비율은 늘어나고 DR 흐름의 비율은 줄어든다.

흐름의 지연규격이 정규분포를 따를 경우 이의 표준편차에 따른 특성을 살펴보자. 표준편차가 증가할수록 엄격한 지연규격과 느슨한 지연규격의 흐름이 상대적으로 증가한다. 따라서 보다 속도가 더 심하게 제약되는 흐름, 이하 강 RR 흐름, 과 보다 지연이 더 심하게 제약되는 흐름, 이하 강 DR 흐름, 의 비율이 높아진다. 따라서 다음의 성질 5가 도출된다.

성질 5: 흐름 지연규격의 표준편차가 증가할수록 강 RR 흐름과 강 DR 흐름의 비율이 증가한다.

### 5. 성능평가

평가 네트워크를 그림 5와 같이 구성하였다. 구체적으로 살펴보면 12개의 노드로 구성되고 흐름 연결 측면에서 노드 0,1,2,3,4 및 9를 지나가는 a<sub>1</sub>→a<sub>2</sub> 루트, 노드 5,1,2,3,7 및 11을 지나가는 b<sub>1</sub>→b<sub>2</sub> 루트 및 노드 6,2,3,7,8 및 10을 지나가는 c<sub>1</sub>→c<sub>2</sub> 루트의 3개 루트를 갖는다. 12개의 노드 중 노드 9, 10 및 11에서 단말 a<sub>2</sub>, b<sub>2</sub> 및 c<sub>2</sub>로 연결되는 회선은 출력링크가 아니라 착신단말로 연결되는 일종의 가입자 회선으로서 QoS 라우팅 기능을 적용하지 않는다. 따라서 세 개의 루트 모두 5개의 QoS 라우터를 거치며 RSVP 절차에 의해 자원을 예약한다. 모든 링크의 링크지연을 1ms, 모든 착신노드단의 지연을 1ms로 가정한다. 각 링크는 모두 2Gbps의 용량을 갖는다.

정보통신부에서 고시한 인터넷 전화의 통화품질 기준은 다음과 같다[18]; 단대단 지연이 150ms 이하이고 Rating Value 값이 70이상일 것. [19]에 따르면 이러한 통화품질을 만족시키기 위해 네트워크 지연 시간은 약 56ms 이내가 되어야 한다. 본 연구에서 착신노드의 지연시간을 1ms로 설정하였으므로 RSVP 절차에서 종단간 지연시간은 55ms 이내로 제한된다. 따라서 종단간 최소 지연시간을 5ms로 가정하면 종단간 지연시간은 [5,55]ms 범위내에 분포하게 된다. 이러한 기준은 최소한의 품질 기준을 의미하므로 일부 인터넷 전화 사업자는 보다 고품질의 서비스를 제공할 수 있을 것이다. 차별화된 품질을 감안하여 본 평가에서는 [5,55]ms 범위내에 분포하는 일반지연, [5,30]ms 범위내에 분포하는 낮은(엄격한)지연, 그리고 [30,55]ms 범위내에 분포하는 높은(느슨한)지연의 세 가지 지연등급을 고려한다. 지연 규모의 분포는 균등분포와 정규분포의 두 가지 분포를 고려하며, 정규분포의 경우 지연규격 값 X가 주어

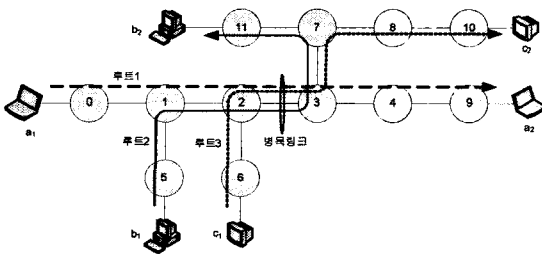


그림 5. 성능 평가 네트워크

진 범위 [a,b]를 벗어나지 않아야 하므로 다음과 같은 조건부 확률밀도함수를 사용한다.

$$f_{X|a \leq X \leq b}(x) = \frac{f_X(x)}{P[a \leq X \leq b]}, \text{ 여기서 } f_X(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma} e^{-\frac{(x-\mu)^2}{2\sigma^2}} \quad (5.1)$$

(5.1)에서 X의 기대값을 의미하는 μ는 (a+(b-a)/2)의 값을 갖고, σ는 X의 표준편차이다.

다음으로 평가에 사용할 흐름의 요구속도에 대해 살펴본다. 음성전화나 영상통화 등이 대부분 고정속도 트래픽으로 모형화되므로 본 연구에서는 고정속도 흐름만 취급한다. 흐름 요구속도 측면에서 8Kbps의 음성, 128Kbps의 오디오 및 1Mbps의 영상 흐름이 7:2:1의 비율로 랜덤하게 발생하는 VoIP(Voice over IP) 작업부하를 고려한다.

패킷의 크기는 모두 동일하며 기본값은 2Kbit, 즉 250바이트이다. 그리고 복잡성을 피하기 위해 RSVP 절차에서 각 라우터의 지연시간 할당에 융통성을 높이기 위해 도입한 슬랙(slack) [12]은 고려하지 않는다. 시뮬레이션 방법을 이용하여 기존 RSVP-라우터와 비교 측면에서 ERSVP-라우터의 성능을 평가하며 시뮬레이션은 SMPL(Simulation Model Programming Language)[20]에 공평 패킷 스케줄러 루틴을 추가하여 수행한다.

먼저 균등분포 지연규격에 대해 제안 방식의 성능을 평가한다. 패킷크기 증가에 따른 수락흐름 수와 수락흐름의 수 측면에서 RSVP-라우터 대비 ERSVP-라우터의 이득을 그림 6과 7에 각각 도시하였다. 3 개의 루트가 수락한 전체 흐름의 수를 도시한 그림 6을 고찰해보자. 패킷 크기가 증가할수록 수락 흐름 수가 줄어드는 현상은 성질 1에 의해 대역폭 이

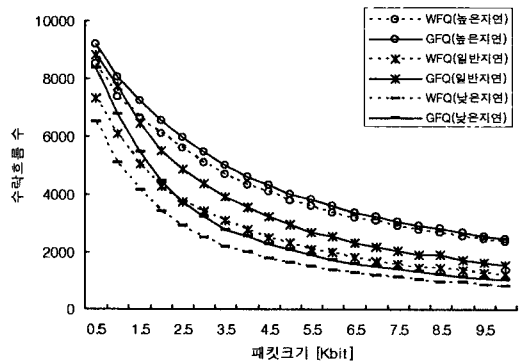


그림 6. 수락흐름 수 비교(균등분포 지연규격)

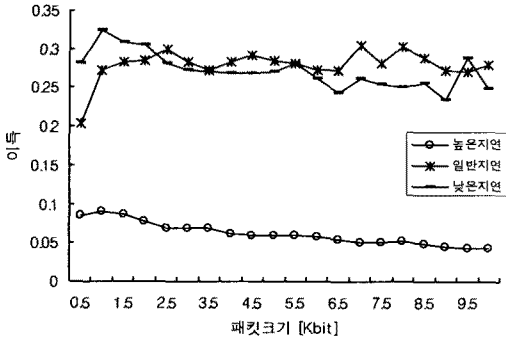


그림 7. 수락흐름 수 이득(균등분포 지연규격)

용도가 줄어들기 때문이고, 지연등급이 높은지연에서 낮은지연으로 엄격해질수록 수락 흐름 수가 줄어드는 것은 성질 2에 따른 것으로 이해할 수 있다. RSVP-라우터 대비 ERSVP-라우터가 더 많은 흐름을 수락하는 비율을 도시한 그림 7을 살펴보자. 패킷크기가 증가할수록 이득이 서서히 감소함을 볼 수 있다. 이는 성질 3에 따른 RR 흐름과 DR 흐름의 비율 변화로 설명할 수 있다. 두 흐름의 비율이 비슷한 영역에서는 RR흐름의 낭비 지연자원을 충분히 재활용할 수 있어 이득이 좋은 반면 패킷크기가 큰 영역에서는 DR 흐름의 비율이 더 높아져서 이득이 다소 줄어들 수 있다. 그림 7은 또한 지연등급이 일반지연과 낮은지연인 경우 최대 30%의 이득을 얻을 수 있으나 높은지연인 경우 이득이 7~8%로 낮아짐을 보여준다. 일반지연과 낮은지연의 경우 RR 흐름과 DR 흐름의 비율이 유사하여 지연자원의 생산과 재활용이 잘 되기 때문에 높은 이득을 보이나, 높은지연의 경우 성질 4로부터 DR 흐름의 비율이 낮아져 과잉예약이 적게 일어나고 그 결과 LOFQ에 의한 성능 개선의 여지가 그만큼 줄어들기 때문으로 이해할 수 있다.

다음은 정규분포 지연규격에 대해 성능을 평가한다. 널리 알려진 바와 같이 중심극한정리에 의해 각 라우터에 배분되는 지연규격의 분포는 정규분포로 수렴하므로 균등분포 지연규격 보다 실제적인 성능을 관찰할 수 있다. 2Kbit의 패킷크기하에서 표준편차의 증가에 따른 수락 흐름 수와 수락흐름의 수 측면에서 RSVP-라우터 대비 ERSVP-라우터의 이득을 그림 8과 9에 각각 도시하였다. 그림 8에서 지연규격이 일반지연과 낮은지연의 경우 표준편차가 증가할 때 RSVP-라우터의 경우 수락 흐름의 수가 감소하지만 ERSVP-라우터의 경우 흐름수락 능력을 제

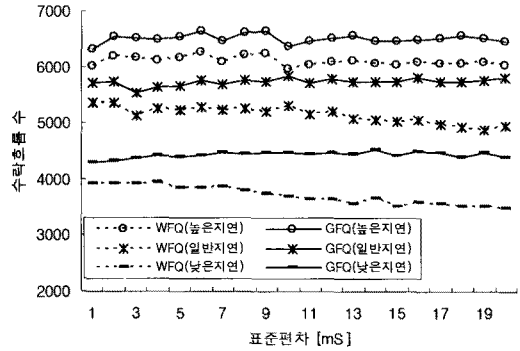


그림 8. 표준편차 증가에 따른 수락흐름 수

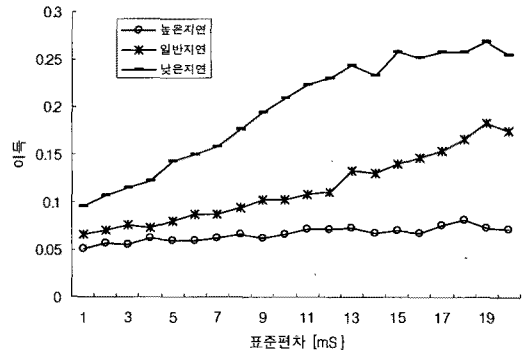


그림 9. 표준편차 증가에 따른 이득

속 유지함을 관찰할 수 있다. 이 결과 그림 9에서 관찰할 수 있듯이 표준편차가 증가할수록 ERSVP-라우터의 이득이 좋아진다. 이러한 특성은 성질 5에 따른 강 DR 흐름과 강 RR 흐름의 비율증가로 이해할 수 있다. WFQ하에서는 강 DR 흐름 수의 증가에 따라 과잉예약이 심해져 대역폭 이용도가 크게 저하되는 반면 LOFQ하에서는 강 RR 흐름에 의해 더 많이 발생하는 지연자원을 강 DR 흐름이 더 많이 재활용하기 때문에 높은 대역폭 이용효율을 유지함을 보여준다.

### 5. 결 론

기존의 RSVP 절차와 역방향 호환성을 유지하면서 대역폭 이용 효율을 높여 더 많은 흐름을 수락할 수 있는 LOFQ 기반의 RSVP-라우터인 ERSVP-라우터를 제안하였다. ERSVP-라우터는 기존 RSVP-라우터와 마찬가지로의 구성 모듈을 가지나 WFQ기반 패킷 스케줄러를 LOFQ 스케줄러로 대체함에 따라



RSVP 모듈과 수락제어 모듈에서 일부 스케줄러 종속 부분을 수정하였다. 그리고 기존의 RSVP 절차와 메시지를 그대로 사용하나 종단간 예약속도 R 및 슬랙 S와 더불어 종단간 지연한계 측면에서 종단간 최적 예약속도를 의미하는 임계 예약속도  $R^C$ 를 경로상의 모든 라우터에 통지하기 위해 RESV 메시지의 FLOWSPEC 객체내 Rspec을 확장하였다. 구체적으로 FLOWSPEC 객체의 Length 영역을 기존 10에서 11로 증가시키고 12번째 워드(word)에  $R^C$ 값을 수록하였다. 기존의 RSVP-라우터는 R 값을 사용하고 제안된 RSVP 라우터는 Length 영역 값을 확인하여 10의 값을 가질 경우는 R값을 사용하고, 11의 값을 가질 경우  $R^C$  값을 사용하도록 함으로서 기존 RSVP와 역방향 호환성을 유지할 수 있었다.

대역폭 이용 효율 측면에서 LOFQ 스케줄러의 성질을 분석한 후 12개의 노드와 3개의 루트로 구성되는 평가 네트워크에서 전형적인 품질 보장형 서비스인 VoIP 트래픽을 대상으로 시뮬레이션을 통해 ERSVP-라우터의 흐름 수락 능력을 기존 RSVP-라우터의 그것과 비교 평가하였다. 평가 결과 기존 RSVP-라우터에 비해 최대 30%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 and S. Jamin, "Resource ReSerVation Protocol (RSVP) - version 1 functional specification," RFC 2205, IETF, 1997.

[ 3 ] M. Karsten, "Experimental Extensions to RSVP - Remote Client and One-Pass Signalling," Proc. IWQoS'01, Germany, pp. 269-274, 2001.

[ 4 ] X. Fu and C. Kappler, "Towards RSVP Lite: Light-weight RSVP for Generic Signaling," Proc. AINA'03, China, pp. 619-622, 2003.

[ 5 ] Z. Y. Xia and Y. A. Hu, "Extending RSVP for Quality of Security Service," IEEE Internet Computing, Vol.10, No.2, pp. 51-57, 2006.

[ 6 ] N-F. Huang and W-En Chien, "RSVP extensions for real time services in hierarchical mobile IPv6," Mobile Networks and Applications, Vol.8, No.6, pp. 625-634, 2003.

[ 7 ] N-C. Wang, J-W. Jiang and Y-F. Huang, "RSVP extensions for real-time services in heterogeneous wireless networks," Computer Communications, Vol.30, pp. 2248-2257, 2007.

[ 8 ] G-S. Kuo and Po-Ch. Ko, "Dynamic RSVP protocol," IEEE Comm. Mag., pp. 130-135, 2003.

[ 9 ] Q. Huang and G-S. Kuo, "Dynamic RSVP extension for wireless mobile IP networks," Proc. VTC2004-fall, pp. 2683-2687, 2004.

[10] A.K. Parekh, "A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks," PhD dissertation, Massachusetts Institute of Technology, Feb. 1992.

[11] A. Demers, S. Keshav and S. Shenker, "Design and analysis of a fair queuing algorithm," Proc. ACM SIGCOMM'89, pp. 1-12, 1989.

[12] S. Shenker, C. Partridge and R. Guerin, "Specification of Guaranteed Quality of Service," RFC 2212, IETF, 1997.

[13] M. Baldi and F. Risso, "Efficiency of Packet Voice with Deterministic Delay," IEEE Comm. Mag., pp. 170-177, 2000.

[14] A. Francini and F.M.Chiusi, "A Weighted Fair Queuing Scheduler with Decoupled Bandwidth and Delay Guarantees for the Support of Voice Traffic," Proc. GLOBECOM, Vol.3, 2001.

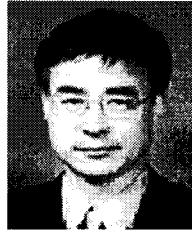
[15] J. Schmitt, "Optimal Network Service Curves under Bandwidth-Delay Decoupling," IEE Electronics Letters, Vol.38, No.6, pp. 297-299, 2002.

[16] T. J. Kim, "A Weighted Fair Queuing with optimal rate and delay allocation," Proc. GLOBECOM, 2006.

[17] 김태준, "최적 레이턴시 기반 공정 큐잉 알고리

증 개선에 관한 연구,” 멀티미디어학회 논문지, 제 10권 1호. pp.83-93, 2007.

- [18] 정보통신부, “인터넷전화 서비스 정책 시행계획,” 2004. 10.
- [19] 배성룡, “E-모델 기반 통화품질 분석을 통한 VoIP Planning 및 평가,” 박사학위논문, 경기대학교 대학원. 2004.
- [20] M. H. MacDougall, Simulating Computer Systems, Techniques and Tools, MIT Press, 1987.



김 태 준

1980년 2월 경북대학교 전자공학과 졸업

1982년 2월 한국과학기술원 전자공학 석사

1999년 8월 한국과학기술원 전자공학 박사

1982년 3월 한국전자통신연구원

1996년 3월 천안공업대학

2005년 3월~현재 공주대학교 정보통신공학부 교수

관심분야 : 고속통신망, VoIP, 트래픽 제어