

# 최적 레이턴시 기반 공정 큐잉 스케줄러를 사용하는 RSVP-라우터의 성능 평가

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. WFQ 기반 RSVP-라우터의 성능을 개선하기 위해 LOFQ(Latency optimized fair queuing) 기반 RSVP-라우터가 제안되었으나 RESV 메시지의 확장을 요구하며 시뮬레이션을 통해서만 성능을 평가할 수 있었다. 본 연구에서는 기존 RESV 메시지를 사용하는 LOFQ 기반 RSVP-라우터를 제안하고 라우터의 성능을 분석하는 알고리즘을 개발하여 두 가지 방식의 LOFQ 기반 RSVP-라우터의 성능을 평가하였다. 평가 결과 패킷 크기가 작을 경우 제안방식이 확장 RESV 메시지를 사용하는 방식보다 낮은 성능개선 효과를 보이지만 패킷 크기가 큰 영역에서는 동일한 성능개선 특성을 보였다.

## Performance Evaluation of the RSVP-capable Router using Latency-Optimized Fair Queuing Scheduler

Tae-joon Kim<sup>†</sup>

## ABSTRACT

RSVP-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. A RSVP-capable router based on the LOFQ (Latency optimized fair queuing) algorithm had been proposed to improve the performance of the WFQ-based RSVP-router, but it required not only the RESV message to be expanded but also its performance could be evaluated only through simulation. This paper proposed a LOFQ based RSVP-capable router using the conventional RESV message and developed an algorithm to analyze the performance of the LOFQ based RSVP-capable routers. The performance evaluation using the developed algorithm showed that in terms of performance improvement the proposed router is inferior to the one using the expanded RESV message under a small packet size, but on the range of a large packet size both routers provide the same improvement.

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

## 1. 서 론

인터넷 전화, 인터넷 영상의회의와 같은 고 수준의 서비스 품질을 요구하는 실시간 멀티미디어 통신 서

비스를 수용하기 위해 IETF(Internet Engineer Task Force)에서 종합서비스(IntServ) 모델을 제시하였고[1], 자원예약을 위해 RSVP(Reservation protocol)를 표준화하였다[2]. IntServ 모델에서 품질

※ 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: 2008년 5월 20일, 완료일: 2008년 9월 1일

<sup>†</sup> 정회원, 공주대학교 정보통신공학부 교수

보장형 서비스를 지원하기 위해 자원예약 기반의 RSVP-라우터를 사용하며 RSVP-라우터는 트래픽 흐름의 요구 속도를 보장하고 허용되는 레이턴시(latency), 즉 지연규격을 준수하기 위해 QoS(Quality-of-Service) 스케줄러를 탑재한다. 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)[3]는 WFQ(Weighted Fair Queuing)[4]에 의해 구현되었으며, IETF IntServ 모델의 RSVP-라우터에 적용되었다[5]. WFQ는 대역폭 이용도가 낮은 고질적인 문제점을 갖고 있으며[6], 이를 해결하기 위해 LOFQ(Latency-Optimized Fair Queuing) 방식이 연구되었다[9,10].

한편 1997년 RSVP가 표준화된[2] 후 RSVP 절차의 개선 연구[11,12], 이동성과 보안성 등의 새로운 요구사항을 수용하기 위한 연구[13-17]와 더불어 네트워크 자원 이용 효율을 개선하기 위한 연구[18]가 진행되어 왔다. [11]에서 원격 RSVP 클라이언트를 도입하여 RSVP 데몬(daemon)에 접근하도록 하였고, [12]에서 멀티캐스트 부분을 제거하고 데이터와 메시지를 보다 명확하게 분리하여 복잡한 RSVP를 단순하게 하였다. 서비스 품질과 더불어 보안이 강조되는 추세에 따라 [13]에서 RSVP에 보안 서비스 기능을 추가하였다. [14]에서 계층적 이동 IPv6 환경에서 실시간 서비스를 지원하도록 RSVP를 확장하였고, [15]에서 이중 무선 이동 네트워크에 적합하도록 RSVP를 확장하였다. [16]에서 예약된 자원을 동적으로 조정하는 동적(Dynamic) RSVP(DRSVP)를 제안하였으며, [17]에서 DRSVP를 확장하여 무선 이동 IP 환경에서 소프트웨어를 지원하도록 확장하였다. 한편 [18]에서 자원 예약시 네트워크 대역폭의 이용 효율을 향상시킬 수 있는 LOFQ 기반 RSVP-라우터를 제안하였으나 첫째 종단간 지연한계 측면에서 최적 예약속도 값을 추가한 확장 RESV 메시지를 사용하므로 착신측의 RESV 메시지 생성 기능이 수정되어야 하고, 둘째 시뮬레이션을 통해서만 성능을 평가할 수 있는 제약이 있다.

본 연구에서는 확장 RESV 메시지 대신 기존 RESV 메시지를 사용하는 LOFQ 기반 RSVP-라우터를 제안하고, LOFQ 기반 RSVP-라우터의 성능특

성을 분석할 수 있는 알고리즘을 개발하며, 개발된 알고리즘을 이용하여 두 가지 방식의 LOFQ 기반 RSVP-라우터의 성능을 비교 평가한다.

## 2. 관련 연구결과 소개

### 2.1 LOFQ 스케줄러

스케줄러에 도착하는 임의 흐름의 요구속도를  $r$ , 스케줄러가 지켜야 할 흐름의 지연한계, 즉 지연규격을  $b$ , 흐름의 최대 패킷 크기를  $L$ 이라 하자. WFQ에서 임의 흐름의 고유 레이턴시  $q^r$ 은 다음과 같이 주어진다[4].

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

(2.1)에서  $C^B$ 는 출력링크의 용량으로 스케줄러의 총 대역폭 자원을 의미하고,  $L^{\max}$ 는 스케줄러내 모든 흐름의 최대 패킷크기이다. WFQ는 요구속도와 지연규격을 동시에 만족시켜야 하므로 흐름의 예약속도  $s$ 는 (2.1)로부터 다음과 같이 계산된다. 참고로 스케줄러가 흐름을 예약속도로 스케줄링하므로 예약속도를 스케줄링 속도라고도 한다. 그리고 스케줄링 속도는 착신측에서 알려주는 종단간 예약속도  $R$ 과 같을 수도 있고(WFQ 경우) 다를 수도 있다(LOFQ 경우).

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

(2.2)에서  $r^c$ 는  $q=b$ 가 되는  $r$ 의 값으로 이를 임계 요구속도라 한다. 그러면 WFQ에서 임의 흐름의 레이턴시  $q$ 는 다음과 같이 그 흐름의 지연규격  $b$ 를 위반하지 않는 값을 갖게 된다.

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

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. [9]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 속도계약(RR: Rate-Restricted) 흐름,  $q^r<b$  또는  $r<r^c$  인 지연계약(DR: Delay-Restricted) 흐름 그리고  $q^r=b$

또는  $r=r^C$  인 최적(OP: Optimal) 흐름. RR 흐름을 UB(Under-Bound) 흐름, DR 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 남은 레이턴시, 즉 잉여 지연자원을 낭비하게 된다. 이러한 지연자원의 낭비가 바로 WFQ의 대역폭 이용도를 저하시키는 주된 원인으로 분석하였다[9].

[10]에서 WFQ의 문제점을 해결하기 위해 LOFQ를 제안하였다. LOFQ는 레이턴시 지수  $\beta$ 를 도입하여 임의 흐름  $i$ 의  $k$ 번째 패킷  $P_i^k$ 의 타임스탬프  $TS_i^k$ 를 다음과 같이 계산한다.

$$TS_i^k = \max(S_i^k, v(t)) + \min(1, \beta_i) L_i^k / h_i \quad (2.4)$$

여기서  $S_i^k$ 은  $k$ 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  $\beta_i$ 값에 따라 패킷의 전송 시작시간(start-time)부터 종료시간(finish-time)까지 임의의 값을 가질 수 있다. 참고로  $\beta_i$ 가 1일 경우 LOFQ는 바로 종료시각 기반 타임스탬프 계산방식을 적용하는 WFQ가 된다. (0,1)범위의  $\beta_i$ 를 갖는 임의의 DR 흐름  $i$ 는 WFQ 방식( $\beta_i=1$ 인 특수한 경우)에 비해  $\Delta T \equiv (1-\beta_i)L_i/h_i$  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  $\Delta D \equiv (1-\beta_i)L_i/C^B$ 만큼의 추가 지연, 즉  $\Delta D$ 의 레이턴시 바이어스를 초래한다[9]. 그런데 RR 흐름의 경우 잉여 레이턴시로 추가지연을 상쇄할 수 있어 지연규격의 준수에 문제가 없다. 결과적으로 DR 흐름의 경우 스케줄링 속도를 높이지 않고도 자신의 레이턴시를 줄일 수 있어 대역폭 이용 효율을 개선할 수 있게 된다. 정리하자면 WFQ에서 RR 흐름의 남은 지연시간은 쓸모가 없지만, LOFQ에서는 이를 지연자원에 축적한 후 DR 흐름의 초과 레이턴시를 줄이는데 사용, 즉 잉여 지연지원의 재사용을 통해 성능개선을 달성하는 것이다.

흐름을 많이 수락할수록 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 점유 DW라 한다. 참고로  $D^B$ 는 스케줄러에서 가장 엄격한 지연규격의 값을 갖는다.

LOFQ에서 임의 흐름의 레이턴시  $q$ 는 (2.5)와 같이 레이턴시 지수  $\beta$ 와 스케줄링 속도  $h$ 의 함수로 표현한다. 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.

$$q = D^B + \beta \frac{L}{h} = b. \quad (2.5)$$

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

$$d = \max(0, 1-\beta)L/C^B. \quad (2.6)$$

(2.5)와 (2.6)으로부터 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. 참고로 D2B 변환가능 흐름은  $\beta \in (0,1]$  및  $h > r$ 인  $\beta$ 와  $h$ 를 가지며, B2D 변환가능 흐름은  $\beta \in (0,1)$ 인  $\beta$ 값을 갖는다.  $E^{B2D}$ 와  $E^{D2B}$ 는 다음과 같이 주어진다 [10].

$$E^{B2D} = \frac{b-D^B}{C^B} = \frac{\beta L}{hC^B} = \frac{1}{E^{D2B}}. \quad (2.7)$$

WFQ의 경우 스케줄러의 점유 BW가  $C^B$ 에 도달하면 더 이상 흐름을 수락할 수 없다. 하지만 LOFQ의 경우 다음과 같이 자원변환을 통해 더 많은 흐름을 수락한다. DW는 부족하나 BW는 충분할 경우 B2D 변환을 통해 부족한 DW를 확보하고, 반대로 BW는 부족하나 DW는 충분할 경우 D2B 변환을 통해 부족한 BW를 확보한 후 새로운 흐름을 수락한다. [10]에 따르면 LOFQ를 사용하는 스케줄러, 즉

LOFQ 스케줄러는 WFQ 스케줄러에 비해 최대 35% 높은 대역폭 이용 효율을 제공할 수 있다.

### 2.2 기존 RSVP 자원예약과 문제점

먼저 제안방식의 근간이 되는 기존의 RSVP 절차와 자원 할당 과정을 살펴보자. 단방향 흐름의 자원 예약을 위해 발신단말은 원하는 흐름 규격 정보, 즉 Tspec를 담은 PATH 메시지를 발송한다. 이 메시지는 경로상의 RSVP-라우터를 거쳐 착신단말에 도착한다. 이때 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 R과 무관하게 발생하는 지연인 D<sub>1</sub>과 다음 단 라우터까지의 경로상에서 지연되는 D<sub>2</sub>의 합이다. 라우터에서의 임의 흐름의 최대지연, 즉 레이턴시 q는 다음과 같다.

$$q=C/R+D_1. \tag{2.8}$$

PATH 메시지를 전달받은 착신단말은 종단간 지연한계를 준수하기 위해 필요한 종단간 흐름의 예약 속도 R을 계산한다. R을 계산하기 위해 RSVP는 토큰-버킷(token-bucket) 모델을 사용한다[2]. 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 L이 되고, 트래픽이 토큰 속도로 네트워크에 인가되므로 토큰속도가 바로 그 흐름의 요구속도 r이 된다. 따라서 종단간 최대 지연 q<sub>e2e</sub>는 다음과 같이 계산된다[1].

$$q_{e2e} = \begin{cases} \frac{L+C_{tot}}{R} + D_{tot}, & \text{for } R \geq p \geq r \\ \frac{(D_{bkt}-L)(p-R)}{R(p-r)} + \frac{L+C_{tot}}{R} + D_{tot}, & \text{for } p > R \geq r. \end{cases} \tag{2.9}$$

(2.9)에서 D<sub>bkt</sub>는 버킷 깊이를 의미한다. 흐름이 요구하는 종단간 지연한계를 만족시키는 최소 종단간 예약속도를 임계 예약속도라 하고 R<sup>C</sup>로 표기하자. 종단간 지연한계를 w라 할 때 종단간 예약속도는 종

단간 지연한계 w와 요구속도 r을 모두 만족시켜야 하므로 R≥p≥r인 일반적인 경우 (2.9)로부터 R<sup>C</sup>와 R은 다음과 같이 계산된다.

$$R = \max(r, R^C), \text{ 여기서 } R^C = \frac{L+C_{tot}}{w-D_{tot}}. \tag{2.10}$$

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

위에서 살펴본 RSVP 자원예약 과정에서 종단간 예약속도 R을 구하는 (2.10)을 살펴보자. 흐름의 요구속도 r이 임계 예약속도 R<sup>C</sup>보다 높거나 낮거나 R<sup>C</sup>와 같을 수 있다. r>R<sup>C</sup>인 흐름을 종단간 속도제약(ERR: End-to-end Rate Restricted) 흐름, r<R<sup>C</sup>인 흐름을 종단간 지연제약(EDR: End-to-end Delay Restricted) 흐름이라 하자. ERR 흐름의 경우 흐름의 종단간 최대 지연 q<sub>e2e</sub>가 요구 지연한계 w보다 더 엄격, 즉 q<sub>e2e</sub><w가 되므로 흐름의 경로에서 (w-q<sub>e2e</sub>)의 잉여 지연자원이 낭비되고, EDR흐름의 경우 흐름의 종단간 예약속도가 요구속도보다 더 높아 대역폭 자원이 손실될 수 있다. 이러한 잉여 지연자원의 낭비 현상은 2장에서 살펴본 WFQ 스케줄러의 경우와 마찬가지로이다. RSVP 자원 예약과정에서 ERR 흐름이 발생시키는 잉여 지연자원을 축적한 후 ERR 흐름이 재사용 하도록 하는 것이 바로 LOFQ 기반 RSVP-라우터의 주된 목적이다.

### 3. LOFQ 기반 RSVP-라우터

본 논문에서 기존 RESV 메시지를 그대로 사용하고 성능을 평가하려는 LOFQ 기반 RSVP-라우터(이하 ERSVP(Enhanced RSVP)-라우터)는 [18]에서 대역폭 이용 효율을 개선하기 위해 제안한 RSVP-라우터와 동일한 구조를 갖는다. 기존 RSVP-라우터와 마찬가지로 구성되나 WFQ 스케줄러를 LOFQ 스케줄러로 대체함에 따라 RSVP 모델

과 수락제어 모듈에서 일부 스케줄러 중속 부분이 수정된다.

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 기존과 동일하며, 특히 그림 1 a)와 같이 Adspec내  $C_{tot}$ 와  $D_{tot}$  값에 자신의 C값과 D값을 더할 때 LOFQ 스케줄러에 대한 C와 D 값이 아니라 WFQ 스케줄러에 대한 값들을 사용한다. 종단간 예약속도 R의 속도로 흐름을 스케줄링하므로 (2.3)과 (2.8)로부터 C는 흐름의 최대 패킷 크기 L이 되고  $D_1$ 은  $L^{max}/C^B$ 가 된다.

PATH 메시지를 전달받은 착신측은 (2.10)에 의해 종간간 임계 예약속도  $R^C$ 와 종단간 예약속도 R를 모두 또는 R만 계산한 후 이를 RESV 메시지의 FLOWSPEC 객체에 담아 흐름의 역 경로를 통해 경로상의 각 라우터에게 알려준다. 편의상  $R^C$ 와 R를 모두 담은 메시지를 확장 RESV, R만 담은 메시지를 기존 RESV 메시지로 하자. 그리고 [18]에서 제안한 확장 RESV 메시지를 사용하는 ERSVP-라우터를 ERSVPe-라우터, 본 논문에서 제안하는 기존 RESV 메시지를 사용하는 ERSVP-라우터를 ERSVpc-라우터라 하자.

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 스케줄러에게 요구하는 반면 ERSVP-라우터는 LOFQ 스케줄러에게 흐름의 지연규격과 요구속도를 충족하는 최적의 자원할당을 요구하기 때문이다. 그림 1

의 b) 및 c)와 같이 확장 RESV 메시지의 경우 ( $b=L/R^C+L^{max}/C^B$ )의 식, 기존 RESV 메시지의 경우 ( $b=L/R+L^{max}/C^B$ )에 식에 의해 b 값을 계산한다. 그런 후 Tspec에 담겨오는 요구속도 r과 계산한 지연규격 b로 LOFQ 스케줄러에게 흐름수락을 요청하고, LOFQ 스케줄러의 흐름 수락이 성공하면 자원 예약의 성공을 통보한다.

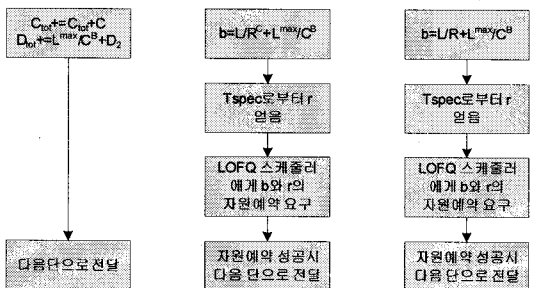
지연규격 b 계산시  $R^C$ 를 사용하는 방식이 ERSVPe-라우터이고, R을 사용하는 방식이 바로 본 논문에서 제안하는 ERSVpc-라우터이다. ERSVpc-라우터의 경우 잉여 지연자원을 갖는 ERR 흐름이 있다 하더라도 종단간 지연한계 측면에서 최적 예약속도인  $R^C$ 가 아닌 요구속도 r의 값을 갖는 R로 지연규격 b를 결정하기 때문에 (2.1)에 의해 계산되는  $q^{\uparrow}$ 값과 동일한 값의 b를 갖게 된다. 이 결과 잉여 지연자원의 양이  $(b-q^{\uparrow})=0$ 으로 계산되어 잉여 지연자원 재사용에 의한 성능개선 효과를 기대할 수 없다. 이로부터 ERSVpc-라우터는 성능 개선 측면에서 ERSVPe-라우터 보다 불리함을 예상할 수 있다. 참고로 본 논문에서 제안하는 ERSVpc-라우터는 RESV 메시지를 제외하고는 ERSVPe-라우터와 동일하다.

#### 4. LOFQ 기반 RSVP-라우터의 성능 분석

LOFQ 기반 RSVP-라우터의 성능을 흐름 수락 능력, 즉 최대 수락 흐름의 수 측면에서 분석한다. 개별 흐름이 점유하는 자원을 분석한 후 성능을 분석할 수 있는 알고리즘을 개발한다. 흐름의 요구속도를  $[r^{min}, r^{max}]$  범위에 분포하는 랜덤변수  $R^r$ , 흐름의 종단간 지연한계를  $[w^{min}, w^{max}]$  범위에 분포하는 랜덤변수  $W$ 로 간주하고,  $R^r$ 과  $W$ 의 결합 확률함수를  $f_{R^r, W}(r, w)$ 로 표기한다. 임의 라우터에 할당되는 흐름의 지연규격 b가  $[b^{min}, b^{max}]$  범위에 분포한다고 할 때  $b^{min}=b|_{w=w^{min}}$  및  $b^{max}=b|_{w=w^{max}}$ 가 된다. 참고로 LOFQ 기반 RSVP-라우터, 즉 ERSVP-라우터는 출력링크별로 별도의 LOFQ 스케줄러를 탑재하나 특정 출력링크 측면에서 볼 때 ERSVP-라우터는 하나의 LOFQ 스케줄러만 탑재하므로 ERSVP-라우터와 LOFQ 스케줄러는 같은 의미를 갖는다.

##### 4.1 흐름의 특성 분석

2.1장에서 살펴본 바와 같이 LOFQ 스케줄러는 대



a) PATH 메시지 처리도 b) 확장 RESV 메시지 처리도 c) 기존 RESV 메시지 처리도

그림 1. RSVP 메시지 처리도

역폭 자원만 관리하는 WFQ 스케줄러와 달리 지연 자원(DW)과 대역폭자원(BW)을 모두 취급한다. 그리고 흐름 별로 보다 효율이 좋은 유형의 자원을 사용하도록 하여 스케줄러의 가용자원을 최대화, 즉 점유자원 최적화라 한다. 점유자원 최적화는 다음과 같은 B2B 변환을 통해 이루어진다[10]. 임의의 두 흐름 i와 j에 대해 흐름 i의 B2D 변환으로 가용 DW를 획득한 후 이를 모두 흐름 j의 D2B 변환에 투입하는 일련의 과정을 B2B변환이라 하며, 흐름 i의 점유 BW 증가량을  $\Delta h_i$ , 흐름 j의 점유 BW 감소량을  $\Delta h_j$ 라 할 때  $E_i^{B2B} \equiv \Delta h_j / \Delta h_i = E_i^{B2D} * E_j^{D2B}$  로 정의되는  $E_i^{B2B}$ 를 B2B 변환효율이라 한다. B2B 변환에서 허용되는 B2D 변환 흐름의 점유 BW 증가량과 점유 DW 감소량, 그리고 D2B 변환 흐름의 점유 BW 감소량과 점유 DW 증가량에 대한 구체적 사항은 참고문헌 [10]에 자세히 정리되어 있다.

[10]에 따르면 B2B 변환시 B2D 변환과 D2B 변환이 연속적으로 일어난다. B2D 변환시 레이턴시 지수가 증가하며, 레이턴시 지수가 1이 되면 더 이상 B2D 변환을 수행할 수 없다. 반면 D2B 변환시 스케줄링 속도가 줄어들며, 스케줄링 속도가 요구속도와 같아지면 더 이상 D2B 변환을 수행할 수 없다.

정의 1: 레이턴시 지수가 1이 될 때까지 B2D 변환이 이루어지는 것을 B2D 완전변환이라 하고, 스케줄링 속도가 요구속도와 같을 때까지 D2B 변환이 이루어지는 것을 D2B 완전변환이라 한다.

LOFQ 스케줄러는 수락된 모든 흐름에 대해 B2B 변환을 통해 점유자원을 줄일 수 있는, 즉  $E_i^{B2B} > 1$ 인 임의의 두 흐름 i와 j가 있는 한 B2B 변환을 반복하여 점유자원을 최소화한 후 더 많은 흐름을 수락한다 [10].  $E^{B2D,C}$ 로 표기되는 특정 B2D 변환효율보다 큰 효율을 갖는 흐름 i와  $E^{B2D,C}$ 과 같거나 작은 효율을 갖는 흐름 j를 생각하자. 즉  $E_i^{B2D} > E^{B2D,C} \geq E_j^{B2D}$ . 그러면  $E_j^{D2B} = 1/E_j^{B2D} \geq 1/E^{B2D,C}$  이므로  $E_i^{B2B} = E_i^{B2D} * E_j^{D2B} > E^{B2D,C} * (1/E^{B2D,C}) = 1$ , 즉 B2B 변환효율이 1보다 크므로 점유자원 최적화가 계속 수행되며, 그 결과 흐름 i는 B2D 완전변환 되고, 흐름j는 D2B 완전변환 된다. 이로부터 다음의 정리 1을 얻을 수 있다.

정리 1: LOFQ 스케줄러의 점유자원 최적화에 의해  $E^{B2D,C}$ 로 표기되는 특정 값보다 더 큰 B2D 변환효율을 갖는 B2D 변환가능 흐름들은 모두 B2D 완전변환 되고, 이들을 제외한 D2B 변환가능 흐름들은 모

두 D2B 완전변환 된다.

$E^{B2D}$ 가  $E^{B2D,C}$ 의 값을 갖게 하는 지연규격을  $b^C$ 로 표기하고 임계 지연규격이라 부른다.

정리 1에 의해 LOFQ 스케줄러에 수락된 흐름들을 B2D 완전변환 되는 흐름 집합, D2B 완전변환 되는 흐름 집합 및 그 외 흐름 집합으로 분류할 수 있다. 이들 집합을 차례대로 A, B 및 C 그룹이라 하자. 점유자원 최적화에 기여할 수 없는 그룹 C 흐름은 B2D 변환과 B2D 변환이 모두 불가능한 흐름으로서 [10]에 따르면 이들 흐름의 레이턴시 지수는 0 또는 1보다 큰 값을 갖는다. 전자를 그룹  $C_1$ , 후자를 그룹  $C_2$ 라 하자.

점유자원 최적화에 기여하는 흐름, A 또는 B 그룹 흐름, 의 레이턴시 지수는 (0,1] 범위의 값을 갖고 스케줄링 속도는 요구속도 r보다 작을 수 없으므로 (2.5)로부터 이들 흐름의 지연규격은 다음과 같은 범위를 갖는다.

$$b^{min} = D^B < b \leq D^B + \frac{L}{r} \equiv b^{UB}. \tag{4.1}$$

(4.1)에서  $b = D^B$ 인 흐름은  $C_1$  그룹,  $b > b^{UB}$ 인 흐름은  $C_2$  그룹이 된다. 그리고 (2.7)에서  $E^{B2D}$ 가 지연규격 b에 비례하므로 그룹 A 흐름의 지연규격은  $(b^C, \min(b^{max}, b^{UB}))$  범위, 그룹 B 흐름의 지연규격은  $(b^{min}, b^C]$  범위의 값을 갖는다. 한편 그룹 B 흐름은 D2B 변환가능 해야 하므로 레이턴시 지수의 값이 1보다 클 수 없고, 스케줄링 속도는 요구속도보다 높아야 한다. (2.5)로부터  $\beta = (b - D^B)h/L \leq 1$ .  $r < h$ 이므로 요구속도 r이  $L/(b - D^B)$ 보다 낮은 값을 가져야 한다. 이로부터 그룹 B 흐름이 되기 위해서 흐름의 요구속도 r은 다음 식을 만족해야 한다.

$$r \leq \frac{L}{b - D^B} \equiv r^{B1}. \tag{4.2}$$

이로부터 다음의 보조정리를 얻을 수 있다.

보조정리 1: 그룹 A 흐름은  $b \in (b^C, \max(b^{max}, b^{UB}))$  및  $r \in [r^{min}, r^{max}]$ 인 지연규격 b와 요구속도 r, 그룹 B 흐름은  $b \in (b^{min}, b^C]$  및  $r \in [r^{min}, \min(r^{max}, r^{B1})]$ 인 지연규격 b와 요구속도 r, 그룹  $C_1$  흐름은  $b = D^B = b^{min}$  및  $r \in [r^{min}, r^{max}]$ 인 지연규격 b와 요구속도 r, 그리고 그룹  $C_2$  흐름은  $b > b^{UB}$  및  $r \in [r^{min}, r^{max}]$ 인 지연규격 b와 요구속도 r을 갖는다.

RSVP-라우터의 흐름 수락 능력은 바로 과부하

하에서 수락하는 흐름의 수가 된다. 먼저 과부하 하에서 각 그룹 흐름이 점유하는 자원을 살펴보자.

보조정리 2: 과부하 하에서 그룹 A 흐름이 점유하는 BW와 DW의 양은 각각  $h^A$ 와 0이며,  $h^A$ 는 다음과 같이 주어진다.

$$h^A = \frac{L}{b - D^B}. \quad (4.3)$$

증명: 정의에 의해 과부하 하에서 그룹 A 흐름은 모두 B2D 완전변환되고, 그 결과 정의 1에 의해 이들 흐름의 레이턴시 지수는 모두 1의 값을 갖게 된다. 따라서 (2.6)으로부터 흐름의 점유 DW  $d$ 는 0이 되고, (2.7)로부터 그룹 A 흐름의 점유 BW  $h^A$ 는 (4.3)과 같이 계산된다.

보조정리 3: 과부하 하에서 그룹 B 흐름이 점유하는 BW와 DW의 양은 각각 요구속도  $r$ 과  $d^B$ 이며,  $d^B$ 는 다음과 같이 주어진다.

$$d^B = \frac{L - (b - D^B)r}{C^B}. \quad (4.4)$$

증명: 정의에 의해 과부하 하에서 그룹 B 흐름은 모두 D2B 완전변환되고, 그 결과 정의 1에 의해 이들 흐름의 스케줄링 속도는 모두 그들의 요구속도  $r$ 의 값을 갖게 된다. (2.5)에 의해  $\beta = (b - D^B)r/L$ 이며 B2D 변환 가능해야 하므로  $\beta < 1$ . 따라서 (2.6)으로부터 그룹 B 흐름의 점유 DW  $d^B$ 는 (4.4)와 같이 계산된다.

그룹  $C_1$ 과  $C_2$  흐름은 각각 0의 레이턴시 지수와 1보다 큰 레이턴시 지수 값을 가지므로 (2.5)와 (2.6)으로부터 이들 흐름의 점유 자원은 다음 추론과 같다.

추론 1: 그룹  $C_1$  흐름이 점유하는 BW와 DW는 각각 흐름의 요구속도  $r$ 과  $L/C^B$ 로 주어진다.

추론 2: 그룹  $C_2$  흐름이 점유하는 BW와 DW는 각각 흐름의 요구속도  $r$ 과 0으로 주어진다.

3장에서 기술한 바와 같이 ERSVPe-라우터에서 임의 흐름의 지연규격  $b^{ERSVPe}$ 는  $(L/R^C + L^{max}/C^B)$ 의 값으로 계산되므로 (2.10)에 의해  $b^{ERSVPe}$ 는 다음과 같이 구해진다.

$$b^{ERSVPe} = \frac{L}{L + C_{tot}} w - \frac{LD_{tot}}{L + C_{tot}} + \frac{L^{max}}{C^B} \equiv b^w. \quad (4.5)$$

중단간 지연한계  $w$ 가 랜덤변수  $W$ 로 주어지므로  $b^w$  역시 (4.5)에 의해 결정되는 랜덤변수  $B^w$ 가 된다. 한편 ERSVPe-라우터에서 임의 흐름의 지연규격

$b^{ERSVPe}$ 는  $(L/R + L^{max}/C^B)$ 의 값으로 계산되며,  $R$ 의 값은 (2.10)과 같이  $r$ 의 값에 따라 다르다.  $r \leq R^C$ 일 경우 (4.5)의  $b^w$ 의 값을 갖고  $r > R^C$ 일 경우  $R=r$ 이므로  $b^{ERSVPe}$ 는 다음과 같이 표현된다.

$$b^{ERSVPe} = \begin{cases} \frac{L}{r} + \frac{L^{max}}{C^B} \equiv b^r, & \text{for } r > R^C \\ b^w, & \text{for } r \leq R^C. \end{cases} \quad (4.6)$$

지연규격은  $[b^{min}, b^{max}]$  범위에 분포하므로 (4.6)으로부터  $(L/r + L^{max}/C^B) < b^{min}$ 인 그러한  $r$ 의 영역에서  $b^r$ 은  $b^{min}$ 의 값으로 고정되고,  $(L/r + L^{max}/C^B) > b^{max}$ 인 그러한  $r$ 의 영역에서  $b^r$ 은  $b^{max}$ 의 값으로 고정된다.  $b^r$ 이  $b^C$ 값을 갖도록 하는  $r$ 은  $(L/r + L^{max}/C^B) = b^C$ 로부터  $L/(b^C - L^{max}/C^B)$ 가 된다.  $r > R^C$  및  $r \in [r^{min}, r^{max}]$ 이므로  $b^r$ 을 다음 식과 같이 정리할 수 있다.

$$b^r = \begin{cases} b^{max}, & \text{for } \max(r^{min}, R^C) < r \leq \min(r^{max}, \frac{L}{b^{max} - L^{max}/C^B}) \equiv r^{Ba} \\ \frac{L}{r} + \frac{L^{max}}{C^B} > b^C, & \text{for } r^{Ba} < r \leq \min(r^{max}, \frac{L}{b^C - L^{max}/C^B}) \equiv r^{Bc} \\ \frac{L}{r} + \frac{L^{max}}{C^B} \leq b^C, & \text{for } r^{Bc} < r \leq \min(r^{max}, \frac{L}{b^{min} - L^{max}/C^B}) \equiv r^{Bb} \\ b^{min}, & \text{for } r^{Bb} < r \leq r^{max} \end{cases} \quad (4.7)$$

#### 4.2 흐름의 점유자원 분석

과부하 하에서 임의 흐름이 점유하는 DW를 먼저 구해보자. 보조정리 2와 추론 2로부터 그룹 A와  $C_2$  흐름은 지연자원을 점유하지 않는다. 따라서 그룹 B와  $C_1$  흐름만 고려하면 된다. 흐름의 지연규격이 중단간 지연한계에 의해 결정되는 ERSVPe-라우터의 경우 보조정리 1에 의해 그룹 B 흐름은  $b \in (b^{min}, b^C]$  및  $r \in [r^{min}, \min(r^{B1}, r^{max})]$ 인 지연규격  $b$ 와 요구속도  $r$ 을 가지며, 그룹  $C_1$  흐름은  $b = D^B$  및  $r \in [r^{min}, r^{max}]$ 인 지연규격  $b$ 와 요구속도  $r$ 을 갖는다. 보조정리 3으로부터 그룹 B 흐름은  $d^B$ 의 DW, 추론 1로부터 그룹  $C_1$  흐름은  $L/C^B$ 의 DW를 점유하므로 임의 흐름의 점유 DW의 기대값은 다음 정리 2와 같이 표현된다.

정리 2: ERSVPe-라우터에서 흐름의 점유 DW의 기대값  $\bar{d}^{ERSVPe}$ 은 다음과 같이 주어진다.

$$\bar{d}^{ERSVPe} = \int_{r^{min}}^{\min(r^{B1}, r^{max})} \int_{b^{min}}^{b^C} d^B f_{R^r, B^w}(r, b^w) db^w dr + \frac{L}{C^B} \int_{r^{min}}^{r^{max}} f_{R^r, B^w}(r, b^{min}) dr. \quad (4.8)$$

(4.8)에서  $R^r$ 과  $B^w$ 의 결합확률함수  $f_{R^r, B^w}(r, b^w)$ 는

$f_{r',w}(r,w)$  와 (4.5)로부터 구할 수 있다.

ERSVPC-라우터의 경우 흐름의 지연규격  $b$ 가 흐름의 종단간 지연한계  $w$  뿐만 아니라 흐름의 요구속도  $r$ 에도 의존하므로 다소 복잡하다.  $r \leq R^C$  일 경우 (4.6)으로부터  $b^{ERSVPC} = b^{ERSVPe} = b^w$  이므로 흐름의 점유 DW의 기대값  $\bar{d}^{ERSVPC}$  는  $\bar{d}^{ERSVPe}$  와 동일하다.  $r > R^C$  인 경우에 대해서 살펴보자. 이 경우 지연규격  $b^r$  은 (4.7)과 같이 요구속도  $r$ 에 의해 결정된다.  $r \in (r^{Bb}, r^{max}]$  인  $r$ 의 경우  $b = b^{min}$  이므로 그룹  $C_1$ 에 속하게 되고,  $r \in (r^{Bc}, r^{Bb}]$  인  $r$ 의 경우  $b \in (b^{min}, b^C]$  이므로 그룹 B에 속하게 된다.  $r \in (r^{Bc}, r^{Bb}]$  인  $r$ 의 경우 (4.7)로부터  $r = L / (b^r - L^{max} / C^B)$  이 되고,  $L^{max} / C^B < D^B$  이므로 그룹 B 흐름의 기본 조건인 D2B 변환가능임을 확인할 수 있다. 보조정리 3으로부터 그룹 B 흐름은  $d^B$ 의 DW, 추론 1로부터 그룹  $C_1$  흐름은  $L / C^B$ 의 DW를 점유하므로  $\bar{d}^{ERSVPC}$  는 다음 정리 3과 같이 표현된다.

정리 3: ERSVPC-라우터에서 흐름의 점유 DW의 기대값은 다음과 같이 주어진다.

$$\bar{d}^{ERSVPC} = \bar{d}^{ERSVPe} \Big|_{r \leq R^C} + \int_{b^{Bc}}^{r^{Bb}} \int_{b=b^r} d^B f_{R'}(r) dr + \frac{L}{C^B} \int_{r^{Bb}}^{r^{max}} f_{R'}(r) dr. \tag{4.9}$$

이제 과부하 하에서 임의 흐름의 점유 BW의 기대값을 구하자. 보조정리 2와 3 및 추론 1과 2로부터 그룹 A 흐름은  $h^A$ 의 BW를 점유하고 그 외 모든 그룹 흐름은 요구속도  $r$ 의 BW를 점유한다. 보조정리 1에 의해 그룹 A 흐름은  $b \in [b^C, \min(b^{UB}, b^{max})]$  및  $r \in [r^{min}, r^{max}]$ 인 지연규격  $b$ 와 요구속도  $r$ 을 가지므로 다음의 정리 4가 도출된다.

정리 4: 흐름의 점유 BW의 기대값은 다음과 같다.

$$E[H] = \int_{r^{min}}^{r^{max}} \left\{ \int_{b^C}^{\min(b^{UB}, b^{max})} h^A f_{R',B}(r,b) db + \int_{b^{min}}^{b^C} r f_{R',B}(r,b) db + \int_{\min(b^{CB}, b^{max})}^{b^{max}} r f_{R',B}(r,b) db \right\} dr. \tag{4.10}$$

### 4.3 흐름 수락 능력 계산 알고리즘

먼저 WFQ 기반 RSVP-라우터의 최대 수락 흐름의 수를 구해보자. 라우터는 RESV 메시지에 의해 통보되는 종단간 예약속도  $R$ 의 스케줄링 속도  $s$ 를 흐름에 할당하고,  $R$ 은 (2.10)에 의해 결정되므로 임의 흐름의 스케줄링 속도의 기대값  $\bar{s}$ 는 다음과 같이

- ①  $\bar{d} = D^B / N^{ERSVPC}$  식에 의해 흐름의 평균 점유 DW  $\bar{d}$ 를 구한다.
- ② ERSVPe-라우터의 경우 (4.7), ERSVPC-라우터의 경우 (4.8)에  $\bar{d}$ 를 대입하여 임계 지연규격  $b^C$ 값을 구한다.
- ③  $b^C$ 값을 (4.9)에 대입하여 흐름의 평균 점유 BW  $\bar{h}$ 를 구한다
- ④  $N^{ERSVPC} = C^B / \bar{h}$  식에 의해  $N^{ERSVPC}$ 를 구한다.
- ⑤  $N^{ERSVPC}$ 가 수렴할 때까지 ①, ②, ③ 및 ④의 과정을 반복한다.

그림 2. 흐름 수락 능력 계산 알고리즘

구할 수 있다.

$$\bar{s} = \int_{r^{min}}^{r^{max}} \int_{w^{min}}^{w^{max}} \max(r, \frac{L + C_{tot}}{w - D_{tot}}) f_{R',w}(r,w) dw dr. \tag{4.11}$$

그러면 WFQ 기반 RSVP-라우터의 최대 수락 흐름의 수  $N^{RSVPC}$ 는 출력링크의 용량  $C^B$ 을  $\bar{s}$ 로 나눈 값, 즉  $N^{RSVPC} = C^B / \bar{s}$ 이 된다.

이제 ERSVPC-라우터의 최대 수락 흐름의 수  $N^{ERSVPC}$ 를 구하자. 전체 DW 량은  $D^B$ 로 주어지고, 흐름의 평균 점유 DW는 ERSVPe-라우터의 경우 (4.7), ERSVPC-라우터의 경우 (4.8)로 주어지며, 평균 점유 BW는 (4.9)로 주어진다.  $N^{ERSVPC}$ 를 직접 구할 수 없으므로 본 논문에서  $C^B / \bar{r}$ 를  $N^{ERSVPC}$ 의 초기값으로 하여 실제적인  $N^{ERSVPC}$ 값을 구하는 반복적 알고리즘을 개발한다. 개발된 알고리즘은 그림 2와 같다. 여기서  $\bar{r}$ 은 흐름의 요구속도의 평균값이다.

### 5. LOFQ 기반 RSVP-라우터의 성능 평가

그림 3과 같이 6개의 노드로 구성되는 평가 네트워크를 고려한다. 6개의 노드 중 노드 5에서 착신단말  $a_2$ 로 연결되는 회선은 가입자 회선이므로 노드 5를 제외한 나머지 5개의 노드에 대해서만 RSVP 절

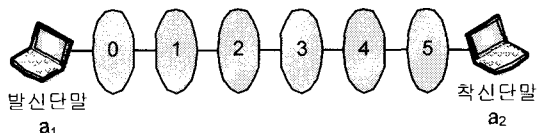


그림 3. 성능 평가 네트워크



차를 적용한다. 인접노드간 링크의 용량과 링크지연을 각각 2Gbps와 1ms, 각 노드에서 가장 엄격한 지연을 1ms, 그리고 착신노드(노드 5)단의 지연을 1ms로 가정하고, 가입자 회선에서의 지연은 무시한다.

정보통신부에서 고시한 인터넷 전화의 통화품질 기준에 따르면 단대단 지연이 150ms이하이고 Rating Value 값이 70이상일 것을 요구한다[19]. 이러한 통화품질을 만족시키기 위해 네트워크 지연시간은 약 56ms 이내가 되어야 하므로[20] RSVP 절차가 적용되는 구간에 대한 종단간 지연한계는 [10,55]ms 범위에 분포하게 된다. 일부 인터넷 전화 사업자는 보다 고품질의 서비스를 제공할 것으로 예상되므로 차별화된 품질을 감안하여 [10,32.5]ms 범위에 분포하는 낮은(엄격한)지연의 지연등급 A, [10,55]ms 범위에 분포하는 지연등급 B, 그리고 [32.5,55]ms 범위에 분포하는 높은(느슨한)지연의 지연등급 C의 세 가지 지연등급을 고려한다. 지연한계의 분포는 주어진 지연범위에 균등하게 분포하는 것으로 가정한다.

다음으로 평가에 사용할 흐름의 요구속도에 대해 살펴본다. 음성전화나 영상통화 등이 대부분 고정속도 트래픽으로 모형화되므로 본 연구에서는 고정속도 흐름만 취급한다. 흐름 요구속도 측면에서 8Kbps 부터 1Mbps까지 임의의 요구속도를 갖는 균등분포 작업부하를 고려한다. 복잡성을 피하기 위해 패킷의 크기는 모두 동일하게 하고 RSVP 절차에서 각 라우터의 지연시간 할당에 융통성을 높이기 위해 도입한 슬랙(slack)은 고려하지 않는다. 시뮬레이션은 SMPL (Simulation Model Programming Language)[21]에 RSVP-라우터 관련 루틴을 추가하여 수행한다.

그림 4는 지연등급 B하에서 기존 RSVP-라우터, ERSVPe-라우터 및 ERSVpc-라우터의 흐름 수락 능력을 제안된 알고리즘과 시뮬레이션으로 각각 구한 후 결과를 비교 도시한 것이다. 이 그림으로부터 제안된 알고리즘을 검증할 수 있다. 이제부터 제안된 알고리즘을 사용하여 성능을 평가한다.

그림 5와 6은 패킷 크기 증가에 따른 흐름 수락 능력과 흐름 수락 능력 측면에서 이득을 구하여 각각 도시한 것이다. 그림 5로부터 패킷 크기가 증가할수록 수락 흐름 수가 줄어들고, 지연등급이 높은지연(지연등급 C)에서 낮은지연(지연등급 A)으로 엄격해질수록 수락 흐름 수가 줄어드는 것을 관찰할 수

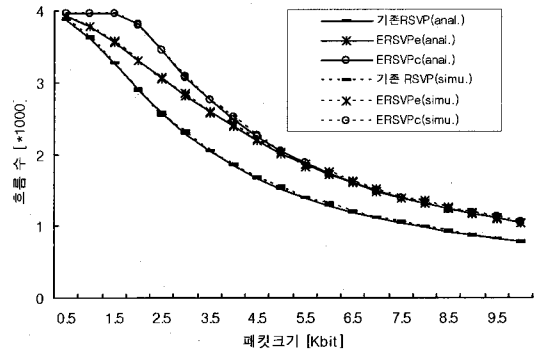


그림 4. 두 가지 분석 방법 비교 (지연등급 B)

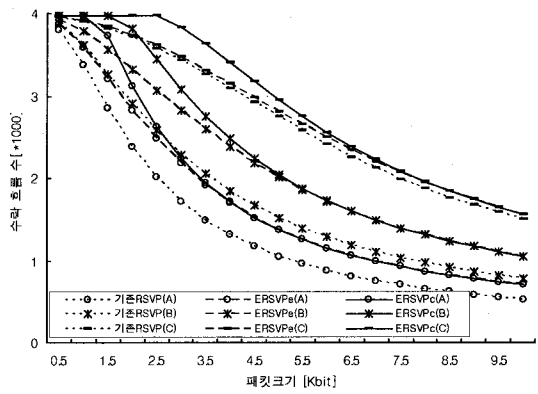


그림 5 흐름수락 능력 비교

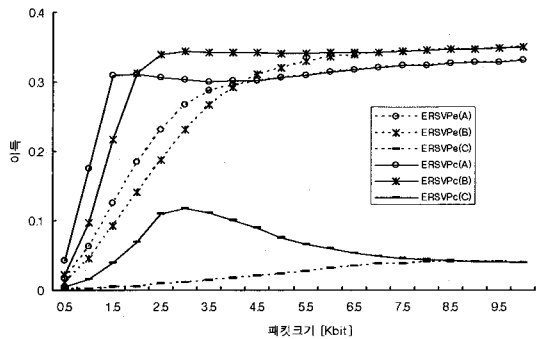


그림 6. 이득 비교

있으며, 이는 [18]에서 분석한 것과 일치한다.

그림 6에서 ERSVPe-라우터의 경우 패킷 크기가 아주 작은 영역을 제외한 모든 영역에 걸쳐 최대 33% 정도의 이득을 보여준다. 참고로 패킷 크기가 아주 작은 영역에서 ERSVPe-라우터의 이득이 낮은 것은 기존의 WFQ 기반 RSVP-라우터로도 우수한 흐름 수락 능력을 얻을 수 있어 그만큼 성능 개선의

여지가 줄어들기 때문이다. 이러한 ERSVPe-라우터의 성능개선 특성을 고찰하면 다음과 같다. 패킷 크기가 작은 영역에서는 (2.1)에 의해 고유 레이턴시  $q^r$ 이 줄어들어 잉여 지연자원의 양이 많아지므로 지연자원 재사용에 의해 우수한 성능개선 효과를 얻을 수 있다. 그러나 패킷 크기가 증가할수록  $q^r$ 가 증가하여 잉여 지연자원의 양이 감소하므로 지연자원 재사용의 효과가 점점 줄어들게 된다. 따라서 패킷 크기가 큰 영역에서 성능개선은 주로 점유자원 최적화에 의해 이루어지는 것으로 이해할 수 있다. 한편 ERSVpc-라우터의 경우 패킷 크기가 작은 영역에서 ERSVPe-라우터 보다 저조한 성능개선 효과가 관찰된다. 이는 3장에서 살펴본 바와 같이 잉여 지연자원을 갖는 ERR 흐름이 있다 하더라도 잉여 지연자원의 양이 0으로 계산되어 지연자원 재사용에 의한 성능개선 효과를 기대할 수 없기 때문이다. 하지만 패킷 크기가 증가할수록 지연자원 재사용 효과가 줄어들므로 ERSVpc-라우터의 성능개선 효과는 ERSVPe-라우터의 그것에 근접하게 됨을 그림 7로부터 확인할 수 있다.

## 6. 결 론

확장 RESV 메시지 대신 기존 RESV 메시지를 사용하는 LOFQ 기반 RSVP-라우터를 제안하였다. 제안된 라우터는 기 개발된 확장 RESV 메시지를 사용하는 LOFQ 기반 RSVP-라우터와 동일하나 흐름의 지연규격을 계산할 때 흐름의 종단간 지연한계 측면에서 최적 예약속도인  $R^C$  대신 기존의 예약속도  $R$ 을 사용하는 것만 다르다.

LOFQ 기반 RSVP-라우터의 흐름 수락 능력 계산 알고리즘을 개발하기 위해 먼저 LOFQ 스케줄러를 모형화 하였고, 이로부터 흐름을 임의 흐름의 점유 대역폭 자원과 점유 지연자원의 기대값을 구한 후 흐름 수락 능력을 구할 수 있는 반복적 알고리즘을 개발하였다. 개발된 알고리즘과 시뮬레이션으로 구한 흐름 수락 능력의 상호 비교를 통해 개발된 알고리즘을 검증하였다.

개발된 알고리즘을 이용하여 두 가지 방식의 LOFQ 기반 RSVP-라우터의 성능을 비교 평가 하였다. 평가 결과 확장 RESV 메시지를 사용하는 방식은 모든 패킷 크기 영역에서 기존 RSVP-라우터 대비

최대 33% 정도의 흐름 수락 능력 개선 효과를 보였다. 반면 기존 RESV 메시지를 사용하는 방식의 경우 패킷 크기가 큰 영역에서는 RESV 메시지를 사용하는 방식과 동일한 성능 특성을 보이지만 패킷 크기가 작은 영역에서는 열등한 성능개선 효과를 보였다. 이는 최적 예약속도  $R^C$  대신 기존의 예약속도  $R$ 을 사용하여 지연규격을 계산함으로써 인해 종단간 속도제약 흐름의 잉여 지연자원을 축적할 수 없기 때문이다. 확장 RESV 메시지를 사용하는 방식이 성능 개선 측면에서 우수하지만 착신측의 RESV 메시지 생성 프로그램을 수정해야 하는 문제점이 있다. 반면 본 논문에서 제안한 기존 RESV 메시지를 사용하는 방식은 기존 환경에 그대로 적용할 수 있는 장점이 있다.

## 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] A.K. Parekh, "A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks," PhD dissertation, Massachusetts Institute of Technology, Feb. 1992.
- [4] A. Demers, S. Keshav, and S. Shenker, "Design and analysis of a fair queuing algorithm," Proc. ACM SIGCOMM'89, pp. 1-12, 1989.
- [5] S. Shenker, C. Partridge and R. Guerin, "Specification of Guaranteed Quality of Service," RFC 2212, IETF, 1997.
- [6] M. Baldi and F. Rizzo, "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 ] J. Schmitt. "Optimal Network Service Curves under Bandwidth-Delay Decoupling," IEE Electronics Letters, Vol.38, No.6, pp. 297-299, 2002.
- [ 9 ] T. J. Kim, "A Weighted Fair Queuing with optimal rate and delay allocation," Proc. GLOBECOM, 2006.
- [10] 김태준, "최적 레이턴시 기반 공정 큐잉 알고리즘 개선에 관한 연구," 멀티미디어학회 논문지, 제 10권 1호. pp.83-93, 2007.
- [11] M. Karsten, "Experimental Extensions to RSVP - Remote Client and One-Pass Signalling," Proc. IWQoS'01, Germany, pp. 269-274, 2001.
- [12] X. Fu and C. Kappler, "Towards RSVP Lite: Light-weight RSVP for Generic Signaling," Proc. AINA'03, China, pp. 619-622, 2003.
- [13] 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.
- [14] 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.
- [15] 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.
- [16] G-S. Kuo and Po-Ch. Ko, "Dynamic RSVP protocol," IEEE Comm. Mag., pp. 130-135, 2003.
- [17] Q. Huang and G-S. Kuo, "Dynamic RSVP extension for wireless mobile IP networks," Proc. VTC2004-fall, pp. 2683-2687, 2004.
- [18] 김태준, "자원 예약에 있어 대역폭 이용 효율을 높일 수 있는 RSVP-라우터," 멀티미디어학회 논문지 제11권 7호, 2008.
- [19] 인터넷전화 서비스 정책 시행계획 2004. 10. 정보통신부.
- [20] 배성룡, "E-모델 기반 통화품질 분석을 통한 VoIP Planning 및 평가," 박사학위논문, 경기대학교 대학원. 2004.
- [21] M. H. MacDougall, Simulating Computer Systems, Techniques and Tools, MIT Press, 1987.



김 태 준

1982년 한국과학기술원 졸업  
1982년~1996년 ETRI 근무  
현재 공주대학교 교수  
관심분야 : 인터넷 엔지니어링