

RSVP-라우터에 할당되는 트래픽 흐름의 지연규격을 조정하는 자원예약 방식

김 태 준[†]

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 흐름 경로상의 각 RSVP-라우터에 배분되는 트래픽 흐름의 지연규격을 적응적으로 조정할 수 있는 자원예약 방식을 제안한다. 제안방식에서 RSVP-라우터는 최근에 연구된 일반시각 기반 공정 패킷 스케줄러를 사용한다. 평가 네트워크에 제안된 자원예약 방식을 적용한 결과 기존 방식에 비해 수용 흐름의 수를 최대 90%까지 개선할 수 있음을 확인하였다.

A resource reservation method adjusting the delay budgets of a traffic flow allocated to the RSVP-capable routers

Tae Joon Kim[†]

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 that can adjust adaptively the delay budget of traffic flow allocated to each RSVP-capable router in which the router uses the recently developed general-time 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 90% compared to that in the original one in terms of the number of admitted flows.

Key words: RSVP-capable router(RSVP-라우터), resource reservation(자원예약), RSVP(RSVP), scheduler(스케줄러), delay budget(지연규격)

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 수반되

※ 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 1월 7일, 완료일 : 2008년 4월 25일

[†] 정희원, 공주대학교 정보통신공학부 교수

는 트래픽 흐름의 요구 속도를 보장하고 허용되는 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 분리와 차별화된 품질 보장을 지원하는 등 공정 큐잉의 요구사항을 충실히 따르기 때문에 IETF IntServ 모델의 RSVP-라우터에 적용되었다[3]. 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[6]. 그동안 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 GFQ(General-time Fair Queuing) 방식이 제안되었다[8,9]. 참고로 [9]에서 이를 LOFQ(Latency-Optimized Fair Queuing)라 하였다.

1997년 RSVP가 표준화된[2] 후 RSVP 절차의 개선 연구[10,11]와 더불어 이동성, 보안성 등의 새로운 요구사항을 수용하기 위한 다양한 연구가 진행되어 왔다[12-15]. [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. [13]에서 계층적 이동 IPv6 환경에서 실시간 서비스를 지원하도록 RSVP를 확장하였고, [14]에서 예약된 자원을 동적으로 조정하는 동적(Dynamic) RSVP (DRSVP)를 제안하였으며, [15]에

서 DRSVP를 확장하여 무선 이동 IP 환경에서 소프트웨어 핸드오프를 지원하도록 확장하였다. 최근에 [16]에서 GFQ 스케줄러를 사용한 RSVP-라우터를 제안하여 흐름 수락 능력을 최대 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. 이러한 문제를 해결하기 위해 본 논문에서 흐름 경로상의 각 RSVP-라우터에 배분되는 트래픽 흐름의 지연규격을 적응적으로 조정함으로써 더 많은 트래픽 흐름을 수용할 수 있는 자원예약 방식을 제안한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서 기존 연구 결과를 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 절차를 살펴보고 GFQ 스케줄러의 기본 개념을 소개한다.

2.1 RSVP 절차

기존의 RSVP 절차와 자원예약 과정을 예를 들어 살펴본다. 발신단말에서 착신단말로 향하는 단방향 흐름의 자원예약을 위해 발신단말이 흐름 규격 정보, 즉 Tspec를 담은 PATH 메시지를 발송한다. 이 메시지는 경로상의 RSVP-라우터들을 거쳐 착신단말에도 도착한다. PATH 메시지를 받은 RSVP-라우터는 PATH 메시지의 Adspec내 Ctot와 Dtot 값에 자신의 C값과 D값을 각각 더한 후 다음 단으로 넘긴다. 여기서 C와 D는 라우터단에서 흐름의 지연규격을 그의 종단간 예약속도 R과 $(C*R+D)$ 의 식에 의해 계산할 때 사용하는 상수다. R에 무관한 상수 D는 라우터에 탑재된 스케줄러에서의 지연 D1과 링크상에서의 지연 등을 포함하는 기타지연 D2로 나눌 수 있다.

착신단말이 PATH 메시지를 받으면 서비스 응용이 요구하는 종단간 지연한계 Q를 준수하기 위해 필요한 트래픽 흐름의 종단간 예약속도 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 요구 속도 r이 된다. 따라서 트래픽 흐름의 종단간 지연시간 Q_{e2e} 는 다음과 같이 계산된다[2].

$$Q_{e2e} = (L + Ct_{tot}) / R + Dt_{ot}. \quad (2.1)$$

(2.1)로부터 R을 계산한 후 R 값을 포함하는 Rspec을 담은 RESV 메시지를 회신한다. 여기서 R이 흐름의 요구속도 r보다 낮을 수 없으므로 $R < r$ 인 경우 $R = r$ 이 된다. RESV 메시지를 받은 각 RSVP-라우터는 자신에게 R의 대역폭 자원이 있으면 예약하고 없으면 자원예약 실패를 통보한다.

자원예약의 성공율을 높이기 위해 착신단말이 Rspec에 R과 더불어 슬랙(slack) S[mS]를 포함시킨다. S란 서비스 응용이 요구하는 Q에서 (2.1)의 Q_{e2e} 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 R의 대역폭 자원이 없다 하더라도 S만큼 지연규격을 줄임으로써 요구되는 예약속도를 낮출 수 있어 그만큼 자원예약의 성공율을 높일 수 있다. 기한기반 스케줄러가 탑재된 경우 스케줄러에서 최대 S만큼 기한이 초과하더라도 흐름을 예약할 수 있어 역시 자원예약의 성공율을 높일 수 있다. 이러한 과정을 통해 경로상의 모든 RSVP-라우터가 자원예약에 성공하면 그 흐름이 수락되어 품질보장형 서비스를 제공받을 수 있다.

2.2 GFQ 스케줄러

스케줄러에 도착하는 흐름의 속성은 $F(r, b, L)$ 로 정의할 수 있다. 여기서 b는 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 s는 (2.2)로부터 다음과 같이 계산된다. 참고로 스케줄러가 흐름을 예약속도로 스케줄링하므로 예약속도를 스케줄링 속도라고도 한다. 그리고 스케줄링 속도는 종단간 예약속도 R과 같을 수도 있고(WFQ 경우) 다를 수도 있다(GFQ 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 는 $q = b$ 가 되는 r의 값으로 이를 임계 요구속도라 한다. 그러면 WFQ에서 임의 흐름의 레이턴시 q 는 다음과 같이 표현된다.

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

WFQ 스케줄러를 탑재한 WFQ 라우터의 경우 C와 D1은 각각 (2.4)의 L과 L^{\max}/C^B 가 된다.

임의 흐름의 고유 레이턴시 q^r 와 지연규격 b는 (2.2)와 (2.4)로부터 $q^r = b$, $q^r > b$ 또는 $q^r < b$ 의 관계를 갖는다. [16]에서 WFQ의 문제점을 분석하기 위해 흐름을 그의 q^r 와 b 또는 r^c 와 r사이의 관계 측면에서 다음과 같이 분류하였다: $q^r < b$ 또는 $r > r^c$ 인 속도제약(RR: Rate-Restricted) 흐름, $q^r < b$ 또는 $r < r^c$ 인 지연제약(DR: Delay-Restricted) 흐름 그리고 $q^r = b$ 또는 $r = r^c$ 인 최적(OP: Optimal) 흐름. 속도제약 흐름을 UB(Under-Bound) 흐름, 지연제약 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 주된 원인으로 분석하였다[8,9].

[8,9]에서 WFQ의 문제점을 개선하기 위해 GFQ(General-time Fair Queuing) 방식을 제안하였다. GFQ 방식은 레이턴시 지수 β 를 도입하여 임의 흐름 i의 k번째 패킷 P_i^k 의 타임스탬프 TS_i^k 를 다음과 같이 계산하였다.

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

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 β_i 값에 따라 패킷의 전송 시작시각(start-time)부터 종료시각(finish-time)까지 임의의 값, 즉 일반시각(general-time) 값을 가질 수 있다. 참고로 β_i 가 1일 경우 GFQ는 바로 종료시각 기반 타임스탬프 계산방식을 적용하는 WFQ가 된다. (0,1)범위내의 β_i 를 갖는 임의 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, ΔT 만큼 패킷을 더 빨리 전송한다. 이 결과 흐름 i 는 ΔT 만큼 레이턴시를 줄일 수 있다. 하지만 다른 흐름에게 $\Delta D \equiv (1-\beta_i)L_i/C^B$ 만큼의 추가지연을 초래하는, 즉 ΔD 의 레이턴시 바이어스를 초래한다[8]. 그런데 RR 흐름의 경우 잉여 레이턴시로 추가지연을 상쇄할 수 있어 지연규격의 준수에 문제가 없다. 결과적으로 DR 흐름의 경우 스케줄링 속도를 높이지 않기도 자신의 레이턴시를 줄일 수 있어 대역폭 이용 효율을 개선할 수 있게 된다. 정리하자면 WFQ방식에서 RR 흐름의 여유 지연시간은 쓸모가 없지만, GFQ 방식에서는 이를 지연자원에 축적하고, DR 흐름이 과잉예약 대신 축적된 지연자원을 재활용하여 성능 개선을 이루는 것이다.

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. 참고로 D^B 는 스케줄러에서 가장 엄격한 지연규격 값으로 설정한다.

GFQ에서 임의 흐름의 레이턴시 q 는 (2.6)과 같이 레이턴시 지수 β 와 스케줄링 속도 h 의 함수로 표현한다. 그리고 β 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.

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

β 의 레이턴시 지수를 갖는 흐름에 의해 증가되는 레이턴시 바이어스 값, 즉 그 흐름의 점유DW가 되는

d 는 다음과 같이 주어진다.

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

(2.6)과 (2.7)로부터 흐름의 점유BW h 와 점유DW d 는 서로 반비례하므로, 점유BW를 늘리는 대신 점유DW를 줄일 수 있고, 반대로 점유DW를 늘리는 대신 점유BW를 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 GFQ의 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.

GFQ 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 GFQ 스케줄러는 WFQ에 비해 최대 35%의 대역폭 이용도 개선을 보였다[9]. 한편 [16]에서 이러한 GFQ 스케줄러를 RSVP-라우터에 적용하여 수락 흐름 수를 최대 30% 정도 개선하였다.

3. 제안방식

3.1 배경

2.1절에서 살펴본 바와 같이 RSVP 기반 자원예약 방식은 착신단말이 계산하여 통보한 종단간 예약 속도인 R 의 대역폭을 경로상의 모든 RSVP-라우터가 자체적으로 확보하여 예약한다. 따라서 경로에서 단 하나의 라우터라도 자원이 부족하면 다른 라우터들이 충분한 가용 자원을 갖고 있다 하더라도 자원 예

약에 실패하므로 네트워크 자원 이용 효율이 저하된다. 착신단말이 $S > 0$ 인 슬랙을 제공하면 임의 라우터가 이를 이용하여 부족한 자원을 일부 보충할 수도 있지만 이러한 슬랙을 제공하기 위해서 그 만큼 R을 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. 한편 [16]에서 제안한 GFQ 스케줄러기반의 라우터는 지연규격 b 와 요구속도 r 을 만족하는 최소한의 자원을 예약하도록 하여 흐름 수락 능력을 높였다. 하지만 기존 RSVP의 경우와 마찬가지로 경로상의 모든 라우터가 자체적으로 필요한 자원을 확보하지 못하면 흐름을 수락할 수 없어 성능개선에 한계가 있다.

기존의 RSVP와 [16]에서 각 라우터에 할당되는 흐름의 지연규격은 기본적으로 종단간 예약속도인 R 에 의해 결정되므로 모든 라우터는 자신들의 가용 자원 상태와 상관없이 지연규격을 할당 받는다. 이 결과 앞에서 살펴본 바와 같이 흐름의 경로상에 네트워크 자원이 충분히 있음에도 불구하고 흐름을 수락할 수 없는 경우가 발생한다. 따라서 본 연구에서는 경로상에 있는 모든 라우터의 자원상태를 반영하여 각 라우터에 적절한 지연규격을 할당하고자 한다. 먼저 필요한 이론을 전개 한 후 제안방식을 기술한다.

3.2 이론 전개

본 연구에서 제안하는 RSVP-라우터를 기존의 라우터와 구별하기 위해 간단히 GFQ-라우터라 한다. 이론 전개의 복잡성을 피하기 위해 라우터단에서의 지연 중 전송지연 등의 부분인 D_2 는 기존 RSVP 방식과 제안방식 모두 동일한 값을 가지므로 고려에서 제외한다. RSVP 방식에서 각 라우터에 할당되는 흐름의 지연규격은 기본적으로 종단간 예약속도에 반비례하므로 모든 라우터가 거의 동일한 값을 갖는다. 따라서 모든 GFQ-라우터는 동일한 D^B 를 갖는 것으로 가정한다. WFQ 스케줄러 기반 라우터에 할당되는 흐름의 지연규격은 (2.4)에 의해 L/R 과 L^{max}/C^B 에 의해 결정되나 $R \ll C^B$ 이므로 $L^{max}/C^B \ll L/R$ 가 되어 C^B 값의 차이에 의한 영향이 아주 미미하다. 따라서 모든 GFQ-라우터는 동일한 C^B 값을 갖는 것으로 가정한다.

스케줄러는 출력링크에 탑재되고, GFQ-라우터는

다수의 출력링크를 가질 수 있으므로 출력링크 수만큼의 스케줄러가 GFQ-라우터에 탑재된다. GFQ-라우터가 다수의 스케줄러를 갖더라도 특정 흐름이 지나가는 스케줄러는 하나이므로 흐름 입장에서 볼 때 임의 스케줄러 i 는 바로 임의 라우터 i 와 같은 의미를 갖는다. 따라서 본 논문에서 스케줄러 대신 라우터의 용어를 사용한다. 그리고 라우터에 할당되는 지연규격의 조정이란 바로 스케줄러에 할당되는 지연규격의 조정을 의미한다.

흐름의 종단간 지연한계 Q 와 (2.1)의 종단간 지연시간 Q_{e2e} 에 의해 계산되는 종단간 예약속도 R 의 원시값을 종단간 임계 예약속도 R^C 라 하자. 그러면 R^C 는 다음과 같이 구할 수 있고, R 은 $\max(R^C, r)$ 이 된다.

$$R^C = \frac{L + C_{tot}}{Q - D_{tot}} \tag{3.1}$$

각 라우터에 할당되는 지연규격의 계산시 R 대신 R^C 를 사용해야 하나 기존 RSVP 방식에서는 R 을 사용한다. 이로 인해 $R > R^C$ 인 경우 흐름이 요구하는 종단간 지연한계 보다 더 엄격한 지연시간을 제공하게 되어 그 만큼 네트워크에서 지연자원의 낭비가 초래된다. 따라서 제안방식에서 각 라우터에 할당되는 지연규격의 계산시 R 대신 R^C 를 사용한다.

정의 1: 기존 RSVP 절차에 의해 GFQ-라우터에 할당되는 흐름의 지연규격을 원시 지연규격, 조정 후 변경된 지연규격을 실제 지연규격이라 한다.

보조정리 1: 임의 GFQ-라우터에서 흐름의 지연규격 b 는 다음과 같은 범위를 갖는다.

$$b^{LB} \equiv D^B \leq b \leq D^B + \frac{L}{r} \equiv b^{UB} \tag{3.2}$$

증명: 레이턴시 지수가 0이상의 값을 가질 수 있지만 GFQ 스케줄러가 인과응보(causal) 시스템이므로 1 이하의 값만 실제적인 의미를 갖는다[8]. 흐름의 스케줄링 속도 h 는 그의 요구속도 r 보다 작은 값을 가질 수 없다. 따라서 (2.6)으로부터 b 의 하한값 b^{LB} 는 D^B 가 되고, 상한값 b^{UB} 는 $(D^B + L/r)$ 이 된다.

보조정리 2: 임의 GFQ-라우터에 할당된 흐름의 원시 지연규격 b 를 늘리기 위해서는 레이턴시 지수 β 의 늘임 및/또는 흐름의 스케줄링 속도 h 의 줄임이 가능해야 하고, b 를 줄이기 위해서는 β 줄임 및/또는 h 늘임이 가능해야 한다.

증명: GFQ-라우터에서 임의 흐름의 지연규격 b

의 표현식 (2.6)을 살펴보면 $L\beta/h$ 와 D^B 의 두 개항으로 되어 있으며, 후자는 상수이므로 전자만 조정이 가능하다. 따라서 b 를 늘리려면 β 늘임 또는 h 줄임이 가능하거나 β 늘임 및 h 줄임이 가능해야 한다. 반대로 b 를 줄이려면 β 줄임 또는 h 늘임이 가능하거나 β 줄임 및 h 늘임이 가능해야 한다.

흐름의 요구속도 r 을 보장해야 하므로 h 가 r 보다 작을 수 없고, 레이턴시 지수 β 는 0 이상의 값을 가지나 [8]에 의해 1보다 큰 β 는 효력이 없으므로 다음 추론이 도출된다.

추론 1: 흐름의 레이턴시 지수 β 의 늘임이 가능하려면 β 가 1미만이어야 하고, β 줄임이 가능하려면 β 가 0보다 커야 한다.

추론 2: 흐름의 스케줄링 속도 h 의 줄임이 가능하려면 h 가 그의 요구속도 r 보다 커야 한다.

이제 각 GFQ-라우터에서 흐름의 지연규격의 조정 가능성에 대해 살펴보자. 흐름 경로상의 임의 GFQ-라우터에 할당된 원시 지연규격 b 를 늘리려면 b 가 어떤 값이던 상관없이 β 늘임 및/또는 h 줄임이 가능해야 한다. 이에 대해 살펴보자

보조정리 3: 종단간 지연한계가 Q 인 임의 흐름에 대해 경로상의 임의 GFQ-라우터에 할당된 지연규격을 늘릴 수 있는 조건은 다음과 같다.

$$Q < D_{tot} + (1 + \frac{C_{tot}}{L})(D^B + \frac{L}{r} - \frac{L^{max}}{C^B}). \quad (3.3)$$

증명: RSVP 절차에 의해 GFQ-라우터에 원시 지연규격 b 가 할당되므로 (2.4)와 (2.6)에 의해

$$b = \beta \frac{L}{h} + D^B = \frac{L}{R^C} + \frac{L^{max}}{C^B}. \quad (3.4)$$

(3.4)에서 b 를 늘리기 위해서는 보조정리 2로부터 β 늘임 및/또는 h 줄임이 가능해야 하므로 추론 1과 2로부터 다음 식을 유도할 수 있다.

$$\beta \frac{L}{h} + D^B < b^{UB} = D^B + \frac{L}{r}. \quad (3.5)$$

(3.4)와 (3.5)로부터

$$\frac{L}{R^C} + \frac{L^{max}}{C^B} < D^B + \frac{L}{r}. \quad (3.6)$$

(3.6)과 (3.1)로부터 (3.3)이 도출된다.

흐름 경로상의 임의 GFQ-라우터에 할당된 원시 지연규격 b 를 줄일 수 있으려면 할당 받은 b 가 어떤

값이던 상관없이 β 줄임 및/또는 h 늘임이 가능해야 한다.

보조정리 4: 종단간 지연한계가 Q 인 임의 흐름에 대해 경로상의 임의 GFQ-라우터에 할당된 지연규격을 줄일 수 있는 조건은 다음과 같다.

$$Q > D_{tot} + (1 + \frac{C_{tot}}{L})(D^B - \frac{L^{max}}{C^B}). \quad (3.7)$$

증명: RSVP 절차에 의해 GFQ-라우터에 원시 지연규격 b 가 할당되므로 (2.4)와 (2.6)에 의해

$$b = \beta \frac{L}{h} + D^B = \frac{L}{R^C} + \frac{L^{max}}{C^{Bmax}}. \quad (3.8)$$

(3.8)에서 b 를 줄이기 위해서는 보조정리 2로부터 β 줄임 및/또는 h 늘임이 가능해야 하므로 추론 1과 2로부터 다음 식을 유도할 수 있다.

$$\beta \frac{L}{h} + D^B > b^{LB} = D^B. \quad (3.9)$$

(3.8)과 (3.9)로부터

$$D^B < \frac{L}{R^C} + \frac{L^{max}}{C^B}. \quad (3.10)$$

(3.10)과 (3.1)로부터 (3.7)이 도출된다.

정의 2: 자원예약을 요청하는 흐름에 대해 흐름 경로상의 임의 GFQ-라우터에 할당된 지연규격을 늘리거나 줄일 수 있을 경우 이를 지연규격 조정가능 흐름이라 한다.

정리 1: 종단간 지연한계가 Q , 요구속도가 r , 패킷 크기가 L 인 임의 흐름이 지연규격 조정가능 흐름이 될 조건은 다음과 같다.

$$D_{tot} + (1 + \frac{C_{tot}}{L})(D^B - \frac{L^{max}}{C^B}) < Q < D_{tot} + (1 + \frac{C_{tot}}{L})(D^B + \frac{L}{r} - \frac{L^{max}}{C^B}). \quad (3.11)$$

증명: 보조정리 2와 3에 의해 (3.11)이 유도된다.

지연규격 조정가능 흐름의 경로상의 두 GFQ-라우터 i 와 j 에 대해 $\delta \leq \min(b^{UB} - b^i, b^j - b^{LB})$ 로 정의되는 δ 를 생각하자. 여기서 b^i 와 b^j 는 각각 GFQ-라우터 i 와 j 에 할당된 원시 지연규격이다. 그러면 GFQ-라우터 i 에서의 지연규격을 δ 만큼 늘리고, 대신 GFQ-라우터 j 에서의 지연규격을 δ 만큼 줄여도 종단간 지연시간에 변화가 없다. 즉 $(b^i + \delta) + (b^j - \delta) = b^i + b^j$. 따라서 경로상의 임의 GFQ-라우터에 할당된 지연규격

을 늘리는 대신 다른 GFQ-라우터에 할당된 지연규격을 줄일 수 있다.

보조정리 1에 의해 추론 3이 도출된다.

추론 3: 임의 지연규격 조정가능 흐름에 대해 b의 원시 지연규격이 배분된 임의 GFQ-라우터 i에서 지연규격의 최대 증가분 δ^{+max} 과 최대 감소분 δ^{-max} 는 다음과 같다.

$$\delta^{+max} = D^B + \frac{L}{r} - b \quad \text{및} \quad \delta^{-max} = D^B - b. \quad (3.12)$$

(3.12)에서 δ^{+max} 는 양의 값, δ^{-max} 는 음의 값을 갖는다.

한편 GFQ-라우터는 최대 C^B 의 BW 자원과 최대 D^B 의 DW 자원을 갖는다. 그리고 두 자원의 점유량은 수락 흐름의 수에 비례하며, 서로 변환이 가능하다. 따라서 본 연구에서는 GFQ-라우터의 자원 가용도를 다음과 같이 정의한다.

정의 3: GFQ-라우터의 DW 가용도와 BW 가용도의 평균값을 GFQ-라우터의 자원 가용도 A라 한다.

흐름 경로상의 모든 GFQ-라우터에 대해 자원 가용도의 최대값, 최소값 및 평균값을 각각 A^{max} , A^{min} , A^{mean} 이라 하자. 자원 가용도 A와 A^{mean} 과의 차이 (deviation), 즉 $A - A^{mean}$ 를 V라 하고, $A > A^{mean}$ 이면 V^+ , $A < A^{mean}$ 이면 V^- 로 표기하자. 그리고 경로상의 모든 GFQ-라우터에 대해 V^+ 가 가장 큰 것을 V^{+max} , V^- 가 가장 작은 것을 V^{-max} , V의 가장 큰 절대값을 V^{max} 라 하자. $A > A^{mean}$ 인 GFQ-라우터는 자신의 V^+ 에 비례하여 지연규격을 줄이고, 반대로 때 $A < A^{mean}$ 인 GFQ-라우터는 자신의 V^- 에 비례하여 지연규격을 늘린다. 참고로 정비례가 아닌 다른 비례함수는 추후 고려한다.

정리 2. 지연규격 조정가능 흐름에 대해 최대로 증가 또는 감소시킬 수 있는 지연규격 값인 최대 조정값 δ^{max} 는 다음과 같이 주어진다.

$$\delta^{max} = \min\left(\frac{\delta^{+max} V^{+max}}{V^{+max}}, \frac{\delta^{-max} V^{-max}}{V^{-max}}\right). \quad (3.16)$$

증명: 지연규격 조정시 흐름의 중단간 지연시간에 변화가 없어야 하므로 경로상의 모든 GFQ-라우터에서 지연규격의 증가분의 합과 감소분의 합이 동일해야 한다. 그리고 모든 GFQ-라우터에서 최대 증가분과 최대 감소분이 각각 δ^{+max} 와 δ^{-max} 를 초과하지 않아야 한다. 정비례적 조정 방법을 적용하므로 경로

상의 모든 GFQ-라우터에 할당된 지연규격에 대해 최대 증가분 및 최대 감소분은 각각 $\delta^{+max} * V^{+max} / V^{+max}$ 와 $\delta^{-max} * V^{-max} / V^{-max}$ 가 된다. 그런데 이들 값이 각각 δ^{+max} 와 δ^{-max} 를 초과할 수 없으므로 다음의 부등식이 성립한다.

$$\frac{\delta^{+max} V^{+max}}{V^{+max}} \leq \delta^{+max} \quad \text{및} \quad \frac{\delta^{-max} V^{-max}}{V^{-max}} \leq \delta^{-max}. \quad (3.17)$$

(3.17)로부터 (3.16)이 증명된다.

급격한 지연규격 조정 때문에 초래될 수 있는 네트워크의 혼란을 방지하기 위해 0 이상 1이하의 값을 갖는 감쇄상수 θ 를 도입한다. 최적의 값을 구하는 것은 본 연구의 범위를 벗어나므로 생략한다. 그러면 각 GFQ-라우터에서 원시 지연규격을 조정한 이후의 실제 지연규격 b는 다음과 같이 얻어진다.

$$b = b + \theta \frac{\delta^{max}}{V^{max}} V. \quad (3.18)$$

3.3 제안방식의 구현

제안된 자원예약 방식에 적용할 GFQ-라우터의 전체 구성도는 그림 1과 같다. [16]에서 제안한 ERSVP(Enhanced RSVP)-라우터와 마찬가지로의 구성을 가지나 지연규격 조정관련 기능이 추가된다. 최대한 기존 RSVP 절차를 따르도록 설계하여 기존 환경과의 호환성(backward compatibility)을 유지하도록 한다.

RSVP 절차에 사용되는 메시지를 살펴보자. 기존 PATH와 RESV 메시지를 그대로 사용하는 대신 지연규격 조정을 위해 필요한 정보를 담은 새로운 영역을 추가한다. PATH 메시지에 추가할 영역은 자원상태 영역 Rstatus로 누적가용도(a_ratio), 최대가용도(max_ratio), 최소가용도(min_ratio) 및 GFQ-라우

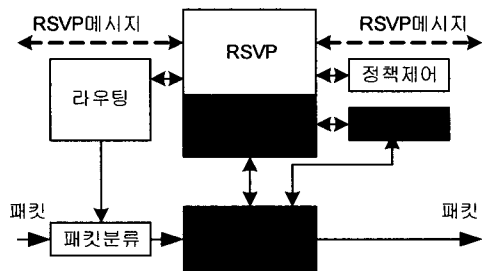


그림 1. 제안된 GFQ-라우터 구성도

터수(nrouter)의 부 영역을 갖는다. 누적가용도는 경로상의 GFQ-라우터들의 자원 가용도의 합이고, 최대가용도와 최소가용도는 각각 경로상의 GFQ-라우터들의 자원 가용도 중 최대값과 최소값이다. GFQ-라우터수는 경로상에 있는 GFQ-라우터의 수를 의미한다. RESV 메시지에 추가할 영역은 지연규격조정 영역 Dbudget로 임계예약속도 (cr_rate), 평균가용도(mean_ratio), 최대조정값(max_abudget), 최대가용도편차(max_dev) 및 감쇄상수(Θ)의 부 영역을 갖는다. 임계예약속도는 (3.1)에 의해 계산되는 R^C 이다. 평균 가용도는 경로상의 GFQ-라우터들의 평균 자원 가용도이고, 최대조정값은 최대로 조정할 수 있는 지연규격 값으로 (3.16)의 δ^{max} 로 주어진다. 최대가용도편차는 자원 가용도의 최대편차로 V^{max} 이다. 감쇄상수는 선택사항이다.

그림 2에 도시된 자원예약의 상세한 절차는 다음과 같다. PATH 메시지를 생성하여 흐름의 경로를 통해 전달하고, 착신단말에서 흐름의 종단간 예약속도 R를 계산하는 과정은 기존 RSVP와 동일하다. PATH 메시지를 받은 GFQ-라우터가 수행하는 동작 중 새로 추가되는 기능은 다음과 같다. Tspec에 담겨오는 흐름의 최대 패킷크기 L을 흐름의 프로파일에 수록하고 Adspec내 Ctot과 Dtot 값에 자신의 C값과 D값을 더할 때, GFQ 스케줄러에 대한 C와 D 값이 아니라 WFQ 기반 스케줄러에 대한 값들을 사용한다. 자신의 자원 가용도를 계산한 후 이를 메시지내 누적가용도 영역에 더하고, 최대 및 최소자원가용도 영역의 값들과 비교하여 변화가 있으면 해당 영역을 갱신한다. GFQ-라우터수를 하나 증가시킨다. PATH 메시지를 처리할 때 계산한 자원 사용도 값을 흐름 프로파일에 보관하여 RESV 메시지 처리시 사용하도록 한다.

PATH 메시지를 받은 착신단말은 메시지에 실려온 정보와 흐름의 종단간 지연한계 값으로 (3.11)에 의해 지연규격 조정이 가능한지 판단한다. 조정이 가능하면 다음과 같이 RESV 메시지의 Dbudget영역에 실어 보낼 각 부영역의 값을 산출한다. 흐름의 종

단간 예약속도 R과 임계예약속도(cr_rate)를 계산하고, 메시지내 누적가용도 영역의 값을 GFQ-라우터수로 나누어 평균가용도를 구한다. 메시지내 최대가용도 및 최소가용도와 계산한 평균가용도로부터 V^{*max} , V^{max} 및 V^{max} 를 구하고, (3.12)로부터 δ^{*max} 과 δ^{max} 를 구한 후 (3.16)에 의해 최대조정값을 구한다. δ^{*max} 과 δ^{max} 를 구할 때 필요한 원시 지연규격 b의 계산시 GFQ-라우터 중 최소 C^B 값을 사용하여 최대조정값의 크기를 최소화 한다. 이는 라우터의 C^B 값 차이에 의해 발생할 수 있는 에러를 방지하기 위해서이다. 참고로 최소 C^B 값은 시스템 변수화 할 수 있으므로 PATH 메시지에 포함시키지 않았다. 산출한 임계예약속도, 평균가용도, 최대조정값 및 최대가용도편차 값을 Dbudget영역에 수록한다. 지연규격 조정이 불가능하면 0의 최대조정값과 임계예약속도를 Dbudget 영역에 수록한다. 그리고 R과 Dbudget를 담은 RESV 메시지를 회신한다.

GFQ-라우터에서 RESV 메시지 처리 과정은 전체적인 RSVP 절차 측면에서 기존의 과정과 동일하나 라우터 내부의 동작은 큰 차이가 있다. RESV 메시지를 받은 GFQ-라우터는 Dbudget내 임계예약속도값과 흐름의 프로파일에 수록된 L값으로 자신에게 할당되는 원시 지연규격을 계산한다. 그리고 최대조정값이 0이 아니면 Dbudget내 평균가용도, 최대가용도차이 및 최대조정값으로 (3.18)에 의해 실제 지연규격값 b를 구한다. 여기서 자원가용도 편차 V를 계산할 때 PATH 메시지 처리시 흐름 프로파일에 수록한 자원사용도 값을 사용한다. Tspec에 담겨오는 요구속도 r과 실제 지연규격 b로 GFQ 스케줄러에게 흐름수락을 요청하고, GFQ 스케줄러의 흐름 수락이 성공하면 자원예약이 이루어진다. 경로상의 모든 라우터에서 자원예약 절차가 성공하면 흐름이 사용된다.

4. 성능평가

4.1 평가 네트워크

평가 네트워크를 그림 3과 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 갖는

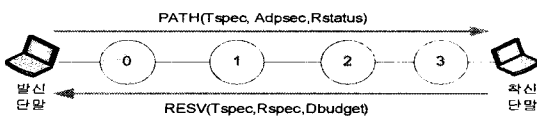


그림 2. RSVP 절차 개념도

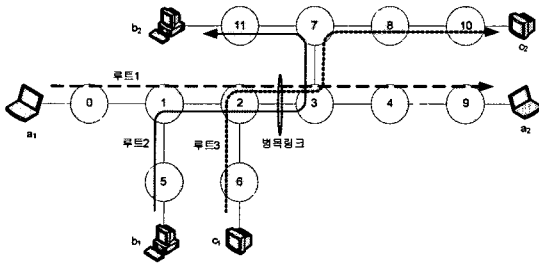


그림 3. 성능 평가 네트워크

다. 노드 i 에서 노드 j 로 연결되는 링크를 $L_{(ij)}$ 로 표기 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 GFQ-라우터를 가지며 RSVP 절차에 의해 자원을 예약한다. 인접 GFQ-라우터 사이의 전송 지연을 모두 1ms (약 200Km의 거리에 해당함), 루트상의 발착신 가입자 선로와 착신노드에서 발생하는 지연시간의 합을 모두 1ms로 가정한다. 링크는 모두 2Gbps의 용량을 갖고, 모든 흐름의 패킷 크기는 모두 동일하며, RSVP 절차에서 각 GFQ-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)[17]에 공평 패킷 스케줄러 루틴을 추가하여 수행한다.

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 지연시간은 약 56ms 이내가 되어야 한다. 루트상의 발착신 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 범위내에 분포하게 된다. 본 평가에는 [5,55]ms 범위내에 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

수용 루트 수와 패킷크기 변화에 따른 최대 수락 흐름의 수를 그림 4에 도시하였다. 평가 네트워크에서 루트 수용시 루트 번호 순서로 수용한다. 예로 루트 수가 2개일 경우 루트 1과 루트 2를 수용한다. 그림 4에서 패킷 크기가 증가할수록 수락 흐름의 수가 줄어든다. 이는 (2.6)에서 패킷크기 L 이 증가하면 레이턴시 값을 일정하게 하기 위해 h 를 증가시켜야 하므로 대역폭 이용도가 줄어들어 흐름 수용 능력이 저하되기 때문으로 이해된다. 반면 수용 루트 수가 늘어날수록 더 많은 흐름을 수락하는 것을 엿볼 수 있다.

최대 수락 흐름 수 측면에서 기존방식 대비 제안방식의 이득을 보여주는 그림 5를 살펴보면 수용 루트 수에 따른 흐름 수락 능력의 개선 정도를 보다 명확히 관찰할 수 있다. 수용 루트 수가 1개인 경우 최대 30% 정도의 이득이 관찰된다. 수용 루트 수가 2개이면 흐름 수락 능력이 최대 60%, 3개이면 최대

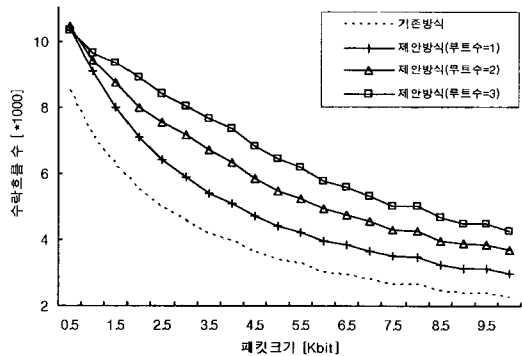


그림 4. 수락 흐름 수

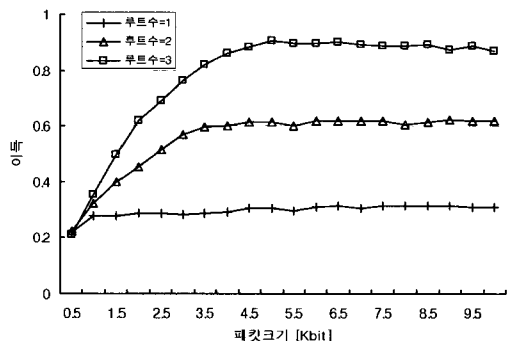


그림 5. 최대 수락흐름 수 측면에서 기존방식 대비 제안방식의 이득

90%로 크게 향상됨을 볼 수 있다. 그림 3에서 수용 루트 수가 2개로 늘어나면 다른 출력링크에 비해 루트 1과 2가 모두 지나가는 $L_{(1,2)}$ 과 $L_{(2,3)}$ 에 2배의 부하가 가중되고, 수용 루트 수가 3개인 경우 모든 루트가 지나가는 $L_{(2,3)}$ 에 3배의 부하가 가중되어 아주 심한 병목이 발생하므로 지연규격의 최대조정값 δ^{\max} 가 더 큰 값을 갖게 된다. 그 결과 보다 강력한 지연규격 조정이 이루어져 기존 RSVP 방식에서 문제가 되었던 가용자원의 불균형이 해소되므로 흐름 수락 능력이 크게 증가하는 것으로 이해할 수 있다.

5. 결 론

RSVP기반 자원예약에 있어 흐름 경로상의 라우터들 사이의 가용자원 불균형에 의해 초래되는 네트워크 자원 이용 효율의 저하 문제를 개선할 수 있는 자원예약 방법을 제안하였다. 지연자원 개념을 도입한 GFQ 스케줄러를 RSVP-라우터에 적용하였고, 흐름 경로상의 각 RSVP-라우터에 할당되는 지연규격의 값을 라우터의 자원 가용도에 반비례하도록 조정하였다. 이러한 지연규격의 조정으로 가용자원 비율이 높은 라우터에는 엄격한 지연규격을 할당하여 더 많은 지연자원을 점유하게 하는 대신 가용자원 비율이 낮은 라우터에는 느슨한 지연규격을 할당하여 점유 지연자원의 양을 줄이게 할 수 있었다. GFQ-스케줄러는 지연자원과 대역폭자원을 상호 변환할 수 있는 능력을 가지므로 점유 지연자원의 양이 줄어 생기는 여유 지연자원을 대역폭 자원으로 변환하여 더 많은 흐름을 수락할 수 있게 된다. 이와 같이 지연규격의 조정과 자원변환 덕분에 경로상의 라우터 사이에 가용자원의 불균형을 해소하게 되어 기존 RSVP에서 발생되었던 네트워크 자원 이용 효율 저하의 문제를 해결할 수 있었다. 그리고 PATH와 RESV 메시지에 각각 자원상태 영역과 지연규격조정 영역을 추가하는 대신 기존의 RSVP 절차를 그대로 준수하여 기존 RSVP 환경과의 호환성을 유지하였다.

노드 12개와 루트 3개로 구성되는 평가 네트워크에서 시뮬레이션을 통해 제안된 자원예약 방식의 성능을 평가한 결과 기존방식에 비해 수용 루트가 2개이면 최대 60%, 3개이면 최대 90%까지 흐름 수락 능력이 개선됨을 확인하였다. 한편 본 연구에서는 모든 라우터의 지연자원 량과 대역폭자원 량이 동일한

것으로 가정하였는데, 서로 다른 경우에 대한 추가적인 연구가 요구된다.

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] S. Shenker, C. Partridge and R. Guerin, "Specification of Guaranteed Quality of Service," RFC 2212, IETF, 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 and C. Kappler, "Towards RSVP Lite: Light-weight RSVP for Generic Signaling," Proc. AINA'03, China, pp. 619-622, 2003.

[12] Z. Y. Xia and Y. A. Hu, "Extending RSVP for Quality of Security Service," IEEE Internet Computing, pp. 51-57, 2006.

[13] N-F. Huang and 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 and Po-Ch. Ko, "Dynamic RSVP protocol," IEEE Comm. Mag., pp. 130-135, 2003.

[15] Q. Huang and 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] M. H. MacDougall, Simulating Computer Systems, Techniques and Tools, MIT Press, 1987.

[18] 정보통신부, "인터넷전화 서비스 정책 시행계획," 2004. 10.

[19] 배성룡, "E-모델 기반 통화품질 분석을 통한 VoIP Planning 및 평가," 박사학위논문, 경기대학교 대학원, 2004.



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, 트래픽제어