

경로 병목상태와 링크 대역폭 가용도 기반 경로 부하 밸런싱 방법

김 태 준^{*}

요 약

서비스 품질을 보장하기 위해 서비스 트래픽 흐름 경로상의 각 라우터는 자신에게 배분된 흐름의 지연규격을 준수해야 한다. 라우터에 가해지는 부하량은 지연규격에 의해 결정되므로 라우터간 부하 불균형은 배분된 지연규격의 조정에 의해 해소될 수 있다. RSVP에 적용된 균등배분 방법은 간단하지만 자원 이용 효율이 낮다. 자원 이용 효율을 높이기 위해 라우터의 부하 상태에 따라 지연규격을 달리 배분하는 부하 밸런싱 방법이 연구되었으나 RSVP에 적용하기에 너무 복잡하다. 본 논문은 RSVP에 적용할 수 있으며 자원 이용 효율을 보다 개선할 수 있는 경로 부하 밸런싱 방법을 제안한다. 제안된 방법은 흐름의 종단간 지연한계를 RSVP 절차에 의해 각 라우터에 배분한 후 경로의 병목상태와 링크의 대역폭 가용도에 따라 배분된 지연규격을 조정한다. 평가 네트워크를 대상으로 성능을 평가한 결과 제안방법은 기존방법에 비해 4 ~ 17% 정도 높은 자원 이용 효율을 제공함을 보였다.

An Intra-path Load Balancing Method based on both the Bottleneck State of Path and the Bandwidth Availability of Link

Tae Joon Kim^{*}

ABSTRACT

Providing Quality-of-Service (QoS) guarantee requires for each router on the path of a traffic flow not to violate the flow's delay budget allocated to itself. Since the amount of load being offered to the router is determined by the budget, some imbalance in load among routers on the path may be alleviated by means of adjusting the budget. The equal allocation applied to the resource reservation protocol (RSVP) is simple to implement, but it has the drawback of a poor resource utilization. A load balancing method in which the delay budget being allocated to a router depends on its load state was developed to improve the drawback, but it's too complex to apply to the RSVP. This paper proposes an intra-path load balancing method not only applicable to the RSVP but also more effective in improving the drawback. The proposed method first partitions the end-to-end delay bound of a flow to routers by the RSVP and then let them adjust their budgets according to both the bottleneck state of the path and their links' bandwidth availabilities. The results of the simulation applying the proposed method to an evaluation network showed that the proposed method may provide the gain of 4 ~ 17 % compared to that in the legacy one in terms of the number of maximally admissible flows.

Key words: RSVP-capable router(RSVP 라우터), resource reservation(자원예약), load balancing(부하 밸런싱), delay budget(지연규격)

※ 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 8월 7일, 완료일: 2008년 12월 29일
^{*} 정회원, 공주대학교 정보통신공학부 교수

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(Resource 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 허용되는 지연(latency), 즉 지연규격을 준수하기 위해 QoS(Quality of Service) 스케줄러를 탑재한다[3].

RSVP가 규격화된 후 이동성, 보안성 등의 새로운 요구사항을 수용하기 위한 연구[4-7]와 더불어 네트워크 자원 이용 효율을 개선하기 위한 연구[8-15]가 진행되었다. 서비스 품질과 더불어 보안이 강조되는 추세에 따라 RSVP에 보안 서비스 기능을 추가하였다[4]. 계층적 이동 IPv6 환경에서 실시간 서비스를 지원하도록 RSVP를 확장하였고[5], 예약된 자원을 동적으로 조정하는 동적(Dynamic) RSVP (DRSVP)를 제안하였으며[6], DRSVP를 확장하여 무선 이동 IP 환경에서 소프트 핸드오프를 지원하도록 하였다[7]. LOFQ(Latency-Optimized Fair Queuing) 스케줄러를 도입하여 흐름 수락 능력을 30% 정도 개선하였고[8], 가용자원이 없을 경우 자원예약을 일정시간 지연시켜 흐름 수락 가능성을 높였을 뿐만 아니라[9] RSVP 신호 메시지를 확장하여 semi-elastic 흐름을 보다 많이 수용하도록 하였다[10]. [11,12]에서는 경로 부하 밸런싱(balancing)을 통해 자원 이용 효율을 높였다.

경로 부하 밸런싱은 경로상의 각 라우터에 가해지는 부하를 균등하게 유지하여 병목구간이 발생하지 않도록 하는 것이다[11]. 라우터에 가해지는 부하는 할당된 흐름의 지연규격에 의해 결정되므로 흐름의 종단간 지연한계를 경로상의 각 라우터에 어떻게 배분할 것인가가 매우 중요하다. 균등배분(EA: Equal Allocation) 방법은[13] 지연한계를 각 라우터에 균등하게 배분하는 것으로 RSVP의 종단간 예약속도 계산에 반영되었다[2]. 균등 슬랙 배분(ESS: Equal Slack Sharing) 방법은[11] 흐름의 종단간 최대지연과 종단간 지연한계의 차이로 정의되는 슬랙을 각

라우터에 균등하게 배분하는 것으로 EA 방법과 유사하다. 이들 방법은 지연규격 조정에 의한 부하 밸런싱 기능이 없으므로 아주 간단하여 구현이 용이하지만 자원 이용 효율이 낮은 문제점을 안고 있다. 부하기반 슬랙배분(LSS: Load-based Slack Sharing) 방법은[11,14] 슬랙을 각 라우터에 배분할 때 그 라우터의 부하 상태를 반영하여 부하 밸런싱을 추구 함으로서 자원 이용 효율을 높였지만 RSVP에 적용하기에는 너무 복잡하다. 한편 P-ERA 방법[12] 라우터의 부하상태 대신 경로에 수락되는 흐름 수의 최적화 측면에서 지연규격을 배분하는 것으로 이미 수락된 흐름까지 포함하여 모든 흐름에 대해 최적의 배분을 시도하고 있어 이상적인 자원 이용 효율을 보여줄 수 있다. 하지만 모든 흐름이 동일한 품질을 요구하는 이상적인 경우만 대상으로 하므로 실제 적용할 수 없다.

본 연구에서는 자원 이용 효율을 보다 개선할 수 있으면서 RSVP에 적용할 수 있는 경로 부하 밸런싱 방법을 제안한다. 제안된 방법은 RSVP 절차에 의해 지연규격을 각 라우터에 배분한 후 경로의 병목상태와 라우터의 링크 대역폭 가용도에 따라 배분된 지연규격을 조정하여 경로 부하가 밸런싱 되도록 하는 것으로서 본 논문에서 LBB (Load balancing based on the Bottleneck state and Bandwidth availability) 방법이라 칭한다.

2. 관련 연구

본 연구의 기반이 되는 RSVP 절차를 살펴보고, 대표적인 경로 부하 밸런싱 방법인 LSS 알고리즘을 소개한다.

2.1 RSVP 절차

RSVP 절차에 따르면 발신측은 착신측으로 향하는 단방향 흐름의 자원예약을 위해 PATH 메시지를 발송한다. PATH 메시지를 받은 임의의 RSVP 라우터 n 은 PATH 메시지의 Adspec내 C_{tot} 와 D_{tot} 값에 자신의 C_n 값과 D_n 값을 각각 더한 후 다음 단으로 넘긴다. C_n 과 D_n 은 라우터 n 단에서 흐름의 지연규격을 $(C_n/R+D_n)$ 의 식에 의해 계산할 때 사용하는 상수이며, 여기서 R 은 흐름에 할당되는 종단간 예약속도이

다. R에 무관한 상수 D_n 은 라우터에서의 지연 D_{R_n} 과 링크상에서의 전송지연 D_{t_n} 으로 나눌 수 있다.

PATH 메시지를 받은 착신측은 서비스 응용이 요구하는 종단간 지연한계를 준수하기 위해 필요한 트래픽 흐름의 종단간 예약속도 R을 계산한다. RSVP는 R을 계산하기 위해 토큰-버킷(token-bucket) 모델을 사용한다[2]. 이 모델에 의하면 최대 속도 p의 트래픽 흐름은 크기 σ 의 버킷에 담긴 후 토큰 속도로 트래픽이 셰이핑(shaping)되어 네트워크로 인가된다. 트래픽이 토큰 속도로 네트워크에 인가되므로 토큰속도가 바로 그 흐름의 요구속도 r이 된다. $R \geq p \geq r$ 인 일반적인 경우 최대 패킷 크기가 L인 흐름의 종단간 최대 지연 q_{2c} 는 다음과 같이 계산된다[1].

$$q_{2c} = \frac{L + C_{tot}}{R} + D_{tot} \quad (2.1)$$

흐름이 요구하는 종단간 지연한계를 만족시키는 최소 종단간 예약속도를 임계 예약속도라 하고 R^c 로 표기한다. 지연한계와 요구속도를 모두 만족시켜야 하므로 (2.1)로부터 R^c 와 R은 다음과 같이 계산된다.

$$R = \max(r, R^c), \text{ 여기서 } R^c = \frac{L + C_{tot}}{w - D_{tot}} \quad (2.2)$$

(2.2)에 의해 결정된 R 값을 RESV 메시지로 통보하면 각 라우터는 R의 대역폭을 할당하며, 이는 바로 종단간 지연한계에 대해 $(C_n/R + D_n)$ 의 지연을 라우터 n단계, 구체적으로 $(C_n/R + D_{R_n})$ 의 지연규격 b_n 을 라우터 n에 배분하는 것을 의미한다. 라우터 n은 b_n 의 지연규격을 보장할 수 있는 대역폭 자원이 있으면 자원을 예약하고, 아니면 자원예약 실패를 통보한다. 이와 같은 RSVP 절차에 의해 자원예약이 성공하면 그림 1의 a)와 같이 경로상의 라우터 1,2,...,M은 흐름에게 R의 대역폭을 할당하여 각각 b_1, b_2, \dots, b_M 의 지연규격을 준수하게 된다. 그림 1에서 q_s 는 트래픽 셰이핑 지연을 의미한다.

라우터에 배분되는 지연규격 값은 탑재되는 패킷 스케줄러에 의해 결정된다. 가장 대표적인 알고리즘인 WFQ(Weighted Fair Queuing)[15,16]의 경우를

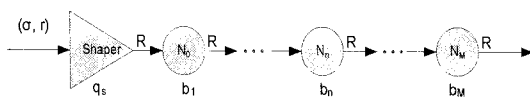


그림 1. RSVP 방법에서 지연규격과 대역폭

살펴보자. 출력링크 대역폭이 G_n , 스케줄러 내 모든 흐름의 최대 패킷 크기가 L^{max} , 흐름의 최대 패킷 크기가 L인 임의의 흐름에 대해 s_n 의 대역폭을 할당, 즉 s_n 의 속도로 스케줄링 할 경우 WFQ 스케줄러에서 발생될 수 있는 최대지연 q_n 은 다음과 같이 계산된다.

$$b_n = q_n = \frac{L}{s_n} + \frac{L^{max}}{G_n} \quad (2.3)$$

(2.3)에서 q_n 은 허용될 수 있는 지연한계를 의미하므로 $b_n = q_n$ 가 되고, RSVP의 경우 s_n 은 종단간 예약속도 R이 된다. 참고로 WFQ 스케줄러를 탑재한 RSVP 라우터의 경우 C_n 과 D_{R_n} 은 각각 L과 L^{max}/G_n 가 되며, 모든 라우터에게 동일한 대역폭 총속 지연 L/R을 배분하므로 RSVP의 지연한계 배분은 바로 EA 방법의 한 형태가 된다. 일반적으로 출력링크의 용량은 흐름에 할당하는 대역폭 보다 훨씬 큰 값을 갖기 때문에 $(L/R) \gg (L^{max}/G_n)$ 가 되어 그림 1에서 b_1, b_2, \dots, b_M 은 모두 유사한 값을 갖는다.

2.2. LSS 알고리즘

LSS 알고리즘은 WFQ 스케줄러를 탑재한 라우터를 대상으로 한다. 라우터 n의 점유 대역폭을 O_n , 가용 대역폭을 E_n 으로 표기한다. 그러면 $E_n = G_n - O_n$. 흐름 수락 요청을 받으면 먼저 그 흐름의 수락 가능성 여부를 조사한다. 흐름의 종단간 최대 지연의 최소값 q_{2c}^{min} 은 경로상의 모든 라우터가 자신의 가용 링크 대역폭을 모두 그 흐름에 투입할 때의 종단간 최대지연이므로 다음과 같이 표현된다[14].

$$q_{2c}^{min} = \frac{\sigma}{\text{Min}_n \{s_n\}} + \sum_{n=1}^M (q_n^{min} + D_{L_n}), \quad q_n^{min} = \frac{L}{E_n} + \frac{L^{max}}{G_n} \quad (2.4)$$

(2.4)에서 $\text{Min}_n \{s_n\}$ 은 경로상에서 최소 할당 대역폭을 의미한다. q_{2c}^{min} 이 흐름의 종단간 지연한계 w를 만족, 즉 $q_{2c}^{min} \leq w$ 이면 흐름을 수락한다.

흐름이 수락되면 $(q_{2c}^{min} - w)$ 의 슬랙을 각 라우터에 배분한다. 이때 각 라우터의 부하 상태를 반영하여 부하가 심한 라우터일수록 더 많은 슬랙 배분값을 할당하여 요구 대역폭이 줄어들도록 하고, 반대로 부하가 약한 라우터일수록 더 작은 슬랙 배분값을 할당하여 요구 대역폭이 늘어나도록 함으로써 라우터간

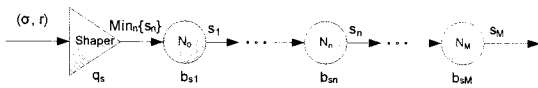


그림 2. LSS 방법에서 지연규격과 대역폭

부하 불균형이 해소되도록 한다. 슬랙 배분이 끝나면 라우터 n 은 q_n^{min} 과 슬랙 배분값의 합으로 계산되는 지연규격 b_{sn} 을 만족시키는 스케줄링 속도 s_n 을 (2.3)에 의해 구하여 그 만큼의 대역폭을 할당한다. 따라서 그림 2와 같이 LSS 알고리즘 하에서 임의의 흐름에 대해 각 라우터가 할당하는 대역폭은 RSVP의 경우와 달리 서로 다를 수 있다. 슬랙은 라우터의 출력 링크 용량에 비례하게 배분하거나 현재 인가된 부하량에 비례하게 배분할 수 있다.

LSS 알고리즘은 대역폭 할당의 증감량을 결정하는 상수 δ 를 사용하며, δ 값은 알고리즘의 수행속도에 큰 영향을 미친다. 이 알고리즘은 δ 에 의해 결정되는 증감 기본값으로 적정 배분이 이루어질 때까지 반복 배분하므로 구현 복잡도가 높은 단점이 있다. 특히 RSVP의 경우 착신측에서 LSS 알고리즘을 수행해야 하므로 휴대단말기의 경우 제한된 CPU의 처리능력과 배터리 용량으로 처리속도를 높이기 어려운 슬랙 배분에 많은 시간이 소요될 수 있다.

3. 새로운 방법 제안

본 논문에서 제안하는 LBB 방법은 RSVP 절차에 의해 지연규격을 각 라우터에 배분한 후 지연규격 조정 상수로 정량화되는 경로의 병목 정도와 라우터의 링크 대역폭 가용도에 따라 배분된 지연규격을 적절히 조정하여 경로 부하가 밸런싱 되도록 하는 것이다. 제안 방법을 기술한 후 지연규격 조정 상수 계산 방법에 대해 살펴본다.

3.1 제안 방법

새로 도착하는 흐름으로부터 자원예약 요청을 받으면 먼저 2.1장에 기술된 기존의 RSVP 절차에 의해 흐름의 종단간 지연규격을 각 라우터에 배분한다. 그리고 부하 밸런싱을 위해 필요한 정보를 수집한 다음 각 라우터에게 부하 밸런싱에 필요한 기준값을 제공하면 이를 참조하여 각 라우터가 자신의 지연규격을 조정한다. 기존 RSVP 절차와 역방향 호환성을 유지하기 위해 PATH와 RESV 메시지를 그대로 사용하

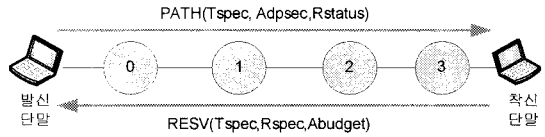


그림 3. LBB 방법의 자원예약 개념도

는 대신 그림 3과 같이 PATH 메시지에 Rstatus 영역을, RESV 메시지에 Abudget 영역을 각각 추가하여, 이들 영역을 통해 경로상의 각 라우터로부터 필요한 정보를 수집하고 기준값을 각 라우터에게 통보한다.

Rstatus 영역은 자원(resource) 상태(status)를 담은 영역으로서 경로상의 라우터 수 부 영역과 라우터 자원상태 부 영역을 갖는다. 라우터 자원상태 부 영역은 라우터의 링크 용량과 링크 대역폭 가용도 값을 담은 워드(4바이트) 크기의 공간이 연속적으로 배열되는 것으로 경로상의 라우터 수가 TTL(Time-To-Live)의 최대값인 256 이하이므로 최대 1024byte의 크기로 제한된다. Abudget 영역은 지연규격(budget)의 조정(adjustment)에 필요한 기준값을 담은 영역으로서 A^{avg} 로 표기되는 경로의 평균 링크 대역폭 가용도와 α 로 표기되는 지연규격 조정 상수의 부 영역을 갖는다.

LBB 방법을 적용한 RSVP 라우터는 기존 RSVP 라우터와 동일한 구조를 가지나 지연규격 조정 및 대역폭 계산 모듈이 추가된다. 라우터의 동작을 자세히 살펴보자. PATH 메시지를 받은 RSVP 라우터는 기존의 자원 예약 기능을 수행한 후 Rstatus 영역내 라우터 수 부 영역의 값을 하나 증가시키고 자신의 출력 링크 용량과 이의 대역폭 가용도를 자원상태 부 영역에 기입한다. 그리고 PATH 메시지를 처리할 때 계산한 링크 대역폭 가용도 값을 흐름의 프로파일 에 보관하여 RESV 메시지 처리시 사용하도록 한다.

PATH 메시지를 받은 착신측은 기존 RSVP의 경우와 마찬가지로 종단간 예약속도 R을 계산한다. 그리고 메시지에 실려온 Rstatus 정보로 경로의 평균 링크 대역폭 가용도 A^{avg} 를 계산하고 지연규격 조정 상수 α 를 계산한다. A^{avg} 와 (3.9)에 의해 계산되는 α 의 산정 방법에 대해서는 2.2장에서 상세히 기술한다. 그리고 이들을 담은 Abudget 영역과 R값으로 RESV 메시지를 작성한 후 경로상으로 회신한다.

RSVP 라우터에서 RESV 메시지 처리 과정은 기존과 동일하나 다음과 같은 지연규격 조정 및 대역폭

계산 기능이 추가된다. RESV 메시지에 의해 통보된 Abudget내 A^{avg} 와 α 값으로 2.2장의 (3.10)에 의해 조정할 지연규격 값을 계산하고, (2.3)에 의해 필요한 대역폭을 구한다. 가용 링크 대역폭이 충분하면 예약하고 아니면 실패를 통보한다. 이렇게 하여 경로상의 모든 라우터에서 자원예약 절차가 성공하면 흐름이 수락된다.

3.2 지연규격 조정 상수 계산

라우터 수가 M개인 경로상에서 요구속도가 r이고 종단간 지연한계가 w인 흐름의 수락조건을 살펴보자. (2.4)에 의해 계산되는 종단간 최대지연의 최소값이 종단간 지연한계보다 크지 않아야 할 뿐만 아니라 경로상의 모든 라우터가 요구속도를 수용할 수 있어야 하므로 수락 조건을 다음과 같이 정리할 수 있다.

$$q_{2c}^{min} \leq w \text{ 및 } E_n \geq r, n=1,2,\dots,M. \quad (3.1)$$

기존 RSVP 절차에 의해 라우터에 할당되는 흐름의 지연규격을 원시 지연규격이라 칭한다. 라우터 n 단에서의 최대지연이 $(b_n + D_{L_n})$ 으로 표현되고, 각 라우터에서 흐름에 할당하는 대역폭이 r보다 작을 수 없으므로 흐름의 종단간 최대지연 q_{2c} 는 다음과 같은 범위를 갖는다.

$$q_{2c} = q_s + \sum_{n=1}^M \{b_n + D_{L_n}\} \leq q_s + \sum_{n=1}^M \{b_n |_{s_n=r} + D_{L_n}\} \equiv q_{2c}^{UB}. \quad (3.2)$$

(3.2)에서 q_{2c}^{UB} 는 흐름의 종단간 최대지연의 상한치를 의미한다. $w \geq q_{2c}^{UB}$ 인 흐름의 경우 슬랙이 있다 하더라도 스케줄링 속도를 요구속도 미만으로 낮출 수 없으므로 이를 라우터에서의 할당 대역폭을 줄이는데 활용할 수 없다. 따라서 지연규격 조정 가능 흐름을 다음과 같이 정의할 수 있다.

정의 1: 임의의 흐름에 대해 이의 종단간 지연한계가 종단간 최대지연의 상한치보다 작을, 즉 $w < q_{2c}^{UB}$ 일 경우 이 흐름을 지연규격 조정가능 흐름이라 한다.

지연규격 조정가능 흐름에 대해 조정할 수 있는 지연규격의 량을 살펴보면 다음 보조정리와 같다.

보조정리 1: RSVP 절차에 의해 라우터 n에 할당되는 지연규격 조정 가능 흐름의 지연규격 b_n 에 대해 조정, 즉 증가 또는 감소시킬 수 있는 량 Δb_n 은 다음과 같이 주어진다.

$$\frac{L}{E_n} - \frac{L}{R} < \Delta b_n \leq \frac{L}{r} - \frac{L}{R}, \text{ 여기서 } E_n \geq r. \quad (3.3)$$

증명: RSVP 절차에 의해 모든 라우터가 R의 대역폭을 할당하므로 라우터 n에 배분되는 원시 지연규격 b_n 은 (2.3)에 의해 $(L/R + L^{max}/G_n)$ 가 된다. 라우터 n가 흐름에 할당할 수 있는 대역폭은 r 이상 E_n 이하의 값을 가지므로 조정 후 지연규격 $(b_n + \Delta b_n)$ 은 (2.3)에 의해 다음과 같은 범위를 갖는다.

$$\frac{L}{E_n} + \frac{L^{max}}{G_n} \leq b_n + \Delta b_n \leq \frac{L}{r} + \frac{L^{max}}{G_n}. \quad (3.4)$$

이로부터 Δb_n 은 (3.3)과 같은 범위를 갖게 된다.

네트워크 설계시 각 라우터의 출력링크의 용량을 그 링크에 가해지는 부하 량에 비례하도록 설정하는 것이 일반적이다. 따라서 경로상의 각 라우터에 대해 부하 균형이 잘 이루어진다는 것은 링크 자원의 가용 정도를 나타내는 비율인 링크 대역폭 가용도가 서로 근접해진다는 것을 의미한다. 라우터 n의 링크 대역폭 가용도 A_n 을 $(G_n - E_n)/G_n$ 으로 정의하고, 경로의 평균 가용도를 A^{avg} , 경로에서 가장 낮은 가용도를 A^{min} 으로 표기한다. 라우터에 할당되는 지연규격이 늘어날수록 흐름에 할당되는 대역폭이 줄어드는, 즉 지연규격은 대역폭에 반비례하므로 라우터 n에 배분되는 지연규격의 조정 값 Δb_n 을 $(A^{avg} - A_n)$ 에 비례하도록 한다. 지연규격 조정 전 후의 종단간 최대지연이 동일해야 하므로 다음의 식이 도출된다.

$$\Delta b_n = \alpha_{raw} (A^{avg} - A_n), \text{ 여기서 } \alpha_{raw} \geq 0 \text{ 및 } \sum_{n=1}^M \Delta b_n = 0 \quad (3.5)$$

(3.5)에서 모든 라우터에 동일하게 적용되는 상수 α_{raw} 를 원시 지연규격 조정 상수라 칭한다. 그러면 지연규격 조정 후 라우터 n에 할당되는 지연규격은 $(b_n + \Delta b_n)$ 가 되고, 이를 만족시키기 위한 대역폭은 (2.3)에 의해 구해지며, 이를 $(R + \Delta R_n)$ 으로 표기한다. 그러면 그림 4와 같이 지연규격과 대역폭이 할당된다.

보조정리 2: 원시 지연규격 조정 상수 α_{raw} 는 다음과 같이 주어진다.



그림 4. 제안방법에서 지연규격과 대역폭 할당

$$\alpha_{raw} = \text{Min}_n \{ \alpha_{raw}^n \}, \text{ 여기서 } \alpha_{raw}^n \equiv \begin{cases} \frac{L/r - L/R}{A^{avg} - A_n}, & A_n < A^{avg} \\ \frac{L/E_n - L/R}{A^{avg} - A_n}, & A_n \geq A^{avg}. \end{cases} \quad (3.6)$$

증명: 라우터 n에 대한 원시 조정 상수 α_{raw}^n 를 구해 보자. $A_n < A^{avg}$ 이면 (3.5)로부터 지연규격이 늘어나므로, 보조정리 1과 (3.5)에 의해 $0 \leq \alpha_{raw}^n (A^{avg} - A_n) \leq (L/r - L/R)$. 따라서 $\alpha_{raw}^n \leq (L/r - L/R) / (A^{avg} - A_n)$. 한편 $A_n \geq A^{avg}$ 이면 (3.5)로부터 지연규격이 줄어들므로 보조정리 1과 (3.5)에 의해 $0 \geq \alpha_{raw}^n (A^{avg} - A_n) \geq (L/r - L/R)$. 따라서 $\alpha_{raw}^n \geq (L/r - L/R) / (A^{avg} - A_n)$. 모든 라우터에 동일한 α_{raw} 값을 적용하기 위해서는 모든 라우터에서 조정되는 지연규격이 조정 가능한 범위를 벗어나지 않아야 하므로 α_{raw} 는 (3.6)과 같이 모든 n에 대한 α_{raw}^n 의 최소값으로 주어진다.

이제 경로의 자원 이용 효율을 높이기 위해 실제 적용할 지연규격 조정상수를 어떻게 결정해야 할지 살펴보자. 먼저 라우터 n에서 임의의 흐름에 할당하는 대역폭 s_n 과 경로의 병목정도가 자원 이용 효율에 어떠한 영향을 미치는지 검토한다. 흐름이 사용하는 자원량 V_{flow} 는 경로상의 각 라우터가 할당하는 대역폭의 합이므로 $V_{flow} = \sum_{n=1}^M s_n$ 가 된다. 경로가 수용할 수 있는 최대 흐름 수를 N으로 표기한다. N개 흐름이 점유하는 경로 대역폭 자원량 V_{path} 는 N개 흐름에 대한 V_{flow} 를 합한 것이다. 자원 이용 효율을 높이기 위해서는 V_{flow} 를 적게 해야 할 뿐만 아니라 병목링크가 발생하지 않도록 해야 한다. 먼저 V_{flow} 에 대해 생각해 보자.

보조정리 3: 병목구간이 없는 경로에서 RSVP 절차에 의해 결정된 임의의 흐름에 대한 종단간 예약속도 R에 대해 지연규격 조정상수 값을 크게 할수록 자원 이용 효율이 낮아진다.

증명: 두 상수 a_1 과 a_2 에 대해 $a_2 > a_1$ 일 때 a_2 의 지연규격 조정 상수가 더 많은 자원을 점유하게 한다는 것을 보임으로서 보조정리 3을 증명할 수 있다. $A_i < A^{avg} < A_j$ 인 임의의 두 라우터 i와 j를 생각하자. $A_i < A^{avg}$ 이므로 (3.5)에 의해 라우터 i에 할당되는 임의의 흐름에 대한 지연규격이 늘어나고, 그 결과 (2.3)에 의해 스케줄링 속도 s_i 가 줄어든다. a_1 과 a_2 에 의해 s_i 가 각각 $(R - \Delta s_{i1})$ 과 $(R - \Delta s_{i2})$ 로 감소한다고 가

정한다. 라우터 i에 할당되는 지연규격을 늘리면 라우터 j의 스케줄링 속도 s_j 를 증가시켜 늘어난 지연규격만큼 줄여야 한다. 이 결과 s_j 는 각각 $(R + \Delta s_{j1})$ 과 $(R + \Delta s_{j2})$ 로 증가한다고 가정한다. $a_2 > a_1$ 이므로 (3.5)에 의해 $\Delta s_{i2} > \Delta s_{i1}$ 및 $\Delta s_{j2} > \Delta s_{j1}$ 가 된다. a_1 과 a_2 에 대해 조정 후의 흐름의 점유 자원을 각각 V_{1flow} 와 V_{2flow} 로 표기한다. 그러면 흐름의 점유 자원량의 차이 DV_{flow} 는 다음과 같이 표현된다.

$$DV_{flow} = V_{2flow} - V_{1flow} = \Delta s_{j2} - \Delta s_{j1} - \Delta s_{i2} + \Delta s_{i1}. \quad (3.7)$$

라우터에 배분되는 지연규격의 변동에 따른 스케줄링 속도 s의 변동량을 살펴보자. (2.3)에서 $(1/s)$ 의 미분이 $(-1/s^2)$ 가 되고 $s > 1$ 이므로 s값이 큰 영역일수록 절대 기울기가 줄어들어 동일한 지연 값을 줄이거나 늘리기 위해 더 많은 s값의 변동이 있어야 한다. 따라서 $(\Delta s_{j2} - \Delta s_{j1}) > (\Delta s_{i2} - \Delta s_{i1})$ 가 되어 (3.7)로부터 $DV_{flow} > 0$. 즉 지연규격 조정상수가 클수록 더 많은 자원을 점유한다.

한 예로 $M=2, q_s=D_{L_1}=D_{L_2}=0, L=1000\text{bit}$ 및 $R=1\text{Kbps}$ 인 환경에서 a_1 에 의해 $s_1=2\text{Kbps}, s_2=0.667\text{Kbps}$ 가 되어 $q_{e2e}=1000/2\text{K}+1000/0.667\text{K}=2\text{ms}$ 가 되는 경우와 $a_2(>a_1)$ 에 의해 $s_1=5\text{Kbps}, s_2=0.52\text{Kbps}$ 가 되어 $q_{e2e}=1000/5\text{K}+1000/0.52\text{K}=2\text{ms}$ 가 되는 경우를 비교할 때 후자가 약 3Kbps만큼 더 많은 경로의 대역폭을 사용하게 되어 자원 이용 효율이 저하됨을 알 수 있다.

이제 병목링크 병목정도와 경로의 자원 이용 효율의 관계에 대해 살펴보자. 본 연구에서 경로의 병목도 ρ 를 다음과 같이 정의한다.

$$\rho \equiv (A^{avg} - A^{min}) / A^{avg} \quad (3.8)$$

경로의 부하가 벨링성 되지 않을 경우 경로의 흐름 수용 능력은 병목링크에 의해 제한되므로 병목링크에서 수용 가능한 흐름의 수가 바로 경로의 흐름 수용 능력 N가 된다. 따라서 경로의 자원량이 고정된 조건하에서 ρ 가 증가할수록 병목링크의 병목정도가 심해져 N가 줄어들고, 반대로 ρ 가 감소할수록 병목정도가 완화되어 N가 늘어남을 예상할 수 있다. 이로부터 다음 추론이 도출된다.

추론 1: 경로의 자원 이용 효율은 경로의 병목도 ρ 에 반비례 한다.

지연규격 조정상수와 병목도의 관계를 자원 이용

효율 측면에서 살펴보자. 조정상수를 키워서 부하 밸런싱을 강하게 할수록 보조정리 3에 의해 경로의 자원 이용 효율이 저하되지만 강한 부하 밸런싱의 결과로 ρ 가 낮아져 추론 1에 의해 자원 이용 효율이 개선된다. 반대로 조정상수를 줄여 부하 밸런싱을 약하게 할수록 경로의 자원 이용 효율은 향상되지만 ρ 가 높아져서 자원 이용 효율이 저하된다.

마지막으로 원시 지연규격 조정 상수 α_{raw} 에 병목도 ρ 를 반영하는 방법을 살펴보자. ρ 는 0에서 1 사이의 값을 가지며 큰 값일수록 더 높은 병목정도를 나타낸다. 병목정도를 보다 효과적으로 반영하기 위해 ρ 에 반영상수 $g(>1)$ 를 곱한 값인 유효 병목도 $\rho_e(\leq 1)$ 를 도입한다. 그리고 α_{raw} 에 ρ_e 를 곱한 것을 지연규격 조정상수 α 로 사용한다. 한편 지연규격 조정 작업 자체가 라우터와 착신측에 부담을 주며, 특히 각 라우터가 서로 유사한 링크 대역폭 가용도를 갖는, 즉 가용도의 분산 $Var(A)$ 가 적을 경우 (3.6)에서 α_{raw}^* 가 아주 큰 값을 가져 계산이 복잡해질 뿐만 아니라 빈번한 지연규격 조정으로 네트워크의 동작에 악 영향을 미칠 수 있다. 따라서 $Var(A)$ 가 임계치를 초과할 때만 지연규격을 조정하도록 한다. 그러면 지연규격 조정 상수 α 를 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$\alpha = \begin{cases} \alpha_{raw} \max\{1, g \frac{A^{avg} - A^{min}}{A^{avg}}\}, & Var(A) \geq \text{임계치} \\ 0, & \text{otherwise.} \end{cases} \quad (3.9)$$

(3.9)에서 병목도 반영상수 g 의 최적 값을 시뮬레이션 을 통해 찾을 수 있다.

이제 라우터 n 은 (3.5)에서 α_{raw} 대신 병목도 ρ 를 반영한 지연규격 조정상수 α 를 사용하여 다음과 같이 조정할 지연규격 량 Δb_n 을 구할 수 있다.

$$\Delta b_n = \alpha(A^{avg} - A_n). \quad (3.10)$$

4. 성능평가

제안된 LBB 방법의 성능을 기존 RSVP 및 LSS 방법과의 비교측면에서 평가한다. 본 연구는 경로 부하 밸런싱을 통해 네트워크 자원 이용 효율을 높이기 위한 것이며, 경로 자원의 이용 효율은 경로의 흐름 수용 능력에 정 비례하므로 흐름 수락 능력을 성능 평가항목으로 사용한다. 성능 평가 네트워크를 살펴

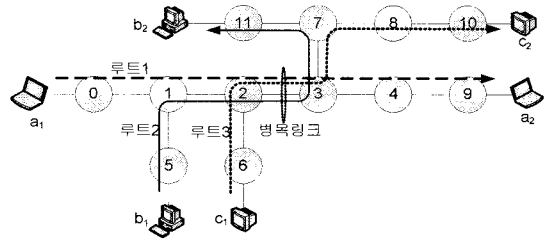


그림 5. 평가 네트워크

본 후 평가 결과를 기술한다.

4.1 평가 네트워크

평가 네트워크를 그림 5와 같이 구성하였다. 구체적으로 살펴보면 12개의 라우터로 구성되고 흐름 연결 측면에서 3개의 경로, 즉 3개의 루트(route)를 갖는다. a2, b2 및 c2로 연결되는 회선은 가입자 회선이므로 라우터 9, 10 및 11은 RSVP 기능을 수행하지 않는다. 따라서 세 루트 모두 5개의 RSVP 라우터를 갖는다. 인접 RSVP 라우터 사이의 전송지연을 모두 1ms (약 200Km의 거리에 해당함), 루트상의 발착신 가입자 선로와 착신 라우터에서 발생하는 지연시간의 합을 모두 1ms로 가정한다. 링크의 용량은 모두 동일하며, STM-4 (622Mbps), STM-16 (2.5Gbps) 및 STM-64 (10Gbps)를 고려한다. 흐름의 패킷은 모두 동일한 크기를 갖는 것으로 가정한다. 시뮬레이션 방법을 이용하여 흐름 수락 능력 측면에서 성능을 평가하며, 시뮬레이션은 SMPL(Simulation Model Programming Language)[17]에 관련 루틴을 추가하여 수행하였다.

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. 그러면 평가 네트워크의 RSVP 경로에서 지연시간은 55ms 이내가 되므로 [10,55]ms 범위에 균등하게 분포하는 흐름의 종단간 지연한계를 고려한다. 그리고 8Kbps의 음성, 128Kbps의 오디오 및 1Mbps의 영상 흐름이 7:1:2의 비율로 랜덤하게 발생하는 VoIP(Voice over IP) 트래픽 유형을 고려한다.

4.2 성능 평가

성능평가에 앞서 LSS와 LBB 방법에서 도입한 상

수인 δ 와 g 값을 결정해야 한다. 본 연구에서는 시뮬레이션을 통해 최적 δ 와 g 값을 찾는다. [20,21]에 따르면 멀티미디어 통신, 특히 인터넷 전화와 비디오 회의 등이 혼재하는 상황에서 음성 패킷의 크기는 3000비트를 중심으로 분포하고, 비디오 패킷의 크기는 8000비트를 중심으로 분포한다. 따라서 이들 두 가지 대표적인 패킷 크기에 대해 STM-4, STM-16 및 STM-64의 3가지 링크 유형과 루트 수가 2개 및 3개인 두 가지 루트 유형 하에서 최적 값을 구하였다. 그 결과 LSS 방법의 δ 값은 STM-4의 경우 0.0007, STM-16의 경우 0.0002 그리고 STM-64의 경우 0.0001의 최적값을 보였다. 따라서 이들의 산술평균인 0.00033의 δ 값을 본 성능평가에 사용하였다. 반면 LBB 방법의 g 값의 경우 모든 유형에 대해 모두 25의 동일한 최적 값을 보였으므로 25의 g 값을 사용하였다.

모든 링크를 STM-64로 구성된 평가 네트워크에 대해 패킷 크기에 따른 흐름 수락 능력을 그림 6에 도시하였다. 이 그림에서 패킷 크기가 증가할수록 흐름 수락 능력이 저하되는 현상은 (2.3)에 의해 라우터에서 흐름의 최대지연은 패킷 크기에 비례하여 증가하므로 중단간 지연한계를 충족시키기 위해 그만큼 더 할당 대역폭을 높여야 하기 때문이다. RSVP 방법 대비 LSS와 LBB 방법의 이득을 그림 7에 각각 도시하였다. 여기서 이득이란 RSVP 방법에서 수락 흐름 수를 N_1 , LSS 또는 LBB 방법에서 수락 흐름 수를 N_2 라 할 때 $(N_2 - N_1) / N_1$ 으로 정의되는 값으로 개선되는 정도를 나타낸다. 패킷 크기가 작은 영역에서 이득이 낮은 것은 (2.3)에 의해 보다 작은 대역폭으로 서비스 품질을 만족시킬 수 있어 RSVP 방법으로도 충분한 흐름 수락 능력을 보이기 때문에 그 만큼 성

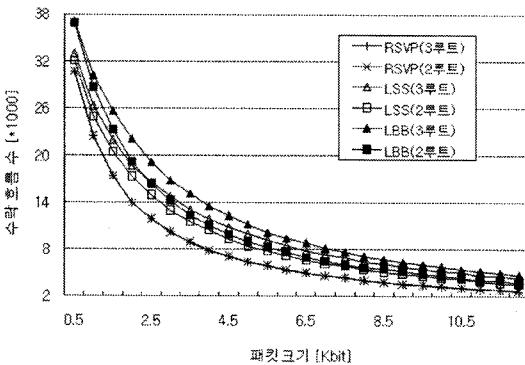


그림 6. 패킷 크기에 따른 흐름 수락 능력 비교

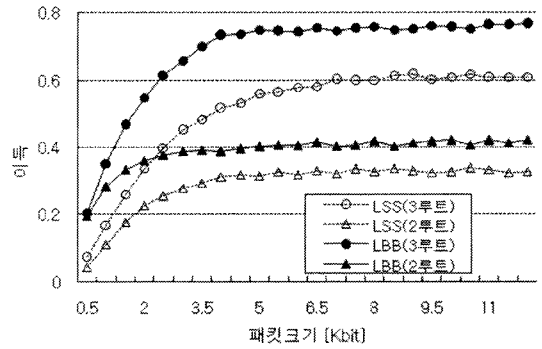


그림 7. RSVP 방법 대비 이득 비교

능 개선의 여지가 줄어들기 때문이다. 패킷 크기가 증가할수록 LSS와 LBB 방법의 성능 개선 효과가 향상되나 특정 값, 약 4Kbit 이상을 넘어가면 포화되는 현상을 보였다. LSS 대비 LBB 방법의 성능 개선 정도를 그림 8에 별도로 도시하였다. 이 그림으로부터 LSS 대비 LBB 방법은 루트 수가 2개의 경우 4 ~ 15%, 3개인 경우 9 ~ 17% 정도 흐름 수락 능력을 향상시키는 것을 관찰할 수 있었다.

다음은 링크 용량에 따른 성능 개선 효과를 살펴 보자. 3Kbit와 8Kbit의 두 가지 패킷 크기 (L)에 대해

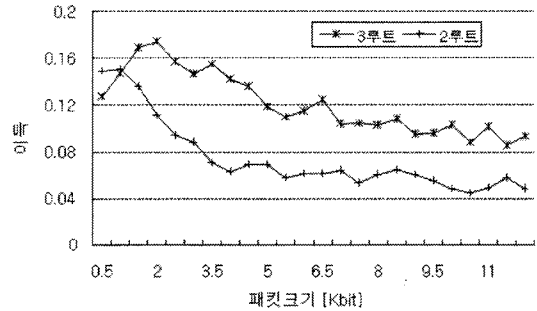


그림 8. LSS 대비 LBB 방법의 이득 비교

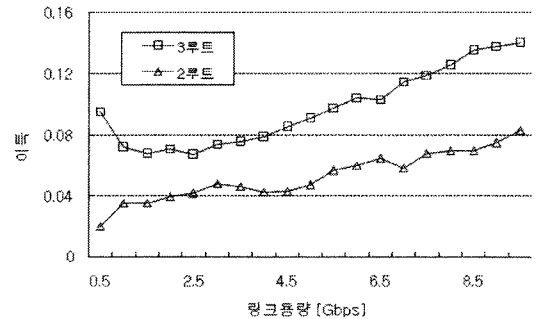


그림 9. LSS 대비 LBB 방법의 이득 (L=3Kbit)

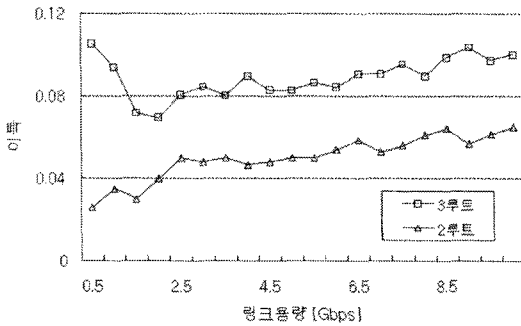


그림 10. LSS 대비 LBB 방법의 이득 (L=8Kbit)

링크 용량을 0.5G에서 9.5Gbps까지 증가시키면서 LSS 대비 LBB 방법의 이득을 그림 9와 10에 각각 도시하였다. 이로부터 LBB 방법은 링크 용량에 상관없이 LSS 방법보다 우수한 성능 개선 효과를 보이는 것을 확인 할 수 있었다.

5. 결 론

자원예약 기반 품질보장 서비스 환경에서 경로의 자원 이용 효율을 높일 수 있을 뿐만 아니라 대표적인 자원예약 절차인 RSVP에 적용할 수 있는 경로 부하 밸런싱 방법을 제안하였고, 이를 적용한 RSVP 라우터를 설계하였다. 제안된 방법은 먼저 흐름의 종단간 지연한계를 기존 RSVP 절차에 따라 경로상의 라우터에 배분 한 후 경로의 병목상태와 라우터의 링크 대역폭 가용도를 반영하여 자원에 여유가 있는 라우터는 할당된 지연규격을 줄여서 더 많은 대역폭을 할당하고, 여유가 없는 라우터는 이를 늘려서 할당 대역폭을 줄이는 형태로 각 라우터에 가해지는 부하의 량을 조절하도록 하였다.

제안된 방법을 RSVP 절차에 적용하기 위해 RSVP의 PATH 메시지에 경로상의 라우터 수와 라우터의 자원상태 정보를 담은 Rstatus 영역을 추가하고, RESV 메시지에 지연규격 조정상수 값과 평균 링크 대역폭 가용도 값을 담은 Abudget 영역을 추가하였다. 이렇게 함으로서 기존 RSVP 절차를 그대로 적용할 수 있었다. 착신측은 기존 RSVP 절차에 더하여 지연규격 조정상수만 계산하면 되므로 휴대 단말기에도 적용이 가능할 정도로 복잡도가 낮은 장점이 있다.

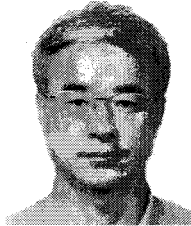
12개의 라우터와 3개의 경로로 구성되는 평가 네

트워크에서 시뮬레이션을 통해 제안된 방법의 성능을 평가한 결과 패킷 크기, 링크의 용량 및 루트 수에 상관없이 기존방법 보다 우수한 성능개선 효과를 보였으며, 구체적으로 4 ~ 17% 정도 높은 자원 이용 효율을 제공함을 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] S. Shenker, C. Partridge and R. Guerin, "Specification of Guaranteed Quality of Service," RFC 2212, IETF, 1997.
- [4] Z. Y. Xia and Y. A. Hu, "Extending RSVP for Quality of Security Service," IEEE Internet Computing, pp. 51-57, 2006.
- [5] 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.
- [6] G-S. Kuo and Po-Ch. Ko, "Dynamic RSVP protocol," IEEE Comm. Mag., pp. 130-135, 2003.
- [7] Q. Huang and G-S. Kuo, "Dynamic RSVP extension for wireless mobile IP networks," Proc. VTC'04, pp. 2683-2687, 2004.
- [8] 김태준, "자원 예약에 있어 대역폭 이용 효율을 높일 수 있는 RSVP-라우터," 멀티미디어학회 논문지 제 11권 7호, 2008.
- [9] S. Norden, "Analyzing the performance of deferred reservations," Computer Networks, Vol.47, pp. 327-349, 2005.
- [10] M. Postigo-Boix and J. Melús-Moreno, "Performance evaluation of RSVP extensions for a guaranteed delivery scenario," Computer Communications, Vol.30, pp. 2113-2121, 2007.
- [11] K. Gopalan, T. Chiueh and Y. Lin, "Delay

- Budget Partitioning to Maximize Network Resource Usage Efficiency,” Proc. INFOCOM, pp. 2060-2071, 2004.
- [12] Y. Shi, Z. Liu, Z. Qiu and M. Sheng, “Load Balance Based Network Bandwidth Allocation for Delay Sensitive Services,” Proc. AINA, 2005.
- [13] R. Nagarajan, J. Kurose, and D. Towsley, “Local allocation of end-to-end quality-of-service in highspeed networks”, Proc. IFIP Workshop on Perf. analysis of ATM Systems, North Holland, pp. 99-118, 1993.
- [14] K. Gopalan, T. Chiueh and Y. Lin, “Slack allocation techniques for intra-path load balancing,” High Speed Networks, Vol.16, No.3, pp. 211-237, 2007.
- [15] A. Demers, S. Keshav and S. Shenker, “Design and analysis of a fair queuing algorithm,” Proc. ACM SIGCOMM, pp. 1-12, 1989.
- [16] A. K. Parekh, “A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks,” PhD dissertation, Massachusetts Institute of Technology, 1992.
- [17] M. H. MacDougall, Simulating Computer Systems, Techniques and Tools, MIT Press, 1987.
- [18] 인터넷전화 서비스 정책 시행계획, 정보통신부, 2004. 10.
- [19] 배성룡, “E-모델 기반 통화품질 분석을 통한 VoIP Planning 및 평가,” 박사학위논문, 경기대학교 대학원, 2004.
- [20] P. Callyam and C. Lee, “Characterizing Voice and Video Traffic Behavior over the Internet,” Proc. International Symposium on Computer and Information Sciences (ISCIS), 2005.
- [21] Cisco-Implementing QoS Solutions for H.323 Video Conferencing over IP, <http://www.cisco.com/warp/customer/105/video-html>, 2005.



김 태 준

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