Journal of Korea Multimedia Society Vol. 20, No. 7, July 2017(pp. 1030-1037)
https://doi.org/10.9717/kmms.2017.20.7.1030

지연 제한 트래픽 흐름에 대한 측정 기반 패킷 손실률 보장에 관한 연구

김 태 준†

Study on the Measurement-Based Packet Loss Rates Assuring for End-to-End Delay-Constrained Traffic Flow

Taejoon Kim†

ABSTRACT

Traffic flows of real-time multimedia services such as Internet phone and IPTV are bounded on the end-to-end delay. Packets violating their delay limits will be dropped at a router because of not useful anymore. Service providers promise the quality of their providing services in terms of SLA(Service Level Agreement), and they, especially, have to guarantee the packet loss rates listed in the SLA. This paper is about a method to guarantee the required packet loss rate of each traffic flow keeping the high network resource utilization as well. In details, it assures the required loss rate by adjusting adaptively the timestamps of packets of the flow according to the difference between the required and measured loss rates in the lossy Weighted Fair Queuing(WFQ) scheduler. The proposed method is expected to be highly applicable because of assuring the packet loss rates regardless of the fluctuations of offered traffic load in terms of quality of services and statistical characteristics.

Key words: WFQ, Packet Scheduling, Packet Loss Differentiation, Packet Loss Guarantee, Quality of Service

1. 서 론

인터넷 기술의 발전으로 인터넷 전화나 IPTV와 같은 실시간 멀티미디어 서비스가 급속히 확산되고 있으며, 많은 서비스 제공 사업자가 출현하고 있다. 사업자 별로 전달지연, 패킷손실률 등의 SLA 항목으로 제공 서비스의 품질을 객관화 하고 있다. 한 예로 인터넷 전화의 통화품질 기준은 0.1~3%의 패킷 손실률을 허용하며 구체적인 손실률은 사용된 코덱과 요구 품질에 의존한다[1]. 이제 서비스 이용자는 제공 사업자 선택에 있어 서비스의 기능적 측면 못지않게 서비스 품질을 따지고 있다. 하지만 최선형 서비스 기반 인터넷의 태생적인 구조적 한계로 인해 요구되는 서비스 품질을 지원하는데 많은 어려움이 있다. 현재 대부분의 실시간 멀티미디어 서비스가 단순 등급에 의한 차별적 트래픽 처리로 서비스 품질의 고급화를 추구하는 차등 서비스(DiffServ) 모델에 의해 제공되고 있어 서비스 품질의 보장 측면에서 그 한계가 있다[2]. 따라서 언젠가는 약속된 품질을 완전하게 보장할 수 있는 종합 서비스 모델이 도입 될 것으로 기대되며, 이러한 종합 서비스(InterServ) 모델에서 손실률을 보장할 수 있는 방법에 대한 연구가 요

※ Corresponding Author : Taejoon Kim, Address: (331-717) Dept. of Information and Comm. Eng., Kongju National University, 1223-24 Cheonan Daero, Seobuk-gu, Cheonan-si, ChungNam, Korea, TEL : +82-10-5426-0362, FAX : +82-41-556-6447, E-mail : tjkim@kongju.ac.kr

Receipt date : Mar. 29, 2017, Revision date : May. 17, 2017
Approval date : May 26, 2017
† Dept. of Information & Comm. Eng., Kongju National University

구된다. 최근 들어 패킷 손실률의 차별화[3]와 차별화된 패킷 손실률의 보장[4] 대한 연구도 진행되고 있다.

한편 Weighted Fair Queuing(WFQ) 알고리즘[5]은 흐름간 공평한 자원 사용을 지원할 뿐만 아니라 흐름들의 상호 간섭을 차단하여 개별 흐름의 품질특성을 지원하고 흐름별 주문화된 품질을 보장할 수 있어 IntServ 모델의 RSVP(ResSource reserVation Protocol) 라우터에 적용되었다[2]. WFQ는 요구되는 대역폭과 지연 한계를 완벽히 준수하여 패킷 손실이 전혀 일어나지 않는 그러한 알고리즘으로 개발되었으나 패킷 손실을 수용하는 일종의 손실(Lossy) WFQ에 대한 연구가 시도되고 있다. 인가되는 트래픽에 따라 가중치를 적응적으로 조정하여 가변 트래픽에 적합하도록 개선하였으며[6], 이를 기초로 WFQ 스케줄러로 실현되는 MPLS 링크에서의 패킷 손실률을 추정하고, 추정된 손실률이 요구 패킷 손실률을 초과할 경우 링크 대역폭을 동적으로 재할당 하는 기법으로 패킷 손실률의 보장을 시도하였다[7]. [8]에서 과잉 예약을 통해 패킷 손실을 허용하는 손실 WFQ를 도입하였으며, [9]에서 흐름별 손실률을 보장함으로서 네트워크 자원 이용도를 8 ~ 11% 개선할 수 있음을 보였다. 하지만 [9]는 트래픽 특성과 서비스 품질 특성이 다양한 일반 트래픽 부하를 대상으로 사전에 시뮬레이션으로 구해진 타임스탬프 조정값을 사용하여 흐름별로 차별적인 패킷 손실률을 보장하였다. 따라서 가해진 트래픽의 서비스 품질과 트래픽 통계적 특성이 시시각각 변하는 실제적 상황에 적용하기엔 한계가 있다. 이러한 문제를 해결하기 위해 실시간 패킷 손실률 측정을 통해 최적 타임스탬프 조정값을 구하는 시도가 발표되었고[10], 본 논문은 이러한 시도를 구체화하여 최적 타임스탬프 조정값을 구하는 알고리즘을 제시하고 실험을 통해 제시된 알고리즘의 성능을 고찰한다.

2. 관련 연구

WFQ에서 트래픽 흐름이 스케줄러 출력링크의 대역폭을 점유하는 비율로 정의되는 가중치가 Φ_i인 임의의 흐름 i에 할당되는 대역폭 R_i는 다음과 같이 계산된다.

$$R_i = \Phi_i C \tag{1}$$

(1)에서 C는 출력링크 대역폭을 의미한다. WFQ는 처리할 트래픽이 있는 구간(이하, 바쁜 구간) 동안 다음 식에 의해 증가되는 서버시간 $v_S(t)$을 도입하여 사용한다.

$$v_S(t) = \frac{1}{\sum_{k \in B(t)} \phi_k(t)} t \tag{2}$$

(2)에서 $B(t)$는 시간 t 시점에 이미 스케줄러에 도착한 흐름의 집합을 의미한다. 여기서 흐름이 도착한다는 것은 RSVP에 의해 수락된 흐름의 첫 번째 패킷이 스케줄러에 입력되는 것을 의미한다. 서버시간은 스케줄러가 처리한 트래픽 량 측면에서의 시간을 의미하며 처리할 트래픽이 없는 구간(이하, 휴지구간) 동안 0의 값을 갖는다.

WFQ는 패킷 단위로 스케줄링 작업을 수행하므로 패킷의 가상 전송시작 시각과 가상 전송종료 시각 개념을 도입하여 사용한다. 이들 시각은 대응되는 Generalized Processor Shaing[5]에서의 전송 시작시각과 전송 종료시각과 각각 일치하며, 특히 가상 전송종료 시각은 그 패킷의 전송 우선순위를 결정하는 중요한 단서가 된다. 임의의 흐름 i의 k번째 패킷을 P_i^k, 이의 가상 전송 시작시각과 가상 전송 종료시각을 각각 S_i^k와 F_i^k, 그리고 이의 크기를 L_i^k로 표현한다. [5]에 따르면 F_i^k는 다음 식에 의해 계산되며, 이를 P_i^k의 타임스탬프(timestamp)라 부른다.

$$F_i^k = \max(v_s(t), F_i^{k-1}) + L_i^k / R_i. \tag{3}$$

WFQ에서 임의 흐름의 예약속도 R과 패킷의 최대지연 $d^{\max}$와의 관계는 다음과 같이 주어진다[5]. 참고로 예약속도인 R은 RSVP 절차에 의해 결정된다.

$$d^{\max} = \frac{L}{R} + \frac{L^{\max}}{C} \tag{4}$$

여기서 L은 흐름의 최대 패킷 크기, $L^{\max}$는 스케줄러가 취급하는 최대 패킷 크기이다. 일반적으로 $L/R >> L^{\max}/C$이므로 (4)로부터 최대지연과 예약속도는 반비례함을 알 수 있다. 어떤 흐름에 보장되는 최대지연과 속도는 바로 $d^{\max}$와 R이 되며, R 값의 조정으로 원하는 최대지연 값을 얻을 수 있다. 여기서 최대지연은 바로 해당 스케줄러에서 허용되는 흐름의 지연한계, 즉 지연규격이 된다.

한편 [8]에서 도입한 손실 WFQ(이하, LWFQ)는 과잉 흐름 예약을 허용하여 WFQ 보다 더 많은 흐름을 수용하는 대신 지연규격을 위반하는 패킷을 즉시 폐기하는 방식이다. RSVP로부터 새로운 흐름에 대해 수락 요청을 받으면 (1)에 의해 그 흐름의 가중치를 계산한 후 수용 가능성 여부를 허용 누적 가중치 ψ^L로 판단한다. 기 수용된 흐름의 가중치 합 $\psi(t)$와 새로운 흐름의 가중치 Φ의 합이 ψ^L을 초과하지 않으면, 즉 $(\psi(t)+\Phi)\leq\psi^L$이면 흐름을 수용하고, 아니면 수용을 거절한다. $\psi^L>1$이면 과잉 흐름예약으로 인해 지연규격을 위반하여 패킷이 폐기될 수 있다. LWFQ는 스케줄러가 휴지상태일 때 0의 값을 갖고 바쁜 상태일 때 실시간 속도로 진행하는 서버 실시간 타임머 $t_R()$을 도입하여 사용한다. [5]에 따르면 WFQ에서 임의의 흐름 i의 k번째 패킷 P_i^k의 실제 전송 종료 시각인 $t_R(P_i^k$전송종료)은 가상 전송종료시각 F_i^k에 패킷 전송 소요시간의 최대값인 $L^{\max}/C$를 더한 값보다 늦을 수 없다. 즉 $t_R(P_i^k$전송종료$)\leq(F_i^k+L^{\max}/C)$. 이로부터 패킷의 전송 소요시간이 $L^{\max}/C$보다 길 수 없으므로 패킷 P_i^k가 지연규격을 위반하지 않으려면 $t_R(P_i^k$전송시작 직전$)\leq F_i^k$의 조건이 만족되어야 함을 알 수 있다. 따라서 LWFQ는 P_i^k의 전송시작 직전에 $t_R(P_i^k$전송시작 직전$)\leq F_i^k$의 조건이 충족되는지 조사하고, 충족되지 않으면 그 패킷을 폐기한다. 이러한 LWFQ는 지연규격을 위반하는 패킷의 비율이 모든 흐름에 대해 동일한 확률로 발생하므로 흐름별로 패킷 손실률을 달리할 수 없다.

흐름별 패킷 손실률의 차별화를 위해 [9]는 LWFQ에서 각 흐름별로 그 흐름내 패킷의 타임스탬프 값을 강제로 조정하여 흐름 별 패킷의 지연규격 위반 비율이 달라지는, 즉 패킷 손실의 차별화를 시도하였다. 여기서 타임스탬프 조정값은 흐름별로 결정되나, 임의 흐름의 타임스탬프 조정값 변경은 나머지 다른 흐름의 패킷 손실률에 영향을 주므로 최적 타임 스탬프 조정값을 구하는 것은 아주 어려운 문제이다. 스케줄러에 인가된 트래픽의 서비스 품질 특성과 트래픽 량의 통계적 특성이 결정되면 이로부터 각 흐름별 요구된 허용 패킷 손실률을 만족시키는 최적의 타임스탬프 조정값을 구하는 연산 알고리즘이 [9]에서 제안되었다. 하지만 인가되는 트래픽의 서비스 품질이나 통계적 특성에 조금이라도 변동사항이 있으면 다시 최적의 타임스탬프 조정값을 계산해야 하는데, 연산 알고리즘의 수행에 많은 시간이 소요되어 실제적으로 활용하기에는 제약이 있다.

3. 제안한 방법

3.1 타임스탬프 강제 조정 기반의 패킷 손실률 보장

타임스탬프 조정을 통한 패킷 폐기 비율의 제어 개념을 Fig. 1을 통해 살펴본다. 패킷 P_1^8 또는 P_2^1의 전송시작 직전의 서버 실시간 값과 P_1^8의 가상 전송 종료시각 그리고 P_2^1의 가상 전송 종료시각이 모두 동일하다고 가정한다. 즉 $t_R(P_1^8$또는 P_2^1전송시작 직전$)=F_1^8=F_2^1$. 그러면 P_1^8 또는 P_2^1 중 하나만 전송되고 다른 패킷은 지연규격 초과로 폐기된다. 이때 어느

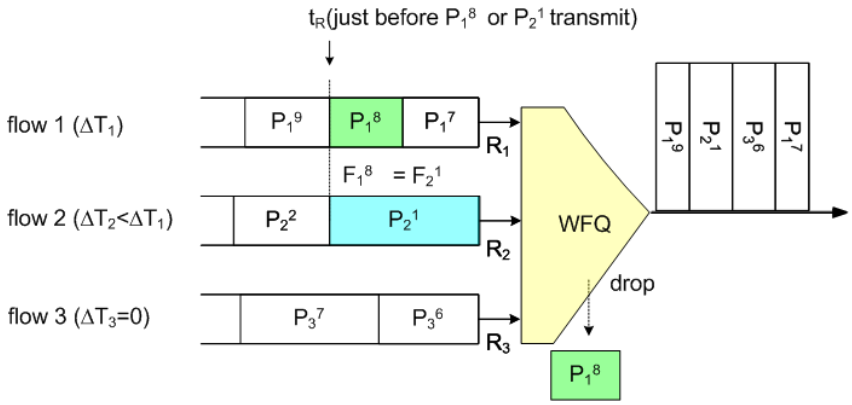

Fig. 1. Timestamp adjustment ratio and packet discard.

패킷이 폐기되는가 하는 것은 바로 타임스탬프 조정값에 의존한다. 그림 1에서 $\triangle T_i$ 는 흐름 i의 타임스탬프 조정값을 의미한다. $\triangle T_2 < \triangle T_1$, 즉 흐름 2의 조정값이 작으므로 타임스탬프 조정 이후에는 P_2^1의 타임스탬프 값이 P_1^8의 그것보다 작아서 P_2^1이 전송되고 대신 P_1^8이 폐기된다. 만약 $\triangle T_2 > \triangle T_1$이면 반대로 P_1^8이 전송되고 P_2^1이 폐기된다.

타임 스탬프 조정의 절대적 기준값을 얻기 위해 가상 패킷 크기 L_v를 사용한다. 여기서 $L_v = Minimum_{i \in B(t)}(L_i^k / R_i)$. 흐름 i의 타임스탬프 T_i는 다음 식과 같이 조정한다.

$$T_i = T_i + \triangle T_i, \triangle T_i = \delta_i L_v \tag{5}$$

(5)에서 δ_i는 흐름 i의 타임스탬프 조정비율로 [0,1]의 값을 가지며 흐름별로 별도의 값을 갖는다. 임의의 흐름에 대해 그의 타임스탬프 조정 비율이 클수록 타임스탬프 값이 증가하므로 그 만큼 우선순위가 낮아져 그 흐름의 패킷 손실률이 증가하게 된다. WFQ는 작업보존 스케줄링 알고리즘이므로 어떤 흐름의 패킷 손실률이 증가하면 다른 흐름의 패킷 손실률이 감소하게 된다. 이러한 특성을 이용하여 흐름별로 패킷 손실률을 차별화 할 수 있게 된다. 측정에 기초한 타임스탬프 조정비율 갱신 알고리즘은 다음 장에 기술된다.

제안된 스케줄러의 동작을 살펴본다. 새로운 트래픽 흐름을 수락하기 전에 요구된 서비스 품질, 즉 요구 대역폭, 지연한계 및 요구 패킷 손실률을 보장할 수 있는 가용한 스케줄링 자원이 있는지 여부를 조사해야 한다. 각각의 흐름에 대해 요구 대역폭이 보장되지 않으면 그 흐름의 패킷 전달 지연시간이 늘어나고, 지연한계를 초과하면 그 패킷은 폐기되므로 결과적으로 각 흐름의 패킷 손실률에 의해 품질 보장이 가능한지 여부가 결정된다. 스케줄러에 인가되는 트래픽 부하는 트래픽 클래스별로 분류할 수 있는데, 여기서 트래픽 클래스란 요구 패킷 손실률이 동일한 흐름의 집합을 의미한다. 새로운 흐름의 수락 요청시 그 흐름의 허용 패킷 손실률과 평균 패킷 도착 속도가 주어지므로 클래스 i의 j번째 흐름의 평균 패킷 도착속도를 r_{ij} 클래스 i의 허용 패킷 손실률을 L_i^A라 할때 수락된 트래픽 전체에 대한 평균 허용 패킷 손실률을 의미하는 스케줄러 허용 손실률 L_{system}^A은 다음과 같이 구할 수 있다. 여기서 N과 C_i는 각각 클래스 수와 클래스 i내 흐름의 수를 의미한다.

$$L_{system}^A = \frac{\sum_{i=1}^{N}\sum_{j=1}^{C_i} r_{ij} L_i^A}{\sum_{i=1}^{N}\sum_{j=1}^{C_i} r_{ij}} \tag{6}$$

그러면 [8]의 결과로부터 L_{system}^A을 보장할 수 있는 허용 누적 가중치 ψ^L값을 구해 흐름 수락제어에 사용할 수 있다. 즉 기 수용된 흐름의 가중치 합 $\psi(t)$와 새로운 흐름의 가중치 Φ의 합이 ψ^L을 초과하지 않으면, 즉 $(\psi(t)+\Phi) \le \psi^L$이면 흐름을 수용하고, 아니면 수용을 거절한다.

패킷 도착시 스케줄러는 그 패킷의 가상 전송종료 시각을 계산하여 패킷의 타임스탬프 영역에 기입하고, 서버 가상시간을 갱신한다. 전송 중인 패킷이 전송 완료될 때 스케줄러는 각 흐름 큐의 HOL(Head-of-Line) 패킷의 타임스탬프 값을 그 흐름의 타임스탬프 조정 비율로 (5)에 의해 강제 조정한 이후 가장 앞선 값을 갖는 패킷을 찾아 전송을 시작하고 서버 가상시간을 갱신한다.

3.2 측정 기반 타임스탬프 조정 비율 갱신

먼저 타임스탬프 조정 비율을 어떻게 갱신할 것인가에 대해 살펴본 후 조정 비율 갱신 알고리즘을 기술한다. 각 트래픽 흐름별로 허용 손실률과 손실률 측정값의 차이로 정의되는 손실률 오차가 서로 다를 수 있으므로 조정되는 타임스탬프 값 역시 흐름별로 서로 달라져야 한다. 타임스탬프 조정값이 클수록 패킷 손실이 더 많이 발생하므로 각 흐름의 타임스탬프 조정 비율 δ는 손실률 오차에 비례하도록 해야 한다. 이로부터 δ의 갱신을 다음 식과 같이 허용 손실률로 정규화한 손실률 오차에 비례하도록 한다.

$$\delta = \delta + k() \frac{(allowed\ ratio - measured\ ratio)}{allowed\ ratio} \tag{7}$$

여기서 조정함수 $k()$는 강제 조정의 정도를 조절하는 함수이다. δ는 [0,1]사이의 값이므로 음수이면 0, 1이상이면 1의 값으로 설정한다.

(7)에서 조정함수 $k()$의 값이 증가하면 손실률 오차가 큰 흐름의 경우 조정의 속도가 빨라질 수 있으나 손실률 오차가 적은 흐름의 경우 미세조정이 어려

워지고, 심지어 손실률 오차가 줄어드는 게 아니라 오히려 손실률 오차를 키우는, 즉 수렴 대신 발산하는 부작용이 발생할 수 있다. 반면 $k()$의 값이 작으면 손실률 오차가 적은 흐름의 발산의 위험성은 줄어들지만 손실률 오차가 큰 흐름의 수렴 속도가 느려져 품질 보장이 어려워지는 문제가 있다. 따라서 $k()$의 값을 모든 흐름의 손실률 오차의 정도에 따라 적응적으로 조절할 필요가 있다. 이를 위해 먼저 스케줄러에 수용된 모든 흐름의 손실률 오차의 정도를 나타내는 지수인 스케줄러 손실률 오차 σ_{ldif}를 도입한다. σ_{ldif}는 각각의 흐름에 대해 그의 손실률 오차의 제곱을 그 흐름의 패킷 도착 속도로 가중 평균한 값의 제곱근을 스케줄러 허용 손실률 L^A_{system}으로 정규화한 것으로 다음 식과 같이 구한다. 여기서 L^M_i은 흐름 i에 대한 측정된 손실률 값이다.

$$\sigma_{ldif} = \frac{1}{L^A_{system}} \sqrt{\frac{\sum_{i=1}^{N}\sum_{j=1}^{C_i} r_{ij}(L^A_i - L^M_i)^2}{\sum_{i=1}^{N}\sum_{j=1}^{C_i} r_{ij}}} \tag{8}$$

$k()$의 값을 σ_{ldif}에 비례하도록 함으로서 모든 흐름들의 손실률 오차의 정도를 반영한 수렴 속도를 갖도록 한다.

한편 가해진 트래픽 부하의 변동 또는 타임스탬프 강제 조정의 여파로 스케줄러 손실률 오차 σ_{ldif}가 심각하게 동요하는 현상이 발생할 수 있다. 이러한 현상은 허용 손실률 보장의 수렴 속도를 더디게 할 뿐만 아니라 강제 조정 동안 각 흐름의 손실률 오차의 변동 폭을 키워 서비스 품질을 저하시킬 우려가 있다. 이러한 현상을 완화시키기 위해 이전의 σ_{ldif} 값들을 피드백(feedback)하여 다음 식과 같이 σ_{ldif} 값을 순화(smooth)시킨다. 여기서 σ^n_{ldif}은 n번째 조정 사이클에 적용될 스케줄러의 손실률 오차이다.

$$\sigma^n_{ldif} = \alpha\sigma^{n-1}_{ldif} + \beta\sigma^n_{ldif}, \text{ 여기서 } \alpha+\beta=1 \tag{9}$$

(9)에서 α는 과거 σ_{ldif}의 반영정도이고 β는 현재 σ_{ldif}의 반영정도이다. $\alpha=0.5$이면 현재에 가까운 값 σ_{ldif}을 배로 많이 반영하는 지수적 피드백이 된다. 이로부터 n 번째 조정에 사용될 $k^n()$은 다음과 식과 같이 구해진다. 여기서 K는 강제 조정의 강도와 수렴 속도를 결정하는 상수로서 실험을 통해 최적의 값을 구할 수 있다.

$$k^n() = K\sigma^{n-1}_{ldif} \tag{10}$$

그리고 $k^n()$값의 상한치와 하한치를 도입하여 급격한 조정과 의미 없는 초미세조정을 배제하도록 한다.

측정 기반 타임스탬프 조정 비율 갱신 알고리즘은 Fig. 2와 같이 스케줄러에 수락된 모든 트래픽 클래스에 대해 허용된 패킷 손실률이 실제 잘 보장되고 있는지 측정을 통해 확인하는 관측과 어느 한 흐름이라도 보장되지 않으면 조정 비율의 갱신을 통해 손실률이 보장되도록 하는 강제 조정의 두 단계로 구성된다. 시스템 시작시 모든 클래스의 타임스탬프 조정 비율의 초기값을 0.5로 동일하게 설정한다. 그리고 T_1 시간 동안 각 클래스별 패킷 손실률을 측정한 후 모두가 그들의 허용값 이내인지 조사하는 관측 단계를 수행한다. 관측 단계에서 어느 한 클래스라도 그의 허용값을 벗어나면 강제조정 단계로 진입한다. 강제조정 단계에서는 각 클래스별로 타임스탬프 조정 비율을 갱신한 후 $T_2(<T_1)$ 시간 동안 각 클래스별로

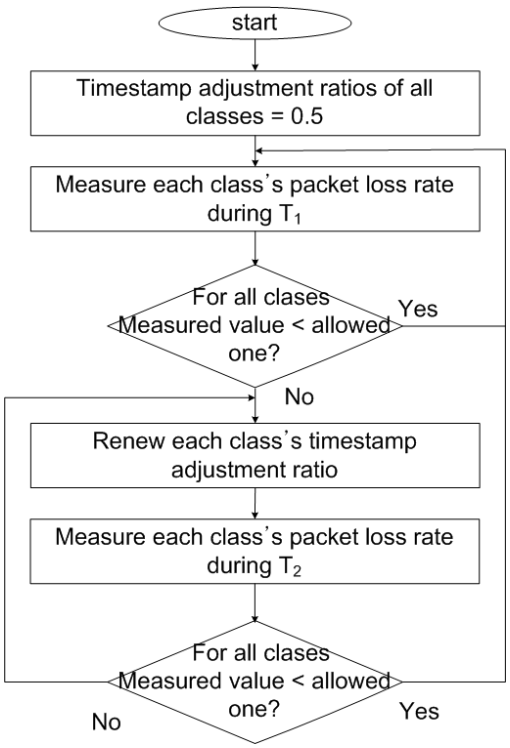

Fig. 2. Renewal of timestamp adjustment ratio.

손실률을 측정하고 모두가 그들의 허용값 이내인지 조사한다. 모든 클래스의 손실률 측정값이 그들의 허용값 이내로 들어오지 않으면 반복해서 강제 조정을 수행한다.

4. 실험 결과

흐름별로 별도의 큐가 필요한 WFQ는 규모성(scalability) 문제로 인해 아직 대규모 스위치에는 적용하기 힘들므로 100여 VoIP호를 동시에 수용할 수 있는 소규모 스위치를 대상으로 성능을 평가하였다. VoIP 호의 트래픽 발생 모델은 각각 1.58초와 0.87초의 평균 지속시간을 갖는 On-Off 모델[11]을 사용하였고, On 상태에서 12ms 마다 1088비트 크기의 패킷이 발생되는 가장 음질이 좋은 G.711 코덱[12]을 고려하였다. 동일한 특성의 음성 트래픽 흐름이지만 흐름별 종단간 허용 지연이 다르고 흐름별 패킷 전달 경로 또한 서로 달라 각 노드에 할당되는 흐름별 지연규격은 큰 차이를 보일 수 있다. 따라서 본 논문에서는 노드에서의 지연 규격이 각각 4, 5 및 6ms인 세 가지 유형의 트래픽 흐름을 고려하며 이들은 허용 패킷 손실률이 각각 0.1, 0.5, 1, 2 및 3%인 클래스 1~5의 5가지 클래스로 분류하고 클래스별 흐름의 수가 균등하게 분포하는 균등분포 부하를 대상으로 하였다. 백분율의 패킷 손실률을 제대로 측정할 수 있는 충분한 트래픽 량을 얻기 위해 T2를 10초로 하였고 패킷 손실률 보장 정도는 주어진 허용 패킷 손실률에 대해 10%의 오차한계 이내로 하였다. 그리고 (9)식의 α와 β를 각각 0.5로 하였다. 참고로 시뮬레이션은 SMPL(Simulation Model Programming Language)[13]에 관련 루틴을 추가하여 수행하였다

스케줄러 패킷 손실률은 (6)에 의해 1.32%로 계산되므로 100 VoIP 호를 인가하여 1.32%의 스케줄러 패킷 손실률이 발생되는 그러한 출력 링크를 대상으로 실험하였다. 먼저 (10)의 K 값에 따라 모든 클래스의 패킷 손실률 측정값이 그들의 목표치, 즉 허용 패킷 손실률의 10% 오차이내, 에 수렴되는데 소요되는 강제 조정 횟수와 각 강제 조정 사이클에서 측정된 스케줄러 손실률 오차의 평균값에 100을 곱한 값을 Fig. 3에 도시하였다. K값이 클수록 강제조정 횟수가 줄어드는 것을 관찰할 수 있는데, 이는 조정 비율의 값이 K에 비례하기 때문이다. 하지만 K값이 0.26이상이 되면 수렴 상태를 유지하지 못하고 목표

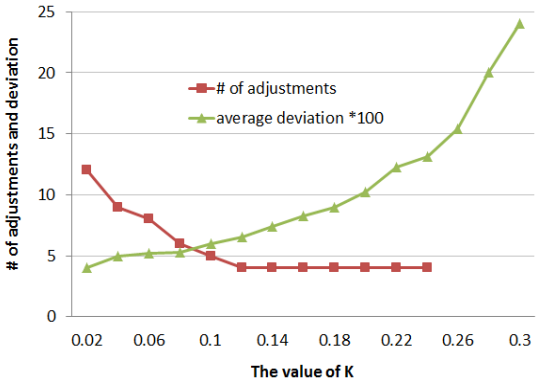

Fig. 3. Adjustment numbers and deviation according to K values,

치를 벗어나 소요 강제 조정 횟수를 측정할 수 없었다. 소요되는 강제 조정 횟수는 4회 까지 줄어들어 시간으로 환산하면 40초의 수렴시간이 소요됨을 보였다. 스케줄러 손실률 오차의 평균값은 K값에 따라 지수적으로 증가하는 현상을 보였는데 이는 K값이 클수록 타임스탬프 값이 너무 과도하게 조정되어 손실률의 변동폭이 너무 커지기 때문으로 설명할 수 있다. 참고로 Fig. 3에서 K=0.26 이상인 구간의 경우 스케줄러 손실률 오차의 평균값은 강제 조정 횟수 4회에 대한 것이다.

Fig. 4는 K=0.14와 K=0.28의 두 경우에 대해 각 강제 조정 사이클에서 측정한 스케줄러 손실률 오차값을 도시한 것이다. K=0.14는 4회의 강제 조정으로 허용 패킷 손실률 보장하는 경우이고 K=0.28는 허용 패킷 손실률을 보장하지 못하는 경우이다. 전자의 경우 5회 이상의 강제 조정 시 스케줄러 손실률 오차값

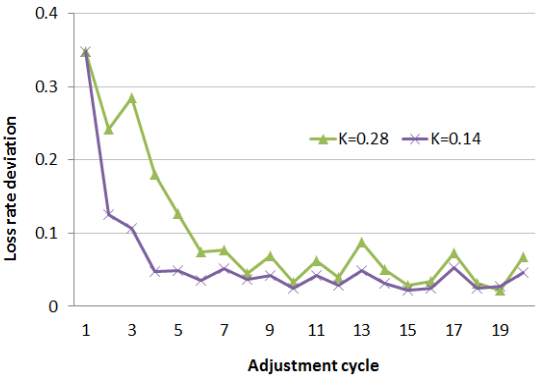

Fig. 4. Deviations according to K values of 0.14 and 0.28.

이 4회 강제조정 시의 스케줄러 손실률 오차값인 0.05 이내로 유지되나 후자의 경우 스케줄러 손실률 오차의 값이 강제 조정 사이클을 아무리 늘려도 0.05 이내로 수렴하지 않음을, 특히 13, 17 및 19회의 경우, 관찰할 수 있다. K=0.28의 경우 발생하는 이러한 과도한 스케줄러 손실률 오차값이 허용 패킷 손실률을 보장할 수 없는 이유를 설명해준다.

K=0.14의 경우에 대해 강제 조정 사이클에 따른 패킷 손실률 측정값의 수렴과정과 그 때의 타임스탬프 조정 비율을 Fig. 5와 6에 각각 도시하였다. Fig. 5에서 첫 사이클에는 0.5의 동일한 조정비율 초기값으로 인해 모든 클래스가 동일한 패킷 손실률 측정값을 갖지만 Fig. 2의 알고리즘에 따라 조정 비율을 갱신함으로서 측정된 손실률이 허용 손실률에 근접해 가다가 4번의 조정 사이클 후 모든 클래스의 패킷 손실률 측정값이 그들의 허용값 범위내로 수렴함을

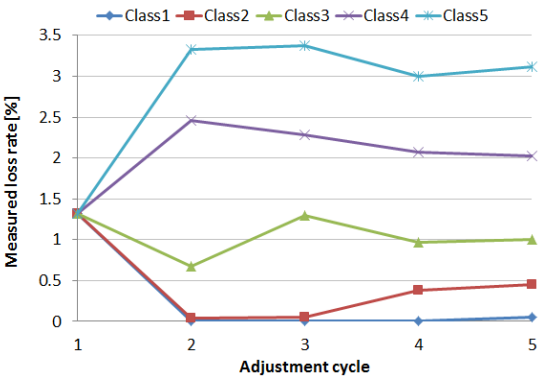

Fig. 5. Measured loss rates according to adjustment cycles.

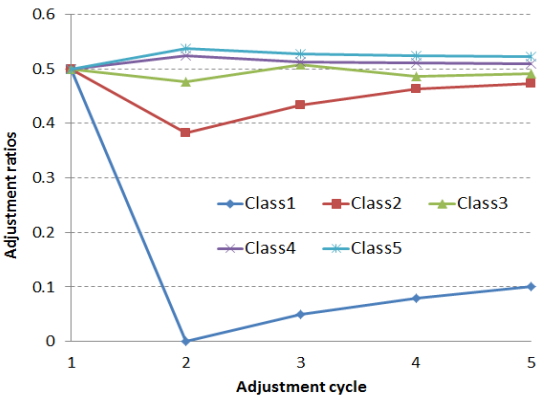

Fig. 6. Adjustment ratios according to adjustment cycles.

확인할 수 있었다.

패킷 손실률의 차별화로 얻을 수 있는 자원 이용 효율성을 살펴본다. 가장 엄격한 패킷 손실률이 0.1%이므로 패킷 손실률을 차별화 할 수 없는 손실 WFQ 스케줄러의 경우 모든 클래스에 대해, 심지어 3%의 느슨한 패킷 손실률로 충분한 클래스 5 까지도, 0.1%의 엄격한 손실률을 보장할 수밖에 없다. 스케줄러의 허용 패킷 손실률을 1.32%에서 0.1%로 엄격하게 할 경우 [8]의 결과로부터 920개의 흐름만 수용할 수 있어 결과적으로 차별적인 패킷 손실화의 덕분으로 8.7%의 자원 이용도 개선을 얻을 수 있었는데, 이는 [9]의 결과와 유사함을 보인다.

5. 결 론

본 논문에서는 품질 지원이 가능한 WFQ 스케줄러에서 흐름별로 서로 다른 허용 패킷 손실률을 보장할 수 있는 방법을 제안하고 그 성능 특성을 고찰하였다. 제안된 방법은 각 흐름 클래스 별로 실시간 측정된 패킷 손실률과 허용 손실률의 오차 값으로 WFQ 스케줄러에서 패킷의 타임스탬프를 적응적으로 조정하여 각 흐름의 요구된 패킷 손실률을 보장하는 것이다. 그리고 손실률 보장에 소요되는 시간을 보다 단축시킬 수 있는 타임스탬프 조정 비율의 계산 알고리즘을 제시하였다. 제시된 알고리듬은 조정 비율의 계산에 있어 수용된 모든 흐름들의 손실률 오차값들에 의해 결정되는 스케줄러 손실률 오차를 반영하고 이전 사이클의 조정 비율을 피드백 함으로서 발산의 위험성을 줄이면서 빠른 수렴이 가능하게 하였다.

성능 고찰 결과 조정비율의 계산에 사용되는 상수값 K는 0.14가 적절하였고, 이러한 K값으로 4회의 타임스탬프 조정 비율의 갱신으로 허용 패킷 손실률 대비 10% 오차 범위내의 측정값을 얻을 수 있었다. 그리고 패킷 손실률을 차별화 할 수 없는 이전의 연구결과와 비교시 8.7%의 자원 이용도 개선 효과를 관찰할 수 있었다. 백분율의 패킷 손실률 측정에 충분한 트래픽 양을 얻기 위한 10초의 조정 사이클 주기값으로 인해 40초의 긴 수렴시간이 소요되었는데 보다 빠른 수렴시간을 위해 향후 조정 비율 계산 알고리즘의 개선이 요구된다. 제안된 방법은 가해진 트래픽 부하의 서비스 품질과 통계적 특성의 변동에 상관없이 요구된 허용 패킷 손실률을 보장할 수 있어 그 활용 가능성이 기대된다.

REFERENCE

[1] S.Y. Bae, *VoIP Planning and Evaluation through the E-model Based Speech Transmission Quality Analysis*, Doctor's Thesis of Kyonggi University, 2004.

[2] X. Xiao and L. Ni, "Internet QoS: A Big Picture," *IEEE Network*, Vol. 13, No. 2, pp. 8-18, 1999.

[3] P. Argibay-Losada, A. Suárez-González, C. López-García, and M. Fernández-Veiga, "A New Design for End-to-End Proportional Loss Differentiation in IP Networks," *Computer Networks*, Vol. 54, Issue 2, pp. 1389-1403, 2010.

[4] M. Elhaddad, R. Melhem, and T. Znati, "Supporting Loss Guarantees in Buffer-limited Networks," *Proceeding of International Symposium on Quality of Service*, pp. 239-250, 2006.

[5] A. Parekh and R. Gallager, "A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks: The Single Node Case," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Vol. 3, No. 1, pp. 344-357, 1993.

[6] Y. Wang, L. Fan, D. He, and R. Tafazolli, "Solution to Weight-Adaptive Fair Queuing," *Electronics Letters,* Vol. 44, No. 5, pp. 385-387, 2008.

[7] D. Zhang and D. Ionescu, "Providing Guaranteed Packet Loss Probability Service in IP/MPLS-based Networks," *Proceeding of International Conference on Communication*, pp. 5772-5776, 2008.

[8] T. Kim, "A Weighted Fair Packet Scheduling Method Allowing Packet Loss," *Journal of Korea Information and Communication Society*, Vol. 35, No. 9, pp. 1272-1280, 2010.

[9] T. Kim, "A Weighted Fair Queuing Scheduler Guaranteeing Differentiated Packet Loss Rates," *Journal of Korea Multimedia Society,* Vol. 17, No. 12, pp. 1453-1460, 2014.

[10] T. Kim, "A Study on the Differentiated Packet Loss Rate Guarantee Based on Measurement," *Proceeding of the Fall Conference of the Korea Information and Communication Society*, pp. 658-659, 2015.

[11] H. Hassan, J. Garcia, and O. Brun, "Generic Modeling of Multimedia Traffic Sources," *Proceeding of International Working Conference on Performance Modeling and Evaluation*, pp. 14/1-14/10, 2005.

[12] C. Chuah and R.H. Katz, "Characterizing Packet Audio Streams from Internet Multimedia Applications," *Proceeding of International Conference on Communication*, Vol. 2, pp. 1199-1203, 2002.

[13] M.H. MacDougall, *Simulating Computer Systems, Techniques and Tools*, MIT Press, Cambridge, Massachusetts, 1987.

김 태 준

1980년 2월 경북대학교 졸업
1982년 2월 한국과학기술원 졸업 (석사)
1999년 8월 한국과학기술원 졸업 (박사)
1982년~1996년 ETRI 근무
현재 공주대학교 교수
관심분야 : 인터넷 엔지니어링