JKIICE Journal of the Korea Institute of Information and Communication Engineering

한국정보통신학회논문지(J. Korea Inst. Inf. Commun. Eng.) Vol. 17, No. 11 : 2553~2562 Nov. 2013

광대역 무선 네트워크에서 멀티미디어 스트리밍 서비스를 위한 혼잡 제어 기법

이은재[1] · 정광수[2*]

Congestion Control Scheme for Multimedia Streaming Service in Broadband Wireless Networks

Eun-jae Lee[1] · Kwang-sue Chung[2*]

[1] Department of Electronics and Communications Engineering, Kwangwoon University, Seoul 139-701, Korea
[2] Department of Electronics and Communications Engineering, Kwangwoon University, Seoul 139-701, Korea

요 약

광대역 무선 네트워크 환경에서 TCP의 혼잡 제어 알고리즘은 미디어 스트리밍 서비스가 요구하는 대역폭 및 지연 한계를 보장하기 어렵다. 본 논문에서는 고품질의 미디어 스트리밍 서비스를 제공하기 위한 혼잡 제어 기법인 COIN TCP (COncave INcrease TCP)를 제안하였다. COIN TCP는 라우터 큐의 데이터 양에 반비례하게 조절된 혼잡 윈도우의 증가율을 통해 혼잡 윈도우 크기를 오목하게 증가시킴으로써, 가용 대역폭의 빠른 점유와 Heavy Congestion의 방지가 가능하다. 또한 랜덤 손실을 고려한 패킷 손실률에 따라 혼잡 윈도우의 감소율을 조절하여 링크 활용도를 향상시켰다. 제안 기법의 실험 결과를 통해 광대역 무선 네트워크에서의 처리량 향상을 확인하였다.

ABSTRACT

It is difficult for TCP congestion control algorithm to ensure the bandwidth and delay bound required for media streaming services in broadband wireless network environments. In this paper, we propose the COIN TCP (COncave INcrease TCP) scheme for providing a high-quality media streaming services. The COIN TCP concavely increases the congestion window size by adjusting the increment rate of congestion window, that is inversely proportional to the amount of data accumulated in the router queue. As a result, our scheme can quickly occupy the available bandwidth and prevent the heavy congestion. It also improves the link utilization by adjusting the decrement rate of congestion window according to the packet loss rate with the random loss. Through the simulation results, we prove that our scheme improves the total throughput in broadband wireless network.

키워드 : 멀티미디어 스트리밍, 손실 기반 혼잡 제어, 광대역 무선 네트워크, 손실 구분

Key word : Multimedia Streaming, Loss-based Congestion Control, Broadband Wireless Network, Loss Differentiation

접수일자 : 2013. 07. 06 심사완료일자 : 2013. 08. 06 게재확정일자 : 2013. 08. 14

*** Corresponding Author** Kwang-Sue Chung(kchung@kw.ac.kr, Tel:+82-2-940-5134)
Department of Electronics and Communications Engineering, Kwangwoon University, Seoul 139-701, Korea

Open Access **http://dx.doi.org/10.6109/jkiice.2013.17.11.2553** print ISSN: 2234-4772 online ISSN: 2288-4165

ⓒThis is an Open Access article distributed under the terms of the Creative Commons Attribution Non-Commercial License(http://creativecommons.org/li-censes/by-nc/3.0/) which permits unrestricted non-commercial use, distribution, and reproduction in any medium, provided the original work is properly cited.
Copyright ⓒ The Korea Institute of Information and Communication Engineering.

Ⅰ. 서 론

최근 무선 네트워크의 발전으로 LTE (Long Term Evolution), WiMAX (World-wide Interoperability for Microwave Access)와 같은 광대역 무선 네트워크가 보편화 되었고, 스마트폰과 태블릿 PC 등 모바일 단말의 사용이 빠르게 확산되었다. 이에 따라 다양한 모바일 단말을 통해 언제, 어디서나 광대역 무선 네트워크에 접속하여 초고속 인터넷 서비스의 이용이 가능해져, 화상 통화나 모바일 IPTV 서비스 등 실시간 멀티미디어 스트리밍 서비스에 대한 수요가 증가하고 있다 [1],[2].

TCP는 인터넷에서 가장 널리 사용되는 전송 프로토콜로 FTP (File Transfer Protocol)나 HTTP (Hyper Text Transfer Protocol)와 같은 다양한 응용 프로그램들의 기반으로 사용된다. TCP는 혼잡 제어 알고리즘을 통해 신뢰성 있는 데이터 전송이 가능하고 네트워크의 가용 대역폭에 따라 전송 속도를 조절함으로써 네트워크의 혼잡 붕괴 (Congestion Collapse)를 방지한다. 그러나 광대역 무선 네트워크에서 TCP의 윈도우 제어 메커니즘은 혼잡 윈도우 크기를 느리게 증가시키는 반면 패킷 손실 발생 시 급격하게 감소시키는 특성으로 인해 넓은 대역폭을 충분히 활용하지 못하는 문제가 있다 [3],[4].

본 논문에서는 광대역 무선 네트워크에서 멀티미디어 스트리밍 서비스를 위한 혼잡 제어 기법인 COIN TCP (COncave INcrease TCP)를 제안하였다. COIN TCP는 TCP의 혼잡 회피 구간을 개선한 기법으로 광대역 무선 네트워크의 넓은 가용 대역폭을 빠르게 점유하기 위한 혼잡 윈도우 크기의 지수 증가 (Multiplicative Increase)를 수행한다. 또한 네트워크의 혼잡 정도가 상승할 경우 지수 증가 대신 혼잡 윈도우 크기의 가산 증가 (Additive Increase)를 수행하여 다량의 패킷 손실을 방지하며, 패킷 손실률에 따라 혼잡 윈도우의 감소율을 적응적으로 조절한다. 이를 통해 광대역 무선 네트워크의 링크 활용도를 향상시키고 랜덤 손실에 의한 성능 저하를 개선하여 고품질의 미디어 스트리밍 서비스가 가능하다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 관련연구로 기존의 광대역 무선 네트워크를 위한 혼잡 제어 프로토콜 대하여 기술하고, 3장에서는 제안하는 COIN TCP 기법에 대하여 상세히 기술하였다. 4장에서는 시뮬레이터를 이용하여 제안하는 알고리즘의 성능을 검증하고, 마지막으로 5장에서 결론을 맺었다.

Ⅱ. 관련연구

다양한 네트워크 환경에서 TCP의 혼잡 제어 알고리즘을 개선하기 위해 많은 연구들이 진행되었다. STCP (Scalable TCP)는 TCP의 AIMD (Additive Increase Multiplicative Decrease) 알고리즘이 광대역 네트워크의 넓은 대역폭을 느리게 점유하는 문제를 해결하기 위해 제안되었다 [5]. STCP는 송신측에서 ACK를 받을 때마다 혼잡 윈도우 크기를 0.01 MSS (Maximum Segment Size)만큼 증가시키고, 패킷 손실 발생 시 혼잡 윈도우의 크기를 0.875배로 감소시키는 MIMD (Multiplicative Increase Multiplicative Decrease)를 수행한다. 혼잡 윈도우 크기가 지수적으로 증가하기 때문에 빠른 대역폭 점유가 가능하고 패킷 손실에 의한 전송률 감소폭이 적어 처리율이 향상되지만, 큰 값으로 고정된 혼잡 윈도우의 증가율과 낮은 혼잡 윈도우의 감소율로 인해 다량의 패킷 손실이 유발되는 문제가 있다.

HSTCP (HighSpeed TCP)는 네트워크 상태에 따라 AIMD의 혼잡 윈도우 증가율과 감소율을 동적으로 조절한다 [6]. 하나의 RTT (Round Trip Time) 동안 수신된 각각의 ACK에 대해 혼잡 윈도우 크기를 조절할 경우 현재 혼잡 윈도우 크기와 패킷 손실률을 반영한다. HSTCP는 혼잡 윈도우 크기가 증가할수록 혼잡 윈도우의 증가율을 1에서 73 패킷까지 설정하여 가용 대역폭을 점유하는 시간을 단축시켰다. 또한 혼잡 윈도우의 감소율을 0.5에서 0.09까지 조절하여 패킷 손실로 인한 혼잡 윈도우 크기 감소를 빠르게 복구한다. 그러나 패킷 손실이 낮은 환경에서만 우수한 성능을 보이며, TCP와의 공정성을 보장하지 못하는 문제가 있다.

TCP-Veno는 RTT를 기반으로 라우터 큐의 데이터 양을 예측하여 혼잡 윈도우의 증가율과 감소율을 조절한다 [7]. 패킷 손실이 없을 경우 혼잡 윈도우 크기는 TCP-Reno와 동일한 방법으로 증가시킨다. 패킷 손실이 발생하였을 때 라우터 큐의 데이터 양이 특정 임계값 보다 작으면 무선 채널에 의한 손실로 간주하여 TCP-Reno 보다 작은 혼잡 윈도우의 감소율을 적용함으로써 처리량을 향상시켰다. 그러나 혼잡 회피 수행 시간이 과도하게 긴 특성으로 인해 대역폭 점유 효율이

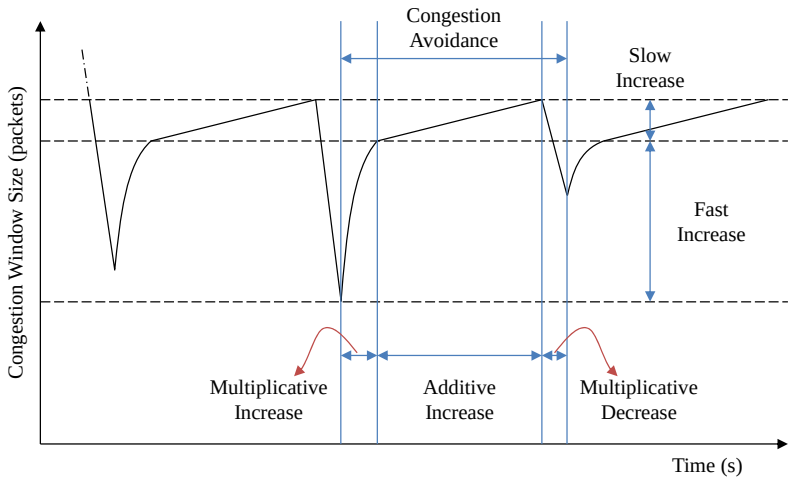


그림 1. 혼잡 윈도우 크기 조절 알고리즘
Fig. 1 An algorithm for congestion window size adjustment

떨어지는 문제가 있다.

Cubic TCP는 혼잡 윈도우 크기를 마지막으로 발생한 혼잡 이벤트 이후의 경과 시간에 대한 3차 함수를 이용하여 조절한다 [8]. 혼잡 윈도우 크기를 3차 함수를 통해 조절하기 때문에 윈도우 크기를 증가시키는 두 가지 방식이 있다. 첫 번째로 혼잡 윈도우 크기를 오목 함수 (Concave Function) 형태로 증가시키는 방식으로 마지막 혼잡 이벤트가 발생하기 이전의 혼잡 윈도우 크기까지 윈도우 크기를 빠르게 증가시킨다. 두 번째로 혼잡 윈도우 크기를 볼록 함수 (Convex Function) 형태로 증가시키는 방식으로 추가적인 대역폭을 점유하기 위해 혼잡 윈도우 크기를 처음에는 느리게 증가시키다가 점차 증가 속도를 높인다. 이를 통해 패킷 손실로 인해 감소된 혼잡 윈도우 크기를 빠르게 복구하여 처리량을 향상시켰다. 그러나 추가적인 대역폭 점유를 위해 혼잡 윈도우의 증가율을 급격하게 증가시켜 다량의 패킷 손실을 유발하는 문제가 있다.

Compound TCP는 혼잡을 판단하기 위해 송신측에서 예측한 큐잉 지연을 이용하여 전송률을 조절한다 [9]. 예측한 큐잉 지연이 작은 경우 네트워크의 혼잡이 없다고 판단하여 전송률을 빠르게 증가시킨다. Compound TCP 기법은 TCP-Reno의 AIMD 방식과 지연 기반의 혼잡 윈도우 조절 방식 모두를 이용하여 두 개의 혼잡 윈도우를 유지한다. 실제 혼잡 윈도우 크기는 두 윈도우 크기를 합한 값을 사용한다. 네트워크 상태가 혼잡하지 않으면 지연 기반의 윈도우를 증가시켜 가용 대역폭을 빠르게 점유하고, 큐잉 지연이 발생하면 지연 기반의 윈도우는 감소시키지만 AIMD 기반의 윈도우는 증가하고 있기 때문에 두 윈도우를 합한 크기가 가용 대역폭과 유사하게 유지되어 처리량 향상을 이루었다. 그러나 패킷 손실이 발생하면 TCP-Reno와 같은 방식으로 혼잡 윈도우의 크기를 감소시켜 랜덤 손실에 의한 성능 저하가 문제가 발생한다.

기존 연구들은 TCP의 보수적인 혼잡 제어 기법을 개선하여 광대역 무선 네트워크의 대역폭 활용도를 향상시켰지만, 다량의 패킷 손실을 야기하고 랜덤 손실에 의한 성능 저하를 유발하는 문제가 있다. 이를 해결하기 위해 오목 함수 방식으로 혼잡 윈도우 크기를 증가시켜 다량의 패킷 손실을 방지하고, 패킷 손실률에 따른 혼잡 윈도우의 감소율을 조절하여 랜덤 손실에 의한 성능 저하를 개선한 COIN TCP 기법을 제안한다.

Ⅲ. COIN TCP 기법

본 논문에서 제안하는 COIN TCP는 TCP의 혼잡 회피 구간에서의 혼잡 윈도우 크기 조절 알고리즘을 개선한 기법으로 전체적인 동작 방식은 그림 1과 같다.

COIN TCP는 패킷 손실 발생으로 인해 감소된 혼잡 윈도우 크기를 빠르게 복구하기 위한 지수 증가 구간, 다량의 패킷 손실을 회피하기 위해 혼잡 윈도우의 크기를 TCP와 동일하게 증가시키는 가산 증가 구간, 패킷 손실 비율에 따라 적응적으로 혼잡 윈도우의 감소율을 적용한 지수 감소 (Multiplicative Decrease) 구간을 가지고 있다.

지수 증가 구간은 패킷 손실 발생 이후 혼잡 회피 구간에 진입 시 동작하며, 병목 링크의 라우터 큐의 데이터 양에 따라 혼잡 윈도우의 증가율을 조절한다. 혼잡 윈도우 크기는 ACK가 도착할 때마다 식 (1)과 같이 증가된다. $cwnd_i$는 현재 혼잡 윈도우의 크기, $cwnd_{i-1}$은 이전 혼잡 윈도우의 크기, α는 혼잡 윈도우의 증가율을 나타낸다. 가산 증가 구간에서는 식 (1)의 α를 1로 설정하여 TCP와 동일하게 RTT마다 $cwnd_i$를 1 MSS 만큼 증가시킨다. 지수 증가와 가산 증가 구간에서 혼잡에 의한 패킷 손실 발생 시 지수 감소 구간에 진입한다. 지수 감소 구간에서 $cwnd_i$는 패킷 손실률에 따라 조정된 혼잡 윈도우의 감소율인 β에 따라 식 (2)와 같이 감소된다.

$$cwnd_i = cwnd_{i-1} + \frac{\alpha}{cwnd_{i-1}} \tag{1}$$

$$\begin{aligned} cwnd_i &= cwnd_{i-1} - \beta \times cwnd_{i-1} \\ &= cwnd_{i-1}(1-\beta) \end{aligned} \tag{2}$$

3.1. 지수 증가 구간

광대역 무선 네트워크에서 TCP는 혼잡 윈도우 크기를 보수적으로 증가시켜 넓은 대역폭을 효율적으로 사용하지 못하는 문제가 있다. COIN TCP 기법은 혼잡 윈도우 크기를 오목하게 증가시켜(Concave Increase) 패킷 손실에 의한 혼잡 윈도우 크기 감소를 빠르게 복구한다. 혼잡 윈도우의 증가율은 병목 링크의 라우터 큐의 데이터 양에 따라 조절된다. 라우터 큐의 데이터 양이 적을 경우 네트워크의 상태가 원활하다고 판단되므로 혼잡 윈도우의 증가율을 높게 설정하여 가용 대역폭을 빠르게 점유한다. 라우터 큐의 데이터 양이 많을 경우 네트워크 상태가 혼잡하다고 판단하여 혼잡 윈도우의 증가율을 낮게 설정함으로써 다량의 패킷 손실을 방지한다. 그림 2는 라우터 큐의 데이터 양에 따른 혼잡 윈도우의 증가율을 나타낸다.

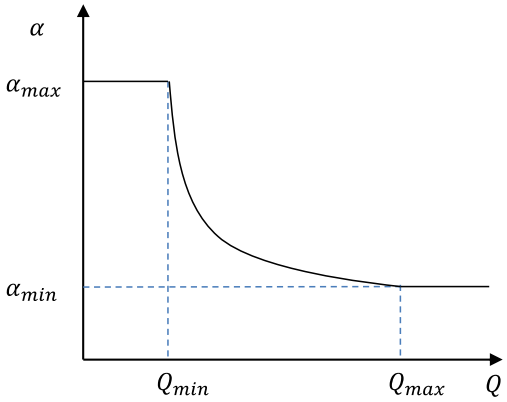


그림 2. 라우터 큐의 데이터 양에 따른 혼잡 윈도우의 증가율 조절
Fig. 2 An increment rate adjustment of congestion window according to the amount of data in a router queue

혼잡 윈도우의 증가율인 는 현재 라우터 큐의 데이터 양인 Q_c가 라우터 큐의 최소 임계값인 $Q_{\min}$이하 일 때 혼잡 윈도우의 최대 증가율인 $\alpha_{\max}$로 설정하여, 네트워크 상태가 원활한 상황에서 가용 대역폭을 빠르게 점유하는 것이 가능하다. Q_c가 라우터 큐의 최대 임계값인 $Q_{\max}$이상 일 경우에는, α를 혼잡 윈도우의 최소 증가율인 $\alpha_{\min}$으로 설정함으로써 가용 대역폭을 천천히 점유하여 다량의 패킷 손실을 방지한다. Q_c가 $Q_{\min}$과 $Q_{\max}$ 사이에 존재할 경우에는, α를 $\alpha_{\max}$에서 $\alpha_{\min}$까지 Q_c에 반비례하도록 감소시켜 혼잡 윈도우 크기를 오목하게 증가시킨다. 라우터 큐의 데이터 양에 따른 혼잡 윈도우의 증가율은 식 (3)과 같다. Q_c가 $Q_{\min}$과 $Q_{\max}$ 사이에 있을 때 Q_c에 반비례하는 α를 설정하기 위해 $Q_{\min}$, $Q_{\max}$, $\alpha_{\max}$, 그리고 $\alpha_{\min}$을 이용해 얻을 수 있는 c_1과 c_2를 사용한다. c_1과 c_2를 식 (4)와 같이 설정하여 Q_c가 $Q_{\max}$일 때 α가 $\alpha_{\max}$가 되고, $Q_{\min}$일 때 α가 $\alpha_{\min}$이 되도록 한다.

$$\alpha = \begin{cases} \alpha_{\max} & Q_c < Q_{\min} \\ \dfrac{c_1}{c_2 + Q_c} & Q_{\min} \leqq Q_c < Q_{\min} \\ \alpha_{\min} & Q_c \geqq Q_{\max} \end{cases} \tag{3}$$

$$c_1 = \frac{(Q_{\max} - Q_{\min})\alpha_{\max}\alpha_{\min}}{\alpha_{\max} - \alpha_{\min}} \quad (4)$$
$$c_2 = \frac{(Q_{\max} - Q_{\min})\alpha_{\min}}{\alpha_{\max} - \alpha_{\min}} - Q_{\min}$$

COIN TCP는 식 (5)와 같이 혼잡 윈도우 크기를 현재 라우터 큐의 데이터 양을 기반으로 라우터 큐의 크기와 큐의 데이터 양을 예측해야 한다. 라우터 큐의 데이터 양은 네트워크 경로에서 패킷의 전송 지연을 나타내기 위해 커넥션이 유지되는 동안 측정된 RTT 중 최소값을 가지는 baseRTT, 현재 측정된 RTT를 평활화한 SRTT (Smoothed Round Trip Time) 그리고 혼잡 윈도우 크기를 이용하여 계산한다.

$$Expected = cwnd/baseRTT$$
$$Actual = cwnd/SRTT \quad (5)$$
$$Diff = (Expected - Actual)baseRTT$$

*Expected*는 네트워크 경로의 전송 지연에 대한 예측 처리량이고, *Actual*은 전송 지연과 큐잉 지연에 대한 예측 처리량을 나타낸다. *Diff*는 Q_c를 나타내는 값으로 *Expected*, *Actual* 그리고 *baseRTT*를 통해 계산한다. 라우터 큐의 크기인 Q는 패킷 손실 발생 직전의 RTT(*lastRTT*)를 이용하여 계산한 *Actual*을 통해 얻은 *Diff*와 같다. 그림 3은 측정한 Q를 기반으로 한 Q_{max}와 Q_{min}을 나타낸다. Q_{min}은 Q의 1/4에 해당하며 Q_c가 Q_{max}보다 적을 경우 α는 α_{max}와 같다. α_{max}는 10으로 설정하여 사용하였다. Q_{max}는 Q의 3/4에 해당하며 Q_c가 Q_{max}보다 많으면 α는 α_{min}과 같다. α_{min}은 1로 설정하여 사용하였다. Q_c가 Q_{min}과 Q_{max} 사이 일 경우 α는 α_{max}와 α_{min} 사이에서 Q_c에 반비례 하는 값을 가진다. α_{max}와 α_{min}은 실험을 통해 가장 효율적인 값을 유도하여 사용하였다.

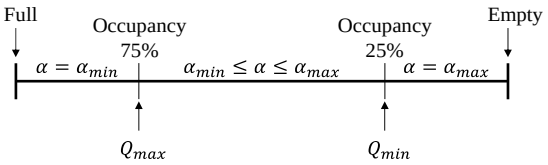


그림 3. 라우터 큐 임계값
Fig. 3 Threshold values of router queue

3.2. 가산 증가 구간

광대역 무선 네트워크를 위해 큰 값으로 고정된 혼잡 윈도우의 증가율과 작은 값으로 고정된 혼잡 윈도우의 감소율을 사용할 경우 혼잡 상황 발생 시 많은 양의 패킷 손실을 유발하는 Heavy Congestion이 발생한다. Heavy Congestion은 네트워크 용량을 초과하도록 혼잡 윈도우 크기를 증가시켜 다량의 패킷 손실을 유발하는 현상으로, 혼잡 시점에 순간적으로 발생하는 버스트 패킷 에러는 하나의 손실 이벤트로 고려되므로 패킷 손실 확률 또는 손실 이벤트 확률이 높은 것을 의미하지는 않는다. 그러나 다량의 패킷 손실로 인해 TCP의 타임아웃 시간을 증가시키고 잦은 Slow Start 구간 진입을 유발하여 급격한 처리량 저하를 야기한다. COIN TCP는 Heavy Congestion을 방지하기 위해 Q_c가 Q_{max}에 가까워질수록 α를 α_{max}까지 감소시킨다. 따라서 Q_c가 Q_{max}를 넘게 되면 TCP와 동일하게 매 RTT마다 혼잡 윈도우 크기를 1씩 증가시키는 가산 증가를 수행한다. 네트워크의 혼잡 정도가 상승할 경우 지수 증가 대신 가산 증가를 수행하여 다량의 패킷 손실을 방지하고 최소 TCP의 성능을 유지하는 효과가 있다.

3.3. 지수 감소 구간

TCP의 혼잡 제어 알고리즘은 패킷 손실이 발생하면 혼잡 윈도우의 크기를 반으로 줄이도록 혼잡 윈도우의 감소율인 β가 0.5로 고정되어 있다. 광대역 무선 네트워크에서 0.5로 고정된 β는 혼잡 윈도우 크기를 급격하게 감소시키는 경향이 있다. 네트워크의 상태를 고려하지 않고 큰 값으로 고정된 β는 지수 감소 이후 혼잡 윈도우 크기를 다시 복구 하는데 상당히 긴 시간이 필요하기 때문에 가용 대역폭을 효율적으로 사용하지 못하는 문제가 발생한다.

COIN TCP는 광대역 무선 네트워크의 넓은 대역폭을 효율적으로 사용하기 위해 패킷 손실률을 기반으로 네트워크 상태를 예측하여 β를 적응적으로 조절한다. 식 (6)은 p에 따라 변화하는 β를 수식으로 나타낸 것이다. p가 패킷 손실률 최대 임계값인 p_{max} 이상 일 경우 네트워크 상태가 혼잡하다고 판단하여 β를 혼잡 윈도우의 최대 감소율인 β_{max}로 크게 설정하고, p가 패킷 손실률 최소 임계값인 p_{min} 이하 일 경우 네트워크 상태가 원활하다고 판단하여 β를 혼잡 윈도우의 최소 감소율인 β_{min}으로 작게 설정한다.

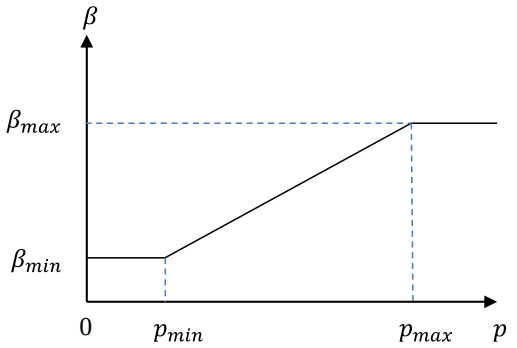


그림 4. 패킷 손실률에 따른 혼잡 윈도우의 감소율
Fig. 4 A decrement rate of congestion window according to the packet loss rate

p가 p_{min}과 p_{max} 사이 일 경우 β를 β_{min}에서 β_{max}까지 선형적 (Linear)으로 증가하도록 설정한다. 혼잡 윈도우의 감소율을 오목하게 증가시킬 경우 패킷 손실률이 약간만 증가하여도 감소율이 급격하게 증가하여 처리량 저하를 유발할 수 있고, 혼잡 윈도우의 감소율을 볼록하게 증가시킬 경우 패킷 손실률이 낮은 구간에서 감소율의 증가폭이 작기 때문에 혼잡을 빠르게 해소하지 못하는 문제가 발생할 수 있기 때문에 혼잡 윈도우의 감소율을 선형적으로 증가시키는 방법을 사용하였다. 그림 4는 패킷 손실률인 p에 따른 β의 변화를 나타낸다.

$$\beta = \begin{cases} \beta_{min} & p < p_{min} \\ \frac{3}{8} * \frac{(p - p_{min})}{(p_{max} - p_{min})} + \frac{1}{8} & p_{min} \leqq p < p_{max} \\ \beta_{min} & p \geq p_{max} \end{cases} \quad (6)$$

p는 패킷 손실 발생 빈도인 p_f와 버스트 패킷 손실률인 p_b를 통해 계산한다. 그림 5는 패킷 손실 발생 빈도와 버스트 패킷 손실률을 나타낸다. p_b는 하나의 패킷 손실이 발생한 직후부터 하나의 RTT동안 발생한 패킷 손실률을 나타낸다. p_f는 버스트 패킷 손실을 하나의 패킷 손실 이벤트로 정의하고, 전체 시간 동안 일어나는 패킷 손실 이벤트 발생 비율을 나타낸다. p는 p_f와 p_b를 합한 값으로 정의한다.

무선 네트워크에서는 채널의 불안정성으로 인해 무선 손실이 발생한다. 무선 손실은 네트워크가 혼잡하지 않은 상황에서 무선 채널간의 간섭 현상 등으로 발생하는 손실이다. 일반적으로 TCP는 무선 손실을 혼잡 손실과 동일하게 판단하여 혼잡 윈도우 크기를 감소시켜 성능 저하를 유발한다. COIN TCP는 무선 손실에 대한 문제를 개선하기 위해 혼잡 손실과 무선 손실을 구분하여 패킷 손실률을 계산한다. 그림 6은 ROTT (Relative One-way Trip Time)을 이용하여 혼잡 손실과 무선 손실을 구분하는 방법을 나타낸다[10].

ROTT는 송신측에서 패킷을 전송한 시간과 수신측에서 해당 패킷을 수신한 시간의 차이다. 혼잡 손실과 무선 손실의 구분은 ROTT가 임계값 B_{start}보다 커지게 되면 ROTT가 임계값 B_{end}보다 작아질 때까지 발생되는 패킷 손실은 혼잡 손실로 구분한다. ROTT가 임계값 B_{end}보다 작아지게 되면 ROTT가 임계값 B_{start}보다 커질 때까지 발생한 패킷 손실은 무선 손실로 구분한다. 식 (7)은 무선 손실이 혼잡 손실로 바뀌는 ROTT의 임계값인 B_{start}와 혼잡 손실이 무선 손실로 바뀌는 ROTT 임계값인 B_{end}를 나타낸다.

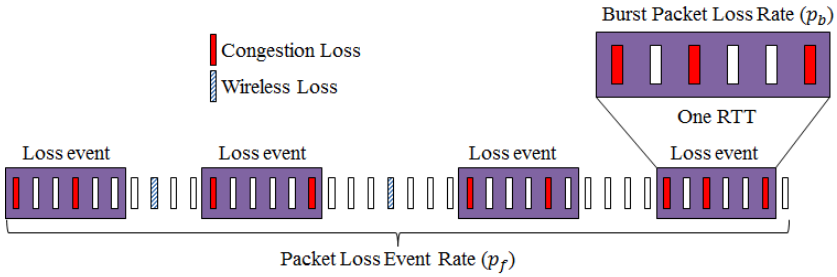


그림 5. 패킷 손실률 측정 방법
Fig. 5 A measurement method of packet loss rate

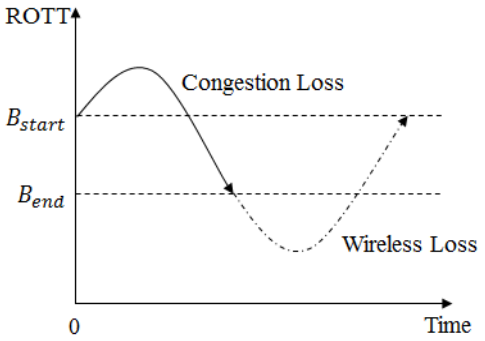


그림 6. ROTT를 통한 혼잡 손실과 무선 손실 구분 방법
Fig. 6 A differentiation method between congestion loss and wireless loss through ROTT

$ROTT_{min}$은 측정된 ROTT 중 가장 작은 값을 나타내고, $ROTT_{max}$는 측정된 ROTT 중 가장 큰 값을 나타낸다. 상수 α와 β는 실험을 통해 무선 손실과 혼잡 손실을 가장 정확하게 구분하는 값인 1/2과 1/3로 각각 설정하였다.

$$B_{start} = ROTT_{min} + \alpha(ROTT_{max} - ROTT_{min})$$
$$B_{end} = ROTT_{min} + \beta(ROTT_{max} - ROTT_{min}) \quad (7)$$

COIN TCP는 ROTT를 통한 무선 손실과 혼잡 손실의 구분 방법을 이용하여 패킷 손실률을 계산한다. p_b는 패킷 손실이 발생한 시점부터 하나의 RTT 동안의 패킷 손실률이지만, 이때 발생한 손실이 무선 손실이라면 p_b를 계산하지 않으며 p_f를 계산할 때에도 포함하지 않는다. 이에 따라 p_f가 감소하고 랜덤 손실에 강인한 혼잡 제어가 가능하다.

Ⅳ. 실험 결과

COIN TCP의 성능 평가를 위하여 NS-2 (Network Simulator)를 사용하였다. 그림 7은 제안 기법의 성능 평가를 위한 실험 환경을 나타낸다. 실험 토폴로지는 데이터를 전송하는 송신 노드와 데이터를 받는 수신 노드 그리고 병목 링크를 구성하는 두 라우터로 구성되어 있다. 노드와 라우터 사이의 링크는 대역폭이 1,000Mb, 전송 지연은 2ms이고, 라우터 사이의 링크는 대역폭이 100Mb, 전송 지연이 64ms이다. 실험은 송신 노드에 TCP-Reno, TCP-Veno, Cubic TCP, Compound TCP 기법과 제안하는 COIN TCP를 사용하여 데이터를 전송하고 혼잡 윈도우 크기와 처리량의 변화를 측정하였다.

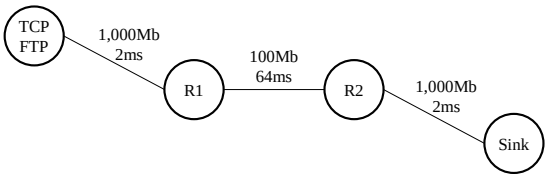


그림 7. 실험 환경
Fig. 7 A simulation environment

그림 8은 COIN TCP와 기존 기법들과의 혼잡 윈도우 크기 변화를 비교한 것이다. TCP-Reno는 느린 대역폭 점유와 급격한 혼잡 윈도우 크기 감소를 보인다. TCP-Veno는 네트워크가 혼잡해지면 혼잡 윈도우의 증가율을 반으로 감소시켜 혼잡 회피의 수행 시간이 긴 특성으로 인해 가용 대역폭을 점유하는데 소요되는 시간이 길다. Compound TCP와 Cubic TCP는 초기에 대역폭을 빠르게 점유하지만 예측한 가용 대역폭 보다 낮게 대역폭을 점유하거나 혼잡 윈도우의 변동이 심하다. COIN TCP는 가용 대역폭을 빠르게 점유할 뿐만 아니라 가산 증가 구간을 통해 효율적인 대역폭 점유가 가능한 것을 확인하였다.

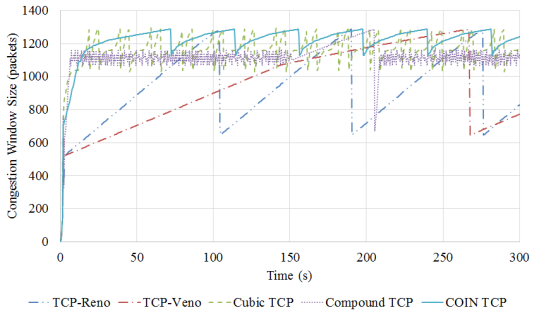


그림 8. 혼잡 윈도우 크기 변화
Fig. 8 A variation congestion window size

그림 9는 랜덤 손실률이 10^{-5}인 환경에서 혼잡 윈도우 크기 변화를 비교한 것이다. TCP-Reno는 그림 8의 랜덤 손실이 발생하지 않았을 때보다 혼잡 윈도우의 크

기가 반 이상 감소하였고, TCP-Veno는 랜덤 손실을 구분하여 낮은 혼잡 윈도우의 감소율을 적용하지만 혼잡 윈도우의 증가율이 낮아 감소된 혼잡 윈도우의 크기를 복구하지 못하여 혼잡 윈도우의 크기가 감소하였다. Compound TCP와 Cubic TCP는 랜덤 손실에 대한 처리가 없기 때문에 패킷 손실로 인한 혼잡 윈도우 크기 변동폭이 크다. COIN TCP는 패킷 손실률에 따른 혼잡 윈도우의 감소율 조절로 혼잡 윈도우 크기를 비교적 높게 유지하며 변동폭이 크지 않다.

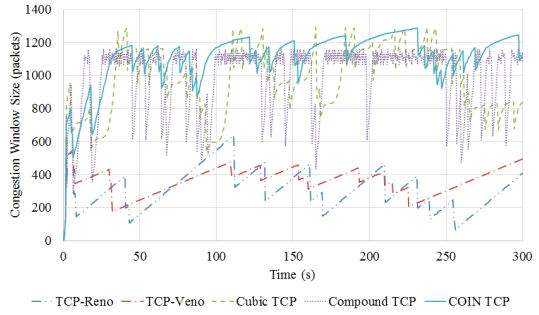


그림 9. 랜덤 손실이 있는 환경에서 혼잡 윈도우 크기 변화
Fig. 9 A variation of congestion window size with random loss

그림 10은 COIN TCP를 사용하는 3개의 플로우를 경쟁시켰을 때, 혼잡 윈도우의 크기를 비교한 것이다. 3개의 플로우가 시간이 지남에 따라 하나의 혼잡 윈도우 크기로 수렴하지는 않지만, 플로우의 혼잡 윈도우 크기가 일정 범위 안에서 진동함으로써 전체적으로 공정성을 유지하는 것을 확인할 수 있다.

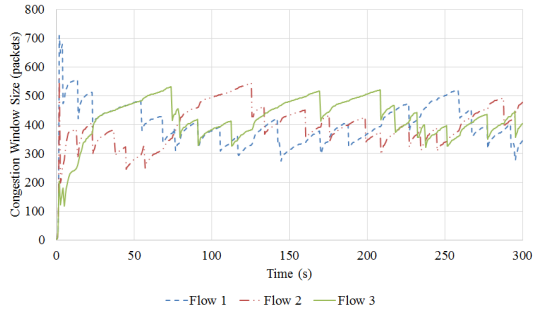


그림 10. 다중 COIN TCP 플로우의 혼잡 윈도우 크기
Fig. 10 A congestion window size of multiple COIN TCP flows

그림 11은 COIN TCP를 포함하여 각각의 TCP Variant들의 공정성을 Jain Fairness Index를 통해 비교한 것이다. 동일한 기법을 적용한 세 개의 플로우를 경쟁시켰을 때 대역폭을 공평하게 점유하는 정도를 나타낸 것으로 1에 가까울수록 공정성이 높다. TCP-Reno, TCP- Veno, 그리고 Compound TCP는 Fairness Index 값이 0.7까지 떨어지며 진동하는 구간이 존재하지만 COIN TCP와 Cubic TCP는 거의 1에 가까운 Fairness Index 값을 가지는 것을 확인할 수 있다.

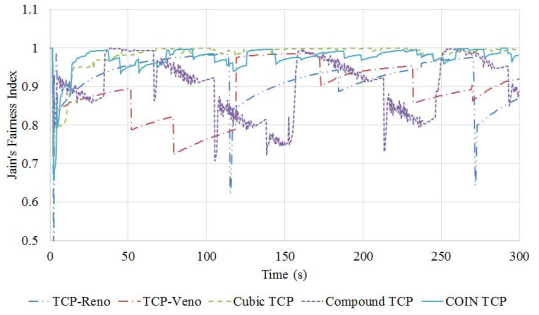


그림 11. 다중 플로우의 공정성 비교
Fig. 11 A fairness comparison of multiple flows

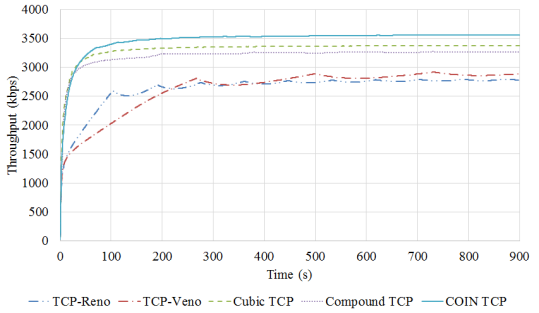


그림 12. 처리량 변화
Fig. 12 A variation of throughput

그림 12는 COIN TCP와 기존 기법의 처리량 변화를 비교한 것이다. TCP-Veno는 초기에 느린 혼잡 윈도우의 증가율로 TCP보다 낮은 처리량을 보이지만 네트워크가 점차 혼잡해짐에 따라 혼잡 윈도우의 증가율을 낮추어 혼잡 윈도우 크기가 큰 상태를 유지하여 처리량을 향상시켰다. 그러나 혼잡 윈도우의 증가율이 낮아 대역폭을 충분히 점유하지 못해 다른 기법에 비해 처리량은 낮은 수준이다. Compound TCP는 대역폭을 빠르게 점

유하였지만 예측 가용 대역폭의 70% 정도만을 점유하고, Cubic TCP는 혼잡 윈도우 크기의 변동으로 인해 COIN TCP 보다 낮은 처리량을 보인다.

그림 13은 랜덤 손실률이 10-5인 환경에서 시간에 따른 처리량을 비교한 것이다. TCP-Reno와 TCP-Veno는 낮은 혼잡 윈도우의 증가율로 손실된 혼잡 윈도우 크기를 복구하지 못하여 낮은 처리량을 보인다. Compound TCP와 Cubic TCP는 랜덤 손실로 인해 혼잡 윈도우가 진동하여 처리량이 감소하였다. COIN TCP 또한 랜덤 손실로 패킷 손실률이 증가함에 따라 혼잡 윈도우의 감소율이 상승하여 처리량이 감소하였지만 혼잡 손실과 랜덤 손실의 구분을 통해 기존 기법에 비해 높은 처리량을 보인다. 이를 통해 광대역 무선 네트워크를 통해 고품질의 멀티미디어 스트리밍 서비스가 가능하다.

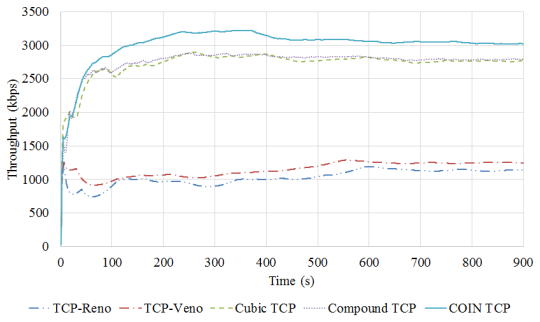


그림 13. 랜덤 손실이 있는 환경에서 처리량 변화
Fig. 13 A variation of throughput with random loss

Ⅴ. 결 론

광대역 무선 네트워크 기술의 발전 및 다양한 모바일 단말의 보급으로 인해 미디어 스트리밍 서비스에 대한 수요가 증가하고 있다. 그러나 기존의 대표적인 전송 프로토콜인 TCP의 윈도우 제어 메커니즘은 혼잡 윈도우 크기를 느리게 증가시키고, 패킷 손실 발생 시 혼잡 윈도우 크기를 급격하게 감소시키는 특성으로 인해 미디어 서비스의 품질 보장이 어렵다.

본 논문에서는 광대역 무선 네트워크에서 멀티미디어 스트리밍 서비스를 위한 혼잡 제어 기법인 COIN TCP를 제안하였다. COIN TCP는 라우터 큐의 데이터 양을 예측하여 네트워크 상태가 원활하여 큐의 데이터 양이 적다면 혼잡 윈도우 크기를 빠르게 증가시키고, 라우터 큐의 데이터 양이 많으면 네트워크가 혼잡하다고 판단하여 혼잡 윈도우 크기를 TCP-Reno와 유사하게 증가시킨다. 또한 무선 손실을 고려한 패킷 손실률을 통해 혼잡 윈도우의 감소율을 조절한다. 이를 통해 가용 대역폭을 빠르게 점유하여 처리량을 향상시키고, 랜덤 손실에 의한 성능 저하를 개선하였다. 실험을 통해 COIN TCP가 기존 기법에 비해 처리량이 향상되었고 랜덤 손실에 강인함을 입증하였다. 향후 연구과제로는 COIN TCP를 확장하여 혼잡 회피 구간뿐만 아니라 Slow Start 구간 및 Fast Retransmission & Fast Recovery 구간에 대한 연구를 수행하여 더욱 효율적인 혼잡 제어 알고리즘으로 발전시킬 수 있는 방안에 대한 연구가 수행되어야 할 것이다.

감사의 글

본 연구는 미래창조과학부 및 한국산업기술평가관리원의 산업융합원천기술개발사업 (정보통신)의 일환으로 수행하였음. [10044648, 다양한 HD/UHD 콘텐츠를 실시간으로 Transcoding하고 15% 미만 CPU를 점유하는 Dual Concurrent Offloading 기술과 다양한 디바이스간 지능적 전송기술을 적용한 기가급 와이파이 미디어 송수신 기기 및 모듈 개발]

REFERENCES

[1] O. Oyman, J. Foerster, Y.Tcha and S. Lee, “Toward Enhanced Mobile Video Services over WiMAX and LTE,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 48, no. 8, pp. 68-76, August 2010.

[2] G. Thompson and Y. Chen, “IPTV: Reinventing Television in the Internet Age,” *IEEE Internet Computing*, vol. 12, no. 3, pp. 11-14, May 2009.

[3] C. Begen, T. Akgul, and M. Baugher, “Watching Video over the Web Part 1: Streaming Protocols,” *IEEE Internet Computing*, vol. 15, no. 2, pp. 54-63, March-April 2011.

[4] S. Floyd, S. Ratnasamy, and S. Shenker, “Modifying TCP’s Congestion Control for High Speeds,” http://www.icir.org/*floyd/hstcp.html*, pp. 1-5, May 2002.

[5] T. Kelly, “Scalable TCP: Improving Performance in HighSpeed Wide Area Networks,” *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 33, no. 2, pp. 83-91, February 2003.

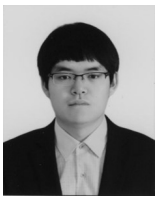
[6] S. Floyd, “HighSpeed TCP for Large Congestion Windows,” *RFC 3649*, December 2003.

[7] C. Fu and S. Liew, “TCP Veno: TCP Enhancement for Transmission over Wireless Access Networks,” *IEEE Journal of Selected Areas in Communications*, vol. 21, no. 2, pp. 216-228, February 2003.

[8] S. Ha, I. Rhee, and L. Xu, “CUBIC: A New TCP-friendly High-speed TCP Variant,” *ACM SIGOPS Operating System Review*, vol. 42, no. 5, pp. 64-74, July 2008.

[9] K. Tan, J. Song, Q. Zhang, and M. Sridharan, “A Compound TCP Approach for High-speed and Long Distance Networks,” *in Proc. of the IEEE INFOCOM*, pp. 1-12, April 2006.

[10] Y. Tobe, Y. Tamura, A. Molano, S. Ghosh, and H. Tokuda, “Achieving Moderate Fairness for UDP Flows by Path-status Classification,” *in Proc. of the IEEE Conference on Local Computer Networks*, pp. 252-261, November 2000.



이은재(Eun-Jae Lee)

2012년 2월 광운대학교 전자통신공학과 학사
2012년 3월~현재 광운대학교 전자통신공학과 석사과정
※관심분야 : 스마트TV 및 IPTV 기술, 광대역 무선 네트워크, 멀티미디어 스트리밍

정광수(Kwang-Sue Chung)

1981년 2월 한양대학교 전자공학과
1983년 2월 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 석사
1991년 2월 미국 University of Florida 전기공학과 박사
1983년 3월~1993년 2월 한국 전자통신연구원 선임연구원
1993년 3월~현재 광운대학교 전자통신공학과 교수
※관심분야 : 인터넷 QoS, 유무선 비디오 스트리밍, 센서 네트워크