

# 전송 에러를 고려한 TCP 트래픽 폭주제어 해석

## (A Steady State Analysis of TCP Rate Control Mechanism on Packet loss Environment)

김 동 휘<sup>1)</sup>  
(Dong-Whee Kim)

**요약** 본 논문에서는 TCP 연결 및 TFRC 연결이 하나의 병목 링크를 공유하는 네트워크에서 패킷 전송시 에러가 발생하는 경우 TCP 및 TFRC의 정상상태 동작을 해석한다. 먼저 네트워크를 TCP 연결 및 TFRC 연결이 공존하는 이산시간 시스템으로 모델화한다. 두 번째 패킷 손실이 있다는 가정 하에 송신측과 수신측 사이의 패킷의 평균 라운드 트립 시간을 계산한다. 그리고 제시한 네트워크 모델을 이용하여 정상상태의 TCP 연결 및 TFRC 연결의 스루풋, RED 라우터의 평균 큐 길이를 계산한다. 계산결과 TCP 및 TFRC 연결의 스루풋은 송신측의 윈도우 개수가 증가할수록, 전송용량이 높을수록 급격히 감소하지만 송신측 윈도우 개수가 일정 수준을 넘어가면 완만하게 감소하고 있다. RED 라우터의 평균 큐 길이는 전송속도가 저속이면 완만하게 증가하고 있으나 전송속도가 빨라지면 급격하게 증가하고 있다.

**핵심주제어** : 트랜스포트 레이어, 큐잉지연, 라우터, 라운드 트립 시간, 스루풋

**Abstract** In this Paper, Analyse the Steady State Behavior of TCP and TFRC with Packet Error when both TCP and TFRC Flows Co-exist in the Network. First, Model the Network with TCP and TFRC Connections as a Discrete Time System. Second, Calculate Average Round Trip Time of the Packet Between Source and Destination on Packet Loss Environment. Then Derive the Steady State Performance i.e. Throughput of TCP and TFRC, and Average Buffer Size of RED Router Based on the Analytic Network Model. The Throughput of TCP and TFRC Connection Decrease Rapidly with the Growth of Sending Window Size and Their Transmission Rate but Their Declines become Smoothly when the Number of Sending Window Arrives on Threshold Value. The Average Queue Length of RED Router Increases Slowly on Low Transmission Rate but Increases Rapidly on High Transmission Rate.

**Key Words** : Transport Layer, Queueing Delay, Router, Round Trip Time(RTO), Throughput

### 1. 서론

인터넷이 급속히 보급됨에 따라서 사용자가 급

속도로 증가하였고, 인터넷을 사용하기 위한 여러 가지 응용프로그램들이 개발되어서 인터넷 트래픽이 기하급수적으로 늘어나게 되었다. WWW(World Wide Web), 모바일 앱 등 다양한 서비스가 등장하면서 네트워크는 복잡하고 다양한 종류의 트래픽들로 포화상태에 이르고 있다. 이는 WWW, FTP(File Transfer Protocol), Mail 등의

\* Corresponding Author : dwkim@daegu.ac.kr  
Manuscript received Jan, 6, 2017 / revised March Jan, 19, 2017  
/ accepted Jan, 23, 2017

1) 대구대학교 컴퓨터.IT공학부, 제1저자

전통적인 인터넷 응용 프로그램들뿐만 아니라, 음성망의 통합, 새롭게 등장한 스트리밍, Peer-to-Peer(P2P) 파일 공유, 게임 등 많은 서비스와 응용 프로그램들이 인터넷 기반으로 운용되고 있기 때문이다.

이와 같이 인터넷의 고속화가 진행되고 다양한 서비스들이 개발됨에 따라 동화상의 스트리밍 전송과 같은 실시간 서비스가 급속히 보급되고 있다. 실시간 서비스는 트랜스포트 계층의 프로토콜인 UDP(User Datagram Protocol) 혹은 TCP(Transmission Control Protocol)을 사용하고 있다. 인터넷은 다수의 사용자가 네트워크 대역을 공유하는 베스트 포워드형 네트워크이다. 따라서 모든 네트워크 어플리케이션은 네트워크의 폭주 상황을 가정하여 대책을 마련할 필요가 있다. 그러나 UDP는 단순히 데이터그램을 전송하기 위한 프로토콜이기 때문에 에러의 검출 및 제어, 네트워크에서 폭주가 발생했을 때 이를 제어하는 기능이 없다. 만일 실시간 어플리케이션이 트랜스포트 계층 프로토콜로 UDP를 사용하는 경우, 네트워크의 폭주를 방지하기 위하여 어플리케이션 계층에서 폭주제어 기능을 가질 필요가 있다. 한편 TCP는 송신측과 수신측간에 폭주제어를 하여 네트워크에서 이용 가능한 대역폭에 맞추어서 패킷 전송량을 조정하는 기능이 있다. 그러나 TCP는 원래 어느 정도의 지연 허용을 전제로 하여 만들어진 프로토콜이다. TCP의 폭주제어 기능은 AIMD(Additive Increase Multiplicative Decrease)형 윈도우 제어방식이기 때문에 라운드 트립 시간 정도의 시간 규모로 송신측에서의 패킷 송출 레이트를 변동시킬 수 있다. 그러므로 TCP를 데이터 전송 등 비실시간 어플리케이션에 사용할 때는 문제가 되지 않으나, 동화상과 같은 스트리밍 전송인 실시간 어플리케이션에서는 큰 문제가 된다.

이를 해결하기 위하여 TFRC(TCP-Friendly Rate Control)[1], RAP(Rate Adaptation Protocol) [2] 등 트랜스포트 계층 통신 프로토콜이 제안되어 있다. 이들은 (1) 네트워크의 폭주 상황에 따라서 송신측의 패킷 송출 레이트를 동적으로 조정하는 폭주제어 기능이며, (2) TCP 스루풋 해석 결과를 이용해서 TCP 커백션과의 친화성

(TCP-friendly)을 실현하며, (3) 실시간 어플리케이션에서 사용을 가정해서 송신측에서 패킷 송출 레이트를 라운드 트립 시간보다 큰 타임 스케일로 완만히 변동시킨다는 특징이 있다.

지금까지 TFRC를 실현하기 위한 레이트 제어 방식에 대하여 여러 연구가 진행되어 왔다. 예를 들면 문헌 [3]에서는 시뮬레이션 실험 및 인터넷의 트래픽 측정을 바탕으로 정상 상태에서 TFRC(TCP-Friendly Rate Control Protocol)와 TCP의 친화성을 평가하고 있다. 그 결과 TCP의 레이트 제어의 유효성을 표시하고 있다. 그리고 문헌 [4-5]에서는 해석적 방법과 시뮬레이션에 의해 TCP-friendly를 실현하는 레이트 제어방식과 TCP가 섞여있는 환경에서 TCP-friendly를 실현하는 레이트 제어방식의 특성을 평가하고 있다. 그 결과 스루풋 변화, 네트워크 폭주상황의 변화에 신속히 대응할 수 있는 방법을 정량적으로 표시하고 있다.

그리고 문헌 [6-7]에서는 TFRC와 TCP가 섞여있는 환경에서 시뮬레이션 및 해석적 방법에 의해 성능해석을 하고 있으며, 문헌 [8-9]에서는 위의 결과를 응용한 시스템 개발 사례를 제시하고 있다. 이들 연구는 다음과 같은 가정 하에 진행되어 있다.

- 1) 정상 상태를 가정하여 모든 TCP 연결이 폭주 회피 모드로 동작하고 있다.
- 2) TCP의 최대 윈도우 크기는 네트워크 대역 지연에 비하여 충분히 크다.
- 3) RED(Random Early Detection) 라우터는 정상동작하고 있고, 모든 패킷의 폐기는 중복 ACK(Acknowledgment)에 의해서 검출 가능하다.(즉 TCP의 재전송 타임아웃이 발생하지 않는다)

그러나 인터넷은 여러 네트워크가 복잡하게 연결되어 있으므로 패킷 전송중 에러에 의한 패킷 혹은 ACK의 폐기를 피할 수 없기 때문에 가정 3)은 비현실적이다. 그러므로 전송중 패킷 혹은 ACK의 폐기 가능성을 생각하면 TCP의 재전송 타임아웃을 고려한 성능해석을 할 필요가 있다.

본 논문에서는 먼저 패킷 혹은 ACK에 에러가 발생했을 때 패킷의 평균 왕복 전송 시간 및 평

균 전송 패킷 수를 유도한다. 그리고 TCP 연결의 스루풋, RED 라우터의 평균 큐 길이를 유도하고 수치 계산에 의해 유효성을 검증한다.

## 2. 패킷 전송시간 모델링

TCP 프로토콜에서는 패킷 혹은 ACK 전송중 에러가 발생하면 RTO(Retransmission Time Out) 후 해당 패킷을 재전송한다. 송신측은  $W$ 개의 윈도우를 가지고 있으며, TCP 옵션을 사용하면 윈도우 사이즈는 최대 1G 바이트까지 확장 가능하므로 네트워크에 중대한 장애가 발생하지 않는 한 송수신이 중단되는 경우는 없으며, 효율적인 전송을 위하여 ARQ(Automatic Repeat reQuest) 프로토콜중 SRP(Selective Repeat Protocol)을 사용하는 것이 일반적이다. 본 논문에서는 SRP를 사용하여 TCP의 성능을 해석한다.

먼저 패킷 전송시 에러가 발생하면 평균 왕복 전송시간이 변하기 때문에 평균 왕복 전송 시간을 구하기 위하여 다음과 같이 가정한다.

- 1) SRP는 round-trip 가정 하에 해석한다. 즉  $S = RTO = W \times TRANSP$  ( $S$ 는 에러가 없을 때의 RTT,  $W$ 는 윈도우 개수,  $TRANSP$ 는 패킷 1개의 전송시간)
- 2) 패킷 에러 레이트  $p$ 는 아주 낮아서  $pW \leq 10\%$ 이다.

위와 같이 가정하면  $2W$ 개의 패킷 전송중 1개 이상의 패킷 혹은 ACK에 에러가 발생할 확률은  $1 - (1-p)^{2W} - 2Wp(1-p)^{2W-1}$ 로 상당히 낮기 때문에 이런 상황은 발생하지 않는다고 가정한다. Fig. 1에  $W=4$ 인 경우 두 번째 패킷에서 에러가 발생했을 때를 표시하였다. 송신측은 RTO 후 2번째 패킷을 재전송하고, 결과적으로 T 시간동안 4개의 패킷이 아니라  $S + TRANSP + RTO$ 동안 5개의 패킷을 전송한다. 만일 3번째 패킷 혹은 ACK에 에러가 발생하면  $S + 2 \times TRANSP + RTO$ 동안 6개의 패킷을, 4번째 패킷 혹은 ACK에 에러가 발생하면  $S + 3 \times TRANSP + RTO$ 동안 7개의 패킷을 전송한다. 이 모든 경우의 확률은  $p(1-p)^3$ 이며 확률  $p$ 의 근사 값으로 표시할 수 있다. 만일 에

러가 없으면 패킷 및 ACK가 무사히 전송될 확률은  $1 - 4p$  이다.

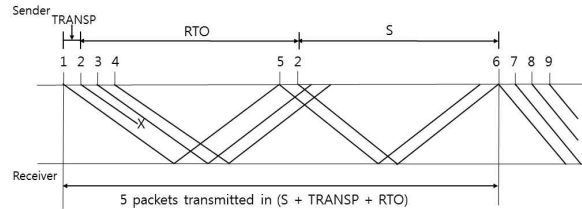


Fig. 1 SRP Packet Transmission Pattern( $W=4$ )

SRP 동작을 확률적으로 동등한 연속적인 사이클로 표시하면 아래와 같다.  $n \geq 1$ 에 대하여,  $n$  번째 사이클에서는  $\tau_n$  시간 동안  $X_n$  개의 패킷을 전송한다. 그러므로

$$(\tau_n, X_n) \approx \begin{cases} (T_0, N_0) & \text{with Prob. } 1 - Wp \\ (T_i, N_i) & \text{with Prob. } p \text{ for } 1 \leq i \leq W \end{cases} \quad (1)$$

$$\begin{aligned} T_0 &= W \times TRANSP, N_0 = W \\ T_i &= (2W + i + 1) \times TRANSP, \text{ for } 1 \leq i \leq W \\ N_i &= W + i - 1, \text{ for } 1 \leq i \leq W \end{aligned} \quad (2)$$

식 (1)과 (2)로부터  $\tau_n$ 과  $X_n$ 의 평균치  $E\{\tau_n\}$ 과  $E\{X_n\}$ 은 다음과 같다.

$$\begin{aligned} E\{\tau_n\} &\approx (1 - Wp) \times T_0 + p \times \{T_1 + \dots + T_W\} \\ &= W \times TRANSP \times \left\{ 1 + \frac{p}{2} (3W - 1) \right\} \end{aligned} \quad (3)$$

$$\begin{aligned} E\{X_n\} &= (1 - Wp) \times N_0 + p \{N_1 + \dots + N_W\} \\ &= W + \frac{pW(W-1)}{2} \end{aligned} \quad (4)$$

## 3. 해석 모델

본 논문에서 사용하는 해석 모델은 Fig. 2와

같다.  $N_F$  개의 TFRC 연결 및  $N_T$  개의 TCP 연결이 하나의 링크를 공유하고 있다. 모든 TCP 연결 및 TFRC 연결은 각각 동기화되어 동작하고 있다고 가정한다. TCP의 윈도우 크기의 변화를 모델화하기 위하여 다음과 같이 가정한다. 1) 정상 상태를 가정하여 모든 TCP 연결이 폭주 회피 모드로 동작하고 있다. 2) TCP의 최대 윈도우 크기는 네트워크 대역 지연에 비하여 충분히 크다. 3) 패킷 혹은 ACK는 전송도중 폐기될 수 있고, 이 경우 재전송 타임아웃 후 재전송 된다. 따라서 TCP 및 TFRC 연결의 왕복 전송 시간은 패킷의 에러 레이트에 따라서 달라지지만 평균 왕복 전송 시간  $E\{\tau_n\}$  로 표시한다. 그리고 네트워크내의 전체 라우터에서 패킷의 큐잉에 의한 지연이 발생하지만, 본 논문에서는 해석의 편의상 송수신 가입자측의 라우터에서만 발생하는 큐잉 지연으로 일원화한다. 라우터에서의 큐잉 지연은 라우터 버퍼내에 있는 패킷 수에 따라서 달라지지만 정상상태를 가정하여 정수  $\tau_q$  로 모델링한다. 그러므로 TFRC 및 TCP 연결의 라운드 트립 시간은  $R_F = E\{\tau_n\} + \tau_{qF}$ ,  $R_T = E\{\tau_n\} + \tau_{qT}$  가 된다. 라우터-라우터간 링크의 링크 용량을  $\mu$ , 라우터는 모두 RED 라우터라고 가정한다. 마지막으로 TFRC 연결, TCP 연결, RED 라우터 모두가 단위시간  $\Delta t$ 로 동작하는 이산 시간 시스템이라고 가정한다.

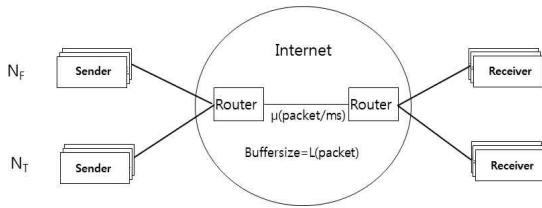


Fig. 2 Used Network Model

먼저 TCP의 윈도우 크기의 변화를 모델화하기 위하여 다음과 같이 가정한다. 네트워크의 패킷 폐기율을  $p$ , TCP의 윈도우 크기를  $w$ 로 하면 TCP의 윈도우 크기 변화는 다음 식으로 주어진다[10].

$$w \leftarrow w + (1-p) \frac{1}{w} - p \frac{1}{2} \frac{4w}{3} \quad (5)$$

TCP 윈도우의 크기는 수신측이 송신측으로 전송한 ACK의 평균 도착 레이트에 따라서 달라지므로 ACK의 트립 시간을 기준으로 단위시간  $\Delta t$ 로 동작하는 이산 시간 시스템으로 해석한다. 본 논문에서는 ACK의 트립 시간을  $\frac{R_T}{2}$ 로 한다.

$k$ 번째의 슬롯에서 전단의 RED 라우터의 패킷 폐기율을  $p(k)$ , TCP의 윈도우 크기를  $w(k)$ 라 한다.  $k+1$ 번째 슬롯에서 송신측 호스트에 도착하는 ACK의 평균 도착 레이트는  $w(k)$ 에서 1 슬롯 경과 후에 윈도우 크기 변화량과 동일하고, 패킷의 폐기에 따른 중복 ACK 전송 때문에 ACK의 트립 시간이 불균일하므로 이를 보완하기 위하여 ACK의 트립 시간으로 정규화한다. 따라서  $k+1$ 번째 슬롯에서 송신측 호스트에 도착하는 ACK의 평균 도착 레이트는  $2w(k - \frac{R_T}{2\Delta t})/R_T$  이고, 송신측 호스트가 검출하는 패킷 폐기율은  $p(k - \frac{R_T}{2\Delta t})$ 가 된다. 그러므로  $k+1$ 번째 슬롯의 TCP 윈도우 사이즈는 다음과 같은 근사식으로 표시할 수 있다.

$$w(k+1) \approx w \left( + \frac{2w(k - \frac{R_T}{2\Delta t})}{R_T} \Delta t (1 - p(k - \frac{R_T}{2\Delta t})) - \frac{1}{w(k)} - \frac{2w(k - \frac{R_T}{2\Delta t})}{R_T} \Delta t \cdot p(k - \frac{R_T}{2\Delta t}) \frac{2w(k)}{3} \right) \quad (6)$$

이번에는 TFRC의 전송 레이트 변화를 모델화한다. TFRC의 수신측 호스트는 패킷 폐기율을 측정하여 이를 피드백 정보로서 송신측 호스트에 통보한다[1].  $k$ 번째 슬롯에서 TFRC의 송신측 호스트가 통보받은 패킷 폐기율을  $P_s(k)$ 라 하면, TFRC의 송신측 호스트의  $k+1$ 번째 슬롯에서 송신 레이트  $T(k+1)$ 은 다음과 같다.

$$T(k+1) = \min(X(k), 2T(k - \frac{R_F}{2\Delta t})) \quad (7)$$

단  $X(k)$ 는 TFRC의 평균 전송 레이트로서 다음과 같이 주어진다.

$$X(k) = \frac{L}{R_F \sqrt{\frac{2np_s(k)}{3}} + t_{RTO} \left( 3 \sqrt{\frac{3np_s(k)}{8}} \right) P_s(k) (1 + 32P_s(k)^2)} \quad (8)$$

여기서  $L$ 은 패킷 길이,  $n$ 은 한 개의 ACK에 의해서 수신 확인 되는 패킷의 수,  $t_{RTO}$ 는 TFRC의 송신측 호스트가 사용하는 타임아웃 시간이다. 본 논문에서는 II장에서 가정한 round-trip 원칙에 따라서  $t_{RTO} = R_F$ 로 한다. 또 TFRC 수신측 호스트가 통지하는 패킷 폐기율  $p_s(k)$ 을 RED 라우터의 패킷 폐기율  $p(k)$ 를 사용하여 다음과 같이 한다[11].

$$p_s(k) \approx \alpha p(k) \quad (9)$$

RED 라우터의 현재 큐 길이 및 평균 큐 길이의 변화를 모델화한다.  $k$ 번째의 슬롯에 있어서 RED 라우터의 현재 큐 길이를  $q(k)$ , 평균 큐 길이를  $\bar{q}(k)$ 로 한다.  $k$ 번째의 슬롯에서 RED 라우터에 도착하는 TFRC 패킷 도착 레이트는  $T(k - \frac{R_F}{2\Delta t})$ , TCP 패킷의 도착 레이트는  $2w(k - \frac{R_T}{2\Delta t})/R_T$ 가 된다. RED 라우터의 버퍼 크기를  $B$ 라 하면  $k+1$ 번째 슬롯에서 현재의 큐 길이는 다음과 같다.

$$q(k+1) \approx \min \left[ \max \left\{ q(k) + N_T \frac{2w(k - \frac{R_T}{2\Delta t})}{R_T} \Delta t, \left[ + N_F T(k - \frac{R_F}{2\Delta t}) \Delta t - \mu \Delta t, 0 \right] \right\}, B \right] \quad (10)$$

RED의 현재 큐 길이를  $q$ , RED의 평균 큐 길이를  $\bar{q}$ 라고 하면, RED는 패킷이 도착할 때 마다 평균 큐 길이를 다음과 같이 변경한다[12].

$$\bar{q} \leftarrow (1 - w_q) \bar{q} + w_q q \quad (11)$$

$w_q$ 는 RED 라우터의 큐의 가중치. 그러므로  $k+1$ 번째 슬롯에서 평균 큐 길이는 다음과 같은 근사식으로 표현할 수 있다.

$$\bar{q}(k+1) \approx \bar{q}(k) + \left( N_T \frac{2w(k - \frac{R_T}{2\Delta t})}{R_T} + N_F T(k - \frac{R_F}{2\Delta t}) \right) \cdot \Delta tw_q (q(k) - \bar{q}(k)) \quad (12)$$

RED 라우터는 평균 큐 길이  $\bar{q}$ 를 바탕으로 도착하는 패킷을 확률적으로 폐기한다. RED 라우터의 4종류 제어 파라미터를  $\max_p$ (최대 패킷 폐기율),  $\max_{th}$ (최대 큐 길이 임계치),  $\min_{th}$ (최소 큐 길이 임계치),  $w_q$ (큐의 가중치)로 표시하고, RED 라우터의 버퍼 크기는  $B$ 이다. 평균 큐 길이가  $\min_{th} \leq \bar{q} < \max_{th}$  이면 도착하는 패킷을 확률  $p(k)$ 로 폐기하고,  $\max_{th} \leq \bar{q}$  이면 패킷을 폐기한다. 본 논문에서는 평균 큐 길이가  $\min_{th} \leq \bar{q}(k) < \max_{th}$  라고 가정한다. 따라서  $k$ 번째 슬롯에서 RED 라우터의 패킷 폐기율은 다음과 같다[12].

$$p(k) = \left( \frac{\max_{th} - \min_{th}}{2\max_p(\bar{q}(k) - \min_{th})} + \frac{1}{2} \right)^{-1} \quad (13)$$

#### 4. 수치 계산

위에서 설명한 내용을 기반으로 식 (1-13)을 이용하여 정상상태의 TCP 연결의 스루풋, TFRC 연결의 스루풋, RED 라우터의 평균 큐 길이를 계산한다. 본 논문에서 사용한 파라미터는 다음과 같다. 패킷 전송 에러 레이트  $p = 10^{-6}$ ,  $n = 5$ , TCP 연결과 TFRC 연결의 왕복 전송 시간은 같은 값  $E\{\tau_n\}$ 로 하였다. TCP 연결 및 TFRC 연결의 패킷 크기는 모두 동일하며 1,000 바이트, TCP 연결 수  $N_T = 10$ , TFRC 연결 수  $N_F = 10$ , 라우터-라우터간 링크 용량은  $\mu = 10, 20, 30$  [Mbit/s]이다. RED 라우터 제어

파라미터 ( $\min_{th}, \max_{th}$ ) 및 버퍼 크기는 병목 링크의 용량과 TCP/TFRC 연결의 왕복 전송 시간을 바탕으로 TCP는  $\min_{th} = 0.25\mu E\{\tau_n\}$  및  $\max_{th} = 1.25\mu E\{\tau_n\}$ , FTRC는  $\min_{th} = 0.2\mu E\{\tau_n\}$  및  $\max_{th} = 0.8\mu E\{\tau_n\}$  로,  $B = 2.5\mu E\{\tau_n\}$  [packet]으로 하였다. RED 라우터의 다른 파라미터는  $\max_p = 0.01$ ,  $w_q = 0.002$ , RED 라우터의 큐잉 지연을  $\tau_Q = (\min_{th} + \max_{th})/2\mu$  로 하였다. 그리고 식 (9)에 사용되는  $\alpha = 0.6$ , TCP 및 TFRC의 스루풋은 각각  $\bar{w}/R_T$  ( $\bar{w}$ 는 평균 윈도우 크기),  $\bar{w}/R_F$  이다.

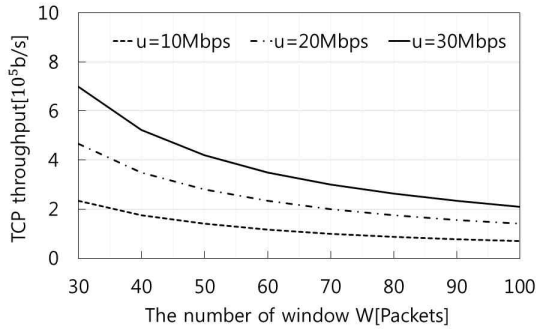


Fig. 3 Steady State Throughput of TCP Connection

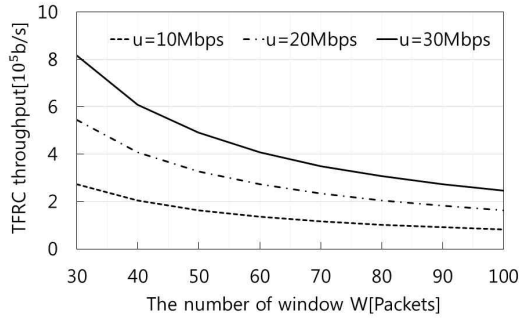


Fig. 4 Steady State Throughput of TFRC Connection

Fig. 3, Fig 4에 송신측의 윈도우 개수  $W$ 를 변화시켰을 때의 TCP 연결의 스루풋과 TFRC 연결의 스루풋을, Fig. 5에는 RED 라우터의 평

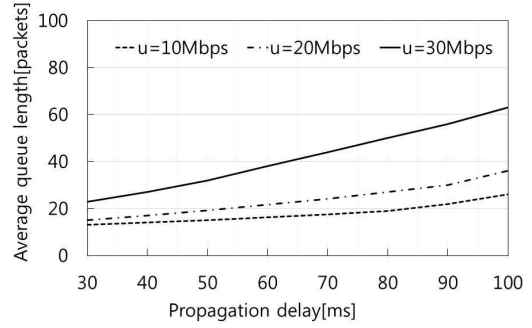


Fig. 5 Steady State Average Queue Length of RED Router

균 큐 길이를 표시하였다.

Fig. 3, Fig 4에서 송신측의 윈도우 개수  $W$ 가 증가하면 스루풋이 급격하게 떨어지는 것을 알 수 있다. 이는  $W$ 가 증가하면 라운드 트립 시간  $R_T$ 와  $R_F$ 가 증가하기 때문이다. TCP 트래픽(Fig. 3)과 TFRC 트래픽(Fig. 4) 모두  $W=50$ 까지는 스루풋이 급격히 떨어지다가  $W=50$ 을 넘고부터는 스루풋이 완만하게 감소하고 있다. 또 전송용량이 증가할수록 스루풋도 높아지지만, 이 역시 송신측 윈도우 개수  $W=50$ 를 경계로 스루풋이 완만하게 감소하고 있다. 이와 같이 송신측 윈도우 개수가 증가할수록, 전송용량이 높을수록 스루풋이 급격히 감소하지만 송신측 윈도우 개수가 일정 수준을 넘어가면 스루풋이 완만하게 감소하고 있다. 이는 송신측 윈도우 개수가 적을 때는 전송 용량 및 윈도우의 개수에 비해서 ACK의 도착 레이트가 상대적으로 느리기 때문에 패킷의 전송 속도가 떨어져서 스루풋이 급격히 감소하지만, 윈도우 개수가 일정 수준을 넘어가면 ACK의 도착 레이트에 관계없이 패킷을 전송할 수 있기 때문이다. 그리고 TFRC의 스루풋이 TCP의 스루풋에 비하여 높게 나오고 있으나 TFRC는 전송 에러가 발생해도 재전송을 하지 않는 등 라운드 트립 시간이 TCP의 라운드 트립 시간보다 짧기 때문이다. 따라서 TCP와 TFRC 트래픽이 섞여 있는 경우 전송의 효율을 높일려면 전송측 윈도우 개수를 가급적 줄여야 하며, 윈도우 개수가 50개를 넘어도 전송 효율이 그다지 감소하지 않으므로 윈도우 개수를 50개 이하로 유지하는

것이 바람직하다.

Fig. 5에 라운드 트립 시간을 변화시켰을 때의 RED 라우터의 평균 큐 길이를 표시하였다. 전송 속도가 10, 20[Mbit/s]인 경우 라운드 트립 시간이 증가하여도 평균 큐 길이가 완만하게 증가하고 있으나 전송속도 30[Mbit/s]인 경우 라운드 트립 시간이 증가함에 따라 평균 큐 길이가 급격하게 증가하고 있다. 이는 전송속도가 일정 수준 이상 올라가면 라운드 트립 시간이 급격히 증가하고 이에 따라 라우터에서의 큐잉지연도 급격히 증가하기 때문이다. 그러므로 RED 라우터의 평균 큐 길이를 줄일려면 전송속도를 낮게 하고 라운드 트립 시간을 줄여야 한다. 전송속도가 높을수록 라운드 트립 시간의 증가에 대해 큐 길이가 급격히 늘어나고 있으므로 라우터를 설계할 때 이를 고려할 필요가 있다.

## 5. 결 론

본 논문에서는 TCP 연결과 TFRC 연결이 단일 병목 링크를 공유하는 네트워크에서 TCP 연결 및 TFRC 연결의 정상 특성을 해석하였다. 기존의 연구에서는 패킷이 전송되는 도중 폐기가 없다는 가정 하에 해석을 하고 있으나, 인터넷에서는 패킷의 폐기가 항상 발생하고 있으므로 이를 감안하여 해석하였다.

전송중 패킷 에러가 발생하였을 때 윈도우 개수 및 패킷의 전송에러 발생 형태에 따라서 평균 왕복 전송 시간을 모델링하고, 이를 바탕으로 패킷의 왕복 전송시간을 해석한 후 라운드 트립 시간을 계산하여 TCP 연결 및 TFRC 연결의 스루풋, RED 라우터의 평균 버퍼 길이를 해석하였다.

먼저  $N_F$  개의 TFRC 연결 및  $N_T$  개의 TCP 연결이 하나의 링크를 공유하고 있는 네트워크 모델을 정의하고 네트워크는 단위시간  $\Delta t$ 로 동작하는 이산 시간 시스템이라고 가정하였다. 이를 바탕으로 TCP의 윈도우 크기를 이산식으로 모델화하여 근사식으로 표시하였고, TFRC의 전송 레이트 변화를 모델화하여 수식으로 표시하였으며, RED 라우터의 현재 큐 길이 및 평균 큐 길이의 변화를 모델화하고 수식으로 표현하였다.

마지막으로 RED 라우터의 평균 큐 길이를 바탕으로 RED 라우터의 패킷 폐기율을 제시하였다. 앞에서 제시한 수식을 바탕으로 TCP 연결의 스루풋, TFRC 연결의 스루풋, RED 라우터의 평균 버퍼 길이를 수치적으로 계산하여 Fig. 3-5에 표시하였다.

결과적으로 TCP 및 TFRC 연결의 스루풋은 송신측의 윈도우 개수가 증가할수록, 전송용량이 높을수록 급격히 감소하지만 송신측 윈도우 개수가 일정 수준을 넘어가면 완만하게 감소하고 있음을 알 수 있고, RED 라우터의 평균 큐 길이는 전송 속도가 저속이면 완만하게 증가하고 있으나 전송속도가 빨라지면 급격하게 증가하고 있음을 알 수 있다.

## References

- [1] Handly, M., Floyd, S., Padhye, J. and Widmer, J., "TCP Friendly Rate Control (TFC): Protocol Specification," Request for Comments(RFC) 5348, 2008.
- [2] Mohamed, M. A., Bahget, W. M. and Mohamed, S.S., "A Performance Evaluation for Rate Adaptation Algorithms in IEEE 802.11 Wireless Networks," International Journal of Computer Applications(0975 - 8887), Vol 99, No.4, pp. 54-59, August 2014.
- [3] Balakoteswara, P. and Bindu, C. S., "Simulation Based Analysis of TCP Friendly Rate Control in Wired Environment," Journal of Network Communications and Emerging Technologies(JNCET), Vol 2, pp. 68-71, May 2015.
- [4] Kai, M., "A Logarithmic Slow-Start Algorithm of Tcp-Vegas in Ip Networks," Applied Mathematics and Information Sciences, Vol 7, No. 2, pp. 599-605, 2013.
- [5] Sreekanth, B., Panchakshari, B. and Bindu, C. S., "Performance Evaluation of TCP Congestion Control Mechanisms in Wired Networks," I-Manager's Journal on Computer

- Science 2.3, pp. 11-16, Sep-Nov 2014.
- [6] Henderson, T., Floyd, S., Gurtov, A. and Nishida, Y., "The New Reno Modification to TCP's Fast Recovery Algorithm," Request for Comments(RFC) 6582, April 2012.
- [7] Reza, M. and Kourdy, R., "Tcp-New Reno Buffer Management in Network on Chip," Journal of Computing, Vol 4, No. 7, pp. 128-130, Jul. 2012.
- [8] Kim, T.H., Choi, H.L., Kim, J.J., Park, B.K., Choi, S.P., Moon, Y.S. and Lee, B.H., "A Study on an IP-RFID Based Container Monitoring," The Journal of Internet Electronic Commerce Research, Vol 16, No. 5, pp. 63-79, October 2016.
- [9] Choe, J.M., "The Effects of IS Strategic Alignment on the Development of IT Infrastructure: The Roles of Strategic Performance Measurement Systems," The Journal of Information Systems, Vol 22, No. 1, pp. 89-116, 2013.
- [10] Low, S. H., Paganini, F. and Doyle, J. C., "Internet Congestion Control," IEEE Control Systems Magazine, Vo. 22, pp. 28-43, Feb. 2002.
- [11] Garetto, M., Cigno, R.L., Meo, M. and Marsan, M. A., "A Detailed and Accurate Closed Queueing Network Model of Many Interacting TCP Flows," in Proceeding of INFOCOM 2001, pp. 1706-1715, Apr. 2001.
- [12] Floyd, S. and Jacobson, V., "Random Early Detection Gateways for Congestion Avoidance," IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol 1, pp. 397-413, Aug. 1993.



김 동 휘 (Dong Whee Kim)

- 정회원
- 경북대학교 전자공학과 공학사
- 경북대학교 대학원 전자공학과 공학석사
- 와세다대학교 이공학연구과 공학박사
- 대구대학교 정보통신대학 컴퓨터.IT공학부 교수
- 관심분야 : 컴퓨터네트워크, 개방형 서비스 플랫폼 및 인터페이스 구조, 클라우드 컴퓨팅