# 이더넷을 위한 속도 제한 메커니즘

최기한[O] 류상률** 정민석* 김승호*
*경북대학교, **청운대학교
khchoi[O]@mmlab.knu.ac.kr, rsr@mail.chungwoon.ac.kr, shkim@knu.ac.kr

# The Novel Shaping Mechanism for Ethernet

KiHan Choi[O]* S.R Ryu** M.S Jung* SungHo Kim*
*Dept. of Computer Engineering, Kyungpook National University
**Dept. of Computer Science Chungwoon University

요 약

최근 급격히 늘어나는 사용자 트래픽을 효율적으로 관리하고, 다양한 사용자 SLA를 만족 시키기 위해서는 송.수신측의 필요한 만큼의 트래픽의 통과만을 허용할 수 있는 대역폭 제한이 필요하다. 그러나, 기존에 제시된 대역폭 조절 방식은 이더넷에 적합하지 않거나 또는 너무 복잡하여 EFM(Ethernet for First Mile)에 적용하기 어려움이 있었다. 본 논문에서는 효과적이고, 이더넷에 적용하기 적합한 대역폭 조절 방법인 속도 계산(Rate Calculation)메커니즘을 제안하며, 제안한 메커니즘에 대한 시뮬레이션을 통한 성능분석을 수행한다.

## 1. 서 론

기존에 LAN의 구축에만 사용되던 이더넷은 전 이중 전송방식의 도입과 광 전송 기술의 발전으로 거리에 제한이 사라졌고 회로 기술의 발달로 말미암아 저가의 고속 스위칭 장비의 제공이 가능해 졌다. 이에 따라 메트로 광 이더넷이라는 새로운 분야를 개척하면서, MAN(Metropolitan Area Network)을 넘어 WAN(Wide Area Network)을 구축하는 대안으로 떠오르고 있다. 특히, 서비스 가입자와 제공자 사이의 EFM [1] 구간에서 이더넷은 고속 대용량의 트래픽을 저가로 제공할 수 있는 방안으로 각광을 받고 있다. 급격히 늘어나는 사용자 트래픽을 효율적으로 관리하고, 다양한 사용자와의 SLA를 만족시키기 위해서는 송신측이나 수신측에서 필요한 만큼의 트래픽의 통과만을 허용하는 대역폭의 제한이 필요하다. 그러나, 이더넷은 10/100/1000/1000 Mbps의 전송 계위만을 제공하므로 다양한 사용자들의 요구 사항을 만족시키기가 어렵다. 이에 따라 제공된 전송 계위상에서 실제 대역폭을 제한할 수 있는 방법들이 연구 되었다.

제공 대역폭에 대한 사용자의 다양한 요구를 충족시키고, 효율적인 망 구축 및 관리를 위한 대역폭 제한은 제어를 수행하는 위치의 관점에서, 트래픽의 유입점에서의 대역폭 제한을 수행하는 트래픽 쉐이핑(Traffic Shaping)과 트래픽의 진입점에서 조절이 이루어지는 트래픽 정책(Traffic Polishing)이 있다.

트래픽 쉐이핑은 리키 버킷(Leaky bucket) [2]만을 사용한 방식과 토큰 버킷(Token bucket) [3]만을 사용하는 방식 그리고 두 가지 방식을 동시에 사용하는 방식으로 나뉘어 진다. 리키 버킷 방식은 데이터 버퍼인 리키 버킷에 쌓인 데이터를 정해진 속도로 균등 전송 함으로써 대역폭을 제한한다. 토큰 버킷 방식은 제한하고자 하는 트래픽에 비례하는 토큰의 생성 주기와 생성된 토큰을 저장하는 버퍼인 토큰 버킷을 추가로 가진다. 이 방식은 토큰의 생성속도를 조정함으로써 쉽게 동적으로 대역폭을 조절 할 수 있고, 입력단과 출력단의 전송 속도가 동일한 구조에서도 적용이 가능하다. 그러나 이방식은 두 개의 버퍼를 유지해야 하므로 구성이 복잡해지고, 정확한 토큰의 생성 주기를 맞추기가 힘들 뿐만 아니라, 긴 기간의 평균(Long term average) 개념에 따른 SLA를 초과하는 트래픽의 생성 가능성을 항상 가지고 있다.

본 논문에서는 EFM구간에 활용되는 이더넷 장비에 쉽게 적용이 가능하도록, 토큰 버킷 방식의 유용성과 리키 버킷 방식의 단순성을 가진 이더넷 트래픽 제어 방법인 속도 계산 방식을 제안한다.

논문의 구성은 2장에서 기존에 제시된 트래픽 쉐이핑방식의 장단점을 분석하고 3장에서는 본 논문에서 제안하고 있는 속도 계산방식에 대해 설명하며, 4장에서는 시뮬레이션을 통해 제안된 방식을 검증하고, 5장에서 결론을 내린다.

## 2. 관련 연구

2.1 토큰 버킷과 리키 버킷

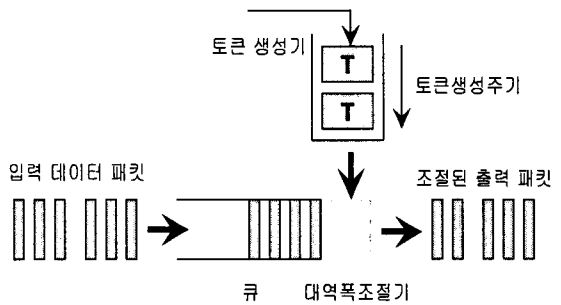



그림 1. 토큰 버킷 방식

트래픽 쉐이핑 기법으로는 리키 버킷과 유사한 그림 1과 같은 토큰 버킷이 있다. 토큰 버킷 알고리즘의 핵심은 입력단에서 입력 되어지는 패킷을 순서대로 버퍼에 담는 것은 리키 버킷 방식과 동일하나 출력단에서의 행위는 서로다르다. 토큰 버킷 방식의 경우에는 장 기간 동안 전송해야 되는 트래픽의 양을 계산하기 위해 조절된 대역폭에 비례하여 주기적으로 생성되는 토큰을 토큰 버킷에 저장하고, 그 토큰의 크레딧(Credit)에 맞추어 패킷을 전송한다. 즉 특정 패킷을 전송할 수 있을 만큼의 토큰이 토큰 버킷에 충분히 존재하는 경우에는 토큰 버킷에서 필요량 만큼의 토큰을 제거한 후 패킷을 전송하고, 만일 충분하지 않는다면 필요한 만큼 토큰이 생성 될 때까지 기다리게 된다.

이러한 토큰 버킷의 장점으로는 입력단과 출력단의 전송 속도에 상관없이 적용 할 수 있다는 것과 출력단에서의 필요에 따라 필요한 만큼의 전송 속도 제어가 가능한 동적인 공급을 제공할 수 있다는 것이며 또한 장 기간의 평균방식이므로 효율적인 대역폭의 활용이 가능하다는 것이다. 그러나 버스트한 데이터 트래픽을 허용하므로 여러 개의 링크가 집합되는 지점에서 충돌(Congestion)을 발생시킬 소지가 있으며, 패킷을 위한 버킷과 토큰을 위한 버킷 두 가지를 별도로 관리해야 되므로 구현이 복잡하다는 단점을 가지고 있다.

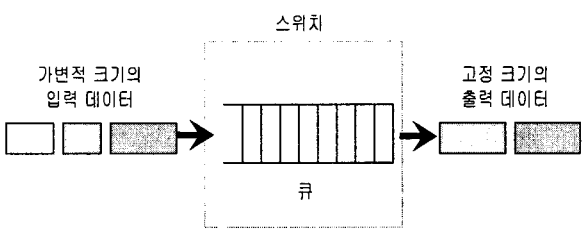


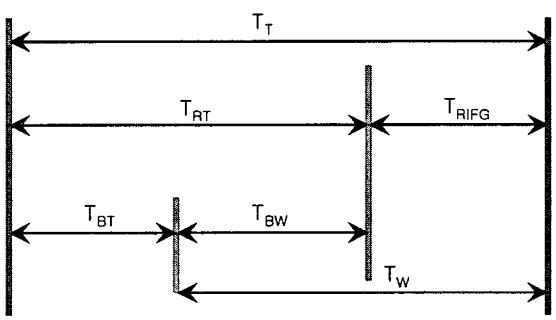

그림 2. 리키 버킷 방식

리키 버킷은 그림 2와 같이 입력 단에서는 입력되는 패킷(Incoming Packet)을 순서대로 버퍼에 담고, 출력단에서 조절 되는 장비의 클럭 속도에 맞추어 패싱(Passing)하는 방식이다.

이러한 경우는 입력단과 출력단의 클럭 속도(Clock Speed) 자체가 다르므로 자동적으로 대역폭 조절이 이루어 진다. 리키 버킷은 출력단의 전송 속도가 입력단의 수신속도보다 낮은 경우에 적용하기 좋고 패킷 버퍼 하나만 사용하므로 구현하기 쉽다. 그리고 버스트한 인터넷 데이터 트래픽(Internet Data Traffic)을 스태디 스트림(Streay Stream)으로 스무딩(Smoothing) 시킬 수 있는 점이 장점이 있지만, 입력단과 출력단이 동일한 클럭속도로 동작하는 경우에는 대역폭 조절 방법으로 적용할 수 없다. 왜냐하면 출력되는 패킷은 하나의 단위로 전송 속도에 맞추어 전송되어야 하므로, 하나의 패킷을 전송 할 때 시간 간격을 두어 분할해서 전송하게 되면 전송된 패킷이 올바르지 않은 패킷이라 인식된다.

3. 속도 계산 메커니즘

그림 3은 속도 계산 메커니즘의 전체적인 타이밍 차트를 보여준다.




$T_T$ : 조절된 대역폭에서 한 프레임이 전송되는데 걸리는 총 시간
$T_{RT}$ : 조절된 속도에서의 전송 시간
$T_{RIFG}$ : 조절된 속도에서의 인터 프레임 간격 (Inter-frame-gap)
$T_{BT}$ : 최대속도에서의 전송 시간
$T_{BW}$ : $T_{RT}$ 과 동일하게 맞추기 위해 기다리는 시간
$T_W$ : 총 대기 시간

그림 3. 속도 계산 메커니즘의 타이밍 차트

속도 계산 메커니즘은 기다리다 보내는(Send and Wait) 방식으로 다음과 같은 순서로 대역폭의 제어를 수행한다. 먼저 하나의 이더넷 프레임을 전송하는 중간에 해당 프레임이 제한된 대역폭 상에서 전송될 때 걸리는 시간을 계산한다. 그리고 해당 이더넷 프레임의 전송이 끝난 후에 실제 전송된 시간과 계산된 전송 시간만큼 다음 프레임의 전송을 막음으로써 제한된 대역폭으로 전송된 것과 같은

효과가 나타나게 한다. 또한 패딩 존(Padding zone)이 부가된 프레임 버퍼의 관리 방법을 사용하여 가변 크기의 이더넷 프레임 버퍼의 관리 방법을 사용하여 가변 크기의 이더넷 프레임을 효율적으로 관리할 수 있도록 한다.

그림 3에서, 비트 사이즈가 $\alpha$ 인 이더넷 프레임이 $R$ Mbps의 속도로 전송 될 때 필요한 시간은 전송시간과 인터 프레임 간격의 시간을 합한 시간을 필요로 한다. 그러나 실제 전송은 $B$ Mbps로 했더라도 $R$ Mbps의 속도로 일어나므로 실제 패킷의 전송은 $T_T$에 종료하게 된다. 그러므로, 전송은 $B$ Mbps로 했더라도 $R$ Mbps의 속도로 전송한 것과 같은 효과를 나타내기 위해서는 패킷의 전송 후에 $T_w + T_{IFG}$ 만큼 대기 하여야 한다. 그림 4는 이더넷 데이터 프레임의 구조를 나타낸 것이다.

| Preamble | SFD | DA | SA | Type | Data | CRC |
|---|---|---|---|---|---|---|
| 7 | 1 | 6 | 6 | 2 | 46~1500 | 4 |

그림 4. 이더넷 데이터 프레임 구조

이러한 시간 값들은 $B$ MHz의 PHY Chip 기준으로 보면 그림 4와 같이 이더넷 데이터 프레임 구조와 관련 있고 아래와 같이 값을 얻을 수 있다.

$$T_W = T_{BW} + T_{IFG} =$$
$$\alpha * (B/(4*R) - 1/4) + B*8*IFG\_BYTE =$$
$$(\alpha + 8*IFG\_BYTE) * (B/(R*4) - 1/4)$$
$$+ 2*IFG\_BYTE = P\_SIZE * R\_RATE + \beta \quad (1)$$
$$therfore$$
$$P\_SIZE = \alpha + \gamma, \quad \gamma = 8*IFG\_BYTE$$
$$R\_RATE = B/(4*R) - 1/4$$
$$\beta = 2*IFG\_BYTE$$

출력단에서 총 대기 시간(Total Waiting Time)의 계산은 특정 패킷의 전송이 종료되기 이전에 이루어져야 한다. 그런데 이더넷 프레임의 최소 크기는 Preamble과 SFD(Start of Frame Delimiter)를 빼고 64 Byte이므로, 이를 MII(Media Independent Interface)를 통해 전송하기 위해서는 72*2=144 MII기준 클럭 만큼의 시간이 필요하다. 수식의 계산은 $R\_RATE$ 의 값이 테이블(Table) 등을 통해 제공 된다면 충분히 이 시간 내에서 이루어 질 수 있을 것이다.

## 4. 실험 결과

그림 5는 버퍼에 들어가는 입력 트래픽을 평균 6Mbps인 일정 스트림을 평균 3Mbps로 조절하여 OPNET 시뮬레이터로 출력한 결과이다. 실험에서 서비스 조절만을 생각하여 버퍼 앞에서의 정책을 고려하지 않고 무한 버퍼로서 실험 하였다.

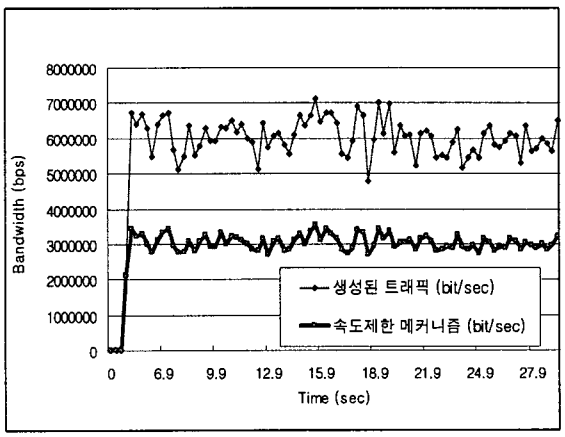



그림 5. 속도 제한 메커니즘 실험 결과

## 5. 결론

본 논문에서는 이더넷에 적용하기 적합하고 간단한 대역폭 조절 방법인 속도 계산 메커니즘을 제안 하였다. 속도 계산 메커니즘은 조절하고자 하는 대역폭의 동적인 변화에 있어서 장점을 지닌다. 현재 라우터나 스위치등의 QoS(Quality of Service)기기에 적용 가능 하다.

본 논문에서는 단순히 대역폭을 제어하는 방식만을 제안 하였지만 차후에는 속도 계산 메커니즘에 맞는 버퍼 앞단에서의 큐 매니저(Queue Manager)방식과 출력단에서의 흐름제어 방식까지 순차적으로 연구되어야 한다.

## 참고 문헌

[1] EFM working group. Home page for EFM working group, 2001, URL:http://www.manta.ieee.org/groups/802/3/efm

[2] Lujun Yuan and Yan Lu, " Latest arrival time leaky bucket for HRD constrained video coding," in 2003 International Conference on Volume 2, 6-9 July 2003 Page(s):II - 773-6 vol.2

[3] Puqi Perry Tang and Tai T.-Y.C, " Network traffic characterization using token bucket model, " INFOCOM '99. Eighteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE, Volume 1, 21-25 March 1999 Page(s):51 - 62 vol.1