
차별 서비스 네트워크에서 예약 대역폭의 편향성을 완화하는 트래픽 조절 기법 연구

이성근*

A Study on a Traffic Conditioning Scheme for Alleviating a bias against
Reserved Bandwidth Size in Differentiated Services Network

Sung-Keun Lee*

이 논문은 정보통신부에서 지원하는 대학기초연구지원사업으로 수행하였음

요 약

차별 서비스 네트워크는 유사한 서비스 품질에 대한 요구조건을 갖는 연결 집합에 대해 동일한 서비스를 제공한다. 트래픽 조절 메커니즘은 차별 서비스 네트워크를 실현시키는 핵심 기능 중의 하나이다. 본 논문은 예약 대역폭의 크기에 따른 처리율의 편향성을 완화시키는 트래픽 조절 메커니즘을 제안한다. 시뮬레이션 방법에 의한 분석을 통해, 제안된 메커니즘은 적절히 배치되거나 과잉 배치된 네트워크 상황에서도 예약 전송률의 크기에 따른 민감성을 완화시켰고, 모든 소스가 예약 대역폭을 달성하고, 초과되는 대역폭에 대해 비교적 공평히 분배하는 것으로 나타났다.

ABSTRACT

Differentiated services network (DiffServ) aims to provide the same service to a group of connections that have similar Quality of Service requirements. One of the essential function to realize DiffServ is the traffic conditioning mechanisms to support the required services. The paper proposes the enhanced traffic conditioning mechanism which alleviates a bias against reserved bandwidth size. The simulation results show that the new mechanism is rather insensitive of size of reserved bandwidth, and performs better both in terms of throughput assurance and fair distribution of excess bandwidth in case of well-provisioned and over-provisioned network environment.

키워드

Differentiated Services Network, Traffic Conditioner, Marking Algorithm, Assurance services

1. 서론

차별 서비스 네트워크 모델은 동일한 서비스 품질(Quality of Service : QoS)을 요구하는 흐름(flow) 들을 일정한 흐름 집합(aggregation)으로 분류하여, 각 집합에 대해 서비스를 차별적으로 제공한다^[1]. 복잡한 트래픽 조절 기능들은 경계 라우터에서 수행하고, 차별 서비스 영역내의 내부 라우터에서는 간단한 패킷 전달 기능만 수행함으로써 대규모 통신망에서도 적용할 수 있는 방식이다. 차별 네트워크는 SLA(Service Level Agreement), 내부 라우터의 트래픽 조절 기능과 경계 라우터의 큐 관리 기능으로 구성된다^{[2][3]}. 가입자는 서비스 특성에 맞는 QoS 파라미터에 따라 서비스 제공자와 계약을 체결한다. 가입자가 SLA 를 준수한다면, 통신망이 혼잡 시에도 서비스 제공자는 최소한의 약속을 보장하며, 통신망내의 자원의 여유가 있을 때 초과되는 자원을 각 가입자에게 공평하게 분배함으로써 QoS를 보장 할 수 있다는 개념이다. 차별 서비스 모델은 네트워크 폭주 환경에서도 어느 정도의 최소 대역폭을 보장할 수 있다는 연구 결과가 나타났으나, 몇 가지 중대한 문제가 제기되었다^[2].

TCP의 혼잡제어 방법에 기인하여 Round trip time(RTT), 예약된 대역폭의 크기, UDP의 영향, 결합되는 흐름의 개수 등의 요소에 의해 동일한 클래스에 속한 흐름간의 서비스 보장 정도가 달라지게 된다^{[4][12][13]}. 본 논문에서는 예약된 대역폭의 크기에 따라 각 흐름들이 달성한 처리율이 크게 차이가 나는 편향성을 완화시키기 위해 TSW(Time Sliding Window)^[2]에 기반한 개선된 트래픽 조절 메커니즘을 제안한다.

본 메커니즘의 특징은 기존 TCP 기능 변경이 불필요하고, 경계 라우터에서 별도의 상태 정보를 유지할 필요가 없다. 제안한 알고리즘의 성능 분석은 ns-2^[5]를 이용한 시뮬레이션 방식에 의해 수행한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다.

제2장에서는 차별 서비스 네트워크의 기본 구조에 대해 설명하고, 제3장에서는 트래픽 조절 기능과 기존 방식의 문제점을 시뮬레이션을 통해 분석한다. 제4장에서는 제안한 트래픽 조절 메커니즘에 대해 언급하고, 제5장에서는 시뮬레이션을 통해 제안한 메커니즘의 성능을 분석한다. 제6장에서는 결론 및 향후 연구

방향에 대해 언급한다.

II. 차별 서비스 네트워크의 구조

차별 서비스 네트워크의 구조 및 구성 요소를 그림 1에 나타내었다. 경계 라우터내의 트래픽 조절 기능은 유입되는 흐름의 전송률을 측정하여 계약을 준수하면 IN으로, 계약을 초과하면 OUT으로 패킷을 마킹하여 네트워크로 전달한다.

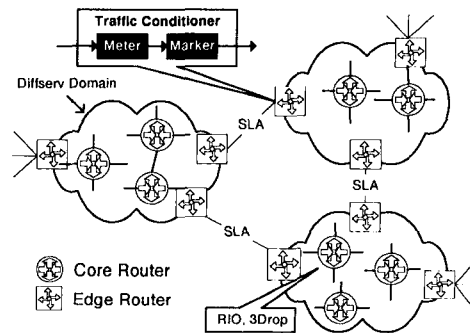


그림 1. 차별 서비스 네트워크 구조
Fig 1. Differentiated services network

내부 라우터내의 PHB(Per Hop Behavior)는 패킷의 헤더 정보(IN 또는 OUT)에 따라 차별적으로 패킷을 전달한다^[1]. PHB는 특정한 차별 서비스 네트워크에서 각 서비스에 제공하는 패킷 전달 행위를 의미하며, 일반적으로 RIO(RED with In/OUT) 등과 같은 큐 관리 정책을 의미한다^[6].

현재까지 EF(Expedited Forwarding) PHB와 AF(Assurance Forwarding) PHB가 정의되었다^{[7][8]}. EF PHB는 일정한 대역폭을 반드시 보장하여 종단간 패킷의 매우 작은 지연과 지연변이를 보장하는 전달방식으로 Virtual Leased Line과 같은 프리미엄 서비스에 적용될 것으로 예상된다^[7]. AF PHB는 패킷 전달의 적시성에서 네 개의 클래스로 분류되며, 각 클래스는 다시 패킷 폐기 우선순위 면에서 세 개의 레벨로 세분화되어 모두 12가지의 서로 다른 패킷 전달 품질을 제공한다^[8]. 즉, 차별적 패킷 분류와 폐기 방식에 의해 QoS를 지원하는 보장형 서비스를 제공함이 주요 특징이다. 현재 보장형 서비스를 실현하기 위한 내부 라우

터의 큐 관리 기법은 대부분 RIO를 적용하고 있다. RIO는 IN 패킷과 OUT 패킷 각각에 대한 RED (Random Early Detect) 알고리즘을 사용하며, 각 큐에는 두개의 임계값을 둔다. 평균 큐 크기가 첫 번째 임계값 이하이면, 패킷 패기는 발생하지 않으며 큐 길이가 두 임계값 사이에 있으면 패킷을 확률적으로 폐기한다. 망 혼잡이 발생하여 큐 길이가 두 번째 임계값 이상이면 모든 패킷을 폐기한다^[2]. RIO는 OUT 패킷을 우선적으로 폐기함으로써 SLA를 초과하여 전송하는 흐름이 다른 흐름의 성능을 침해하는 것을 방지할 수 있다. IN 패킷은 망 혼잡시에도 손실률이 낮으므로 계약을 준수하는 가입자는 망으로부터 예측 가능한 서비스를 제공받을 수 있다.

III. 트래픽 조절 기능 분석

3.1 트래픽 조절기의 기능

보장형 서비스는 차별적 패킷 분류와 폐기 방식에 의해 구현되며, 프리미엄 서비스와는 달리 엄격한 QoS를 보장한다기 보다는 네트워크 정체상황에서도 가입자에게 최소한의 전송률을 보장하는 서비스이다. 보장형 서비스가 성취해야 할 두 가지 필수조건은 각 흐름은 평균적으로 사전 계약된 만큼 데이터 처리가 이루어져야 한다는 전송률 보장문제와 잉여 대역폭이 best effort 클래스와 동등하게 분배되어 한다는 공평성 문제를 들 수 있다.

트래픽 조절기는 일반적으로 경계 노드의 기능에 속하며, 유입되는 패킷을 적절히 분류하고, 사용자와 계약된 서비스 프로파일을 기준으로 하여 DS(Differentiated Service) 코드 값을 할당하는 기능을 수행한다^[6]. 현재 연구된 트래픽 조절기의 구성 요소는 그림 2에 명시한 바와 같이 다양한 컴포넌트의 결합을 통해 구성될 수 있는데, 대부분의 트래픽 조절기는 미터와 마커로서 구현된다^[9].

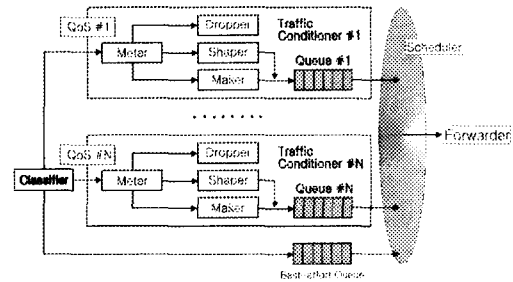


그림 2. 트래픽 조절기의 구성
Fig 2. Traffic Conditioner's components

3.2 Time Sliding Window(TSW) 기법

보장형 서비스를 위한 트래픽 조절기법은 유입된 트래픽에 대한 측정 방법에 따라 토큰 버킷 방식과 평균을 평가(average rate estimator) 방식 분류할 수 있으며, 다양한 토큰 버킷 방식이 제안되었다^{[10][11]}. 토큰 버킷 방법은 경계 라우터에서 각 흐름 또는 흐름 집합 별로 버킷을 할당하고, 초당 R bps 비율로 토큰을 생성한다. 이때 R은 SLA에 의해 결정된 평균 전송률을 의미하며, 버킷의 크기인 B는 peak 전송률을 의미한다. 사용자로부터 패킷이 도착할 때, 버킷 내에 입력된 패킷 크기의 토큰이 존재하면, 해당 패킷을 IN으로 마킹하고, 해당 패킷 크기 만큼의 토큰을 버킷으로부터 제거한다. 만일 입력된 패킷을 처리할 수 있는 토큰이 존재하지 않는 경우에는 패킷을 OUT으로 마킹한다. 토큰 버킷 방식은 B의 크기에 따라 성능이 크게 의존하게 된다. 즉, B값을 크게 설정하면 서비스 보장 정도 및 잉여 대역폭의 공평한 분배를 실현할 수 있으나, 버스트 특성을 갖는 트래픽을 네트워크에 유입하여 네트워크 상태를 급격하게 변화시킬 수 있는 단점이 있다^[12].

평균을 평가에 기반을 둔 방식은 목표 전송률의 초과 여부에 따라 폐기 우선 순위를 결정하여, 패킷을 마킹한다. 이러한 방식은 평균 목표 전송률 관점에서는 적절한 방식이다. 그림 3에 가장 대표적인 평균을 평가 방법인 TSW의 알고리즘을 나타내었다^[2].

```

<TSW의 평균을 측정 알고리즘>

초기화:
Win_length = constant;
avgRate = Target_rate;
T_front = 0;

패킷 도착시 :
Bytes_in_TSW = avgRate * Win_length;
New_bytes = Bytes_in_TSW + pkt_size;
avgRate = New_bytes/(now - T_front + Win_length);
T_front = now;

<TSW의 패킷 마킹 알고리즘>

if avgRate < Target_rate
    mark packet as IN;
else
    calculate P = 1 - Target_rate/avgRate;
    with P, mark the packet as OUT;
    
```

그림 3. TSW 평균을 측정 및 마킹 알고리즘
Fig 3. TSW rate estimator and marking algorithm

TSW는 두 부분으로 구성되는데, 하나는 전송률 측정 부분이고, 다른 하나는 마킹 알고리즘이다. 전송률 측정 부분은 순간적인 전송률의 민감성을 반영하면서 동시에, TCP 트래픽의 버스트 특성을 완만하게 만드는 데 사용된다. TSW는 각 패킷의 도착시의 전송률을 측정하고, 일정 시간이 지나면 측정치의 기록들을 버린다.

TSW는 Win_length 파라미터에 따라 유입되는 트래픽의 측정값이 다르게 해석될 수 있다. 즉, Win_length 값이 적은 경우에는 짧은 기간의 전송률을 측정한 것으로서 급변하는 트래픽에 대해 정확한 측정값을 파악할 수 있지만, 상대적으로 연결 지속 시간이 긴 TCP 트래픽의 경우 부정확한 값을 얻게된다. 또한 Win_length 값이 큰 경우에는 일정 기간동안의 평균 전송률을 측정하는데 비교적 정확한 값을 얻을 수 있으나, 순간적인 트래픽 변화에 적절히 대응하지 못한 점이 문제점으로 지적된다. 마킹 알고리즘은 측정된 전송률이 예약 전송률을 준수하면 IN으로 마킹하고, 초과시에는 일정한 확률값을 가지고 패킷을 OUT으로 마킹한다.

3.3 예약 대역폭에 대한 편향성 분석

본 절에서는 TSW에 기반한 트래픽 조절 기능의 동일한 RTT 값을 갖는 흐름들이 서로 다른 예약 전송률을 가질 때, 처리율의 편향 현상을 분석하기 위해 ns-2를 이용하여 시뮬레이션을 수행한다.

네트워크 구조는 그림 4와 같이 라우터 A와 B 사이에 하나의 공통 링크로 연결된다.

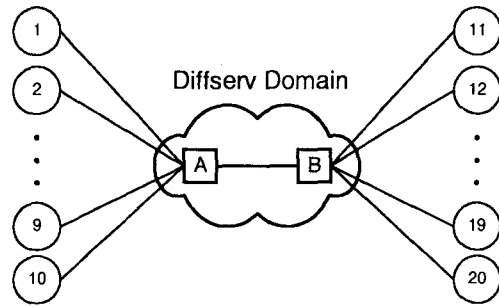


그림 4. 시뮬레이션을 위한 네트워크 구성도
Fig 4. Network topology for Simulation

각각의 라우터에는 10 개의 호스트가 연결되어 있다. 각 호스트 (i)는 상대 호스트 (i+10)과 TCP 연결을 설정한다. 10개의 호스트는 5개의 그룹으로 구성되고, 동일한 그룹에 속한 호스트는 식 (1)과 같이 동일한 예약 대역폭을 갖도록 하여, 총 30 Mbps의 예약 전송률을 할당한다.

$$R_i = [(i + 1)/2] \text{ Mbps} \quad (0 \leq i \leq 9) \quad (1)$$

모든 흐름의 RTT 값은 20msec로 모두 동일한 값을 갖도록 하였고, 패킷의 크기는 1000 바이트로 가정하였다.

라우터간의 백본 링크의 전송 대역폭은 전체 예약 전송률의 70%, 110%, 130% 인 21Mbps, 33Mbps, 39Mbps를 갖는다고 가정하여, 네트워크의 혼잡 상황, 적절히 배치된 상황 및 과잉 배치된 상황에 대해 평가할 수 있도록 하였다.

TCP 버전은 현재 가장 많이 적용되는 TCP Reno를 이용하였고, 트래픽 종류는 ftp 트래픽으로 가정하였다. 내부 라우터의 큐 관리 기법은 RIO를 적용하였고, 시뮬레이션에 이용된 RIO 파라미터는 표 1에 나타내었다.

표 1. RIO 파라미터 값
Table 1. The values of RIO parameter

파라미터		설정값
RIO	Min _{out th}	10
	Max _{out th}	30
	P _{out}	0.2
	Min _{in th}	40
	Max _{in th}	70
	P _{in}	0.02

시뮬레이션은 30초 동안 실행하여, TCP가 안정 상태에 도달한 마지막 20초 동안 sink에서 수신한 패킷의 처리율을 측정한다. 시뮬레이션 결과값은 동일한 환경에서 seed를 달리하면서 7번 실행하여 최대, 최소 값을 제외한 결과에 대해 평균값으로 취하였다.

표 2는 백본 링크의 대역폭 33Mbps로 적절히 배치된 환경에서의 각 흐름별로 예약 전송률, 목표 전송률 및 성취된 전송률을 나타내었다. 차별 서비스 환경에서 각 호스트의 예약 전송률을 R_i, 백본 링크의 대역폭을 C, 활성화된 흐름의 개수가 n일 때, 각 흐름의 목표 전송률 T_i는 식(2)와 같이 정의된다^[13].

$$T_i = R_i + [C - \sum_{k=1}^n R_k] / n \quad (2)$$

표 2. 성취된 처리율 (단위 : Mbps)
Table 2. Achieved throughput (Unit : Mbps)

flow	예약 전송률	목표 전송률	처리율 (Throughput)
1	1	1.3	1.55
2	1	1.3	1.68
3	2	2.3	2.32
4	2	2.3	2.21
5	3	3.3	3.05
6	3	3.3	3.12
7	4	4.3	3.97
8	4	4.3	3.91
9	5	5.3	4.77
10	5	5.3	4.73

표 2의 결과를 분석하면, 각 흐름 별로 예약 전송률

의 크기에 따라 비례적인 전송률을 성취하였으나 예약 전송률의 크기에 따라 처리율의 편향 현상이 발생했으며, 이는 ^{[2][3][4][12]}의 연구 결과와 일치한다. 즉, 예약 전송률이 낮은 흐름(흐름1, 2)는 자신의 목표 전송률보다 높은 처리율을 얻었으나, 예약 전송률이 큰 흐름(흐름9, 10)는 목표 전송률은 물론 예약 전송률에도 미치지 못한 결과가 나타났다.

IV. 개선된 트래픽 조절 기법 제안

예약 대역폭에 따른 처리율의 편향 현상은 ^{[2][12]}에서 지적하였듯이 TCP의 혼잡 제어 방식에 의해 기인한다. 즉, TCP는 네트워크에서의 패킷 폐기를 혼잡 상황의 발생으로 간주하고, 현재의 패킷 전송률(cwnd)을 절반으로 줄임으로서 혼잡 제어를 수행한다. 따라서 동일한 RTT를 갖는다고 가정하면, 예약 전송률이 낮은 흐름이 혼잡 이전의 전송률로 복구하는 시간이 짧게 걸리므로, 상대적으로 자신의 목표 전송률에 빠르게 도달할 수 있다.

표 3은 각 흐름이 매번 패킷을 전송할 때 TSW가 측정된 현재의 전송률(S)과 예약 전송률을 초과할 때의 크기의 분포를 측정된 값이다.

표 3. 전송률의 분포(단위 : %)
Table 3. Distribution of sending rate(Unit : %)

예약 전송률 (Mbps)	R<S≤1.3R	1.3R<S≤2.0R	2.0R<S≤5.0R	S≥5.0R
1	10.3	11.0	36.5	42.2
2	11.3	18.8	62.3	7.6
3	14.4	34.0	50.1	1.5
4	14.4	50.6	35.0	0
5	18.2	58.5	23.3	0

예약 전송률이 큰 흐름은 대부분의 패킷 전송이 예약 전송률(R_i)에 근접한 분포를 보이지만, 예약 전송률이 적은 흐름은 R_i보다 훨씬 큰 전송률이 70% 이상의 분포를 차지하게 된다. 따라서 흐름 별 전송률 분포의 차이를 패킷 마킹에 적절히 적용하면 예약 대역폭 크

기에 따른 편향 현상을 완화시킬 수 있다.

TSW-RIO를 적용한 시뮬레이션 결과를 통해 다음과 같은 점을 추론할 수 있다.

첫째, 예약 대역폭이 적은 흐름은 목표 대역폭을 초과 달성하나, 예약 대역폭이 상대적으로 큰 흐름은 자신의 목표 대역폭을 달성하지 못한다.

둘째, 예약 전송률의 크기에 따라 흐름별 전송률의 크기가 서로 다른 분포를 나타낸다.

현재의 TSW 마킹 알고리즘은 그림 5의 (a) 함수와 같이 전송률이 R_t 와 $1.3 \cdot R_t$ 에 위치할 때, 상대적으로 OUT으로 마킹될 확률이 크다. 따라서 이 범위에 전체 전송률의 70% 이상의 패킷을 전송하는 흐름들의 패킷 폐기 확률이 상대적으로 크므로 자신의 목표 전송률에 도달할 수 없다. 따라서 본 논문에서는 경계 라우터에서 패킷을 마킹할 때 OUT으로 마킹할 확률을 그림 5의 (b)와 같이 변화시킨다.

현재 유입되는 흐름의 측정된 전송률이 예약 전송률을 약간 초과할 때는 원래의 TSW의 확률 함수보다 낮은 값으로 OUT으로 마킹하고, 측정된 전송률이 예약 전송률을 크게 초과할 때는 OUT으로 마킹할 확률을 크게 증가시킴으로서 전체적으로 모든 흐름이 $0.66 \cdot R_t$ 에서 $1.33 \cdot R_t$ 에서 동작되도록 한다. 이는 원래의 TSW 마킹 방법에 비해 IN으로 마킹되는 패킷 수는 증가하지 않고, 각 흐름의 혼잡 윈도우의 변화를 이상적으로 유지할 수가 있다. 이 방법은 기존 TCP의 변경이 전혀 필요하지 않고, 경계 라우터에서 각 흐름의 상태 정보 등을 별도로 관리하지 않고도 쉽게 구현이 가능하다는 장점을 지닌다.

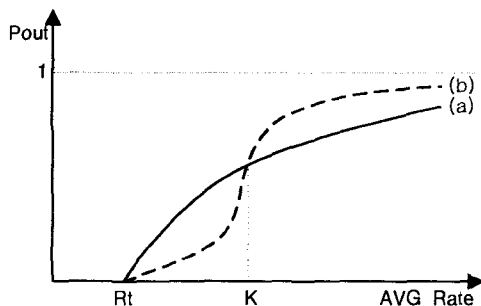


그림 5. OUT으로 마킹할 확률
Fig 5. Probability of marking as OUT

그림 6은 TSW에 기반한 새로운 마킹 알고리즘을 나타내었다. OUT 패킷으로 마킹할 확률은 그림 5의 (b) 함수를 구간별 구분하여 선형함수로 표현하였으며, 상수 K는 2.0으로 지정하였다. 구간의 세분화 과정은 시뮬레이션 결과를 통해 조정되어야 한다.

```

if (avgRate < Rt)
    mark packet as IN;
else
    if (Rt < avgRate ≤ 1.3 · Rt)
        calculate P = (avgRate/Rt - 1.0)/3.0;
    else if (1.3 · Rt < avgRate ≤ 2.0 · Rt)
        calculate P = 4 · (avgRate/Rt - 1.3)/7.0 + 0.1;
    else
        calculate P = 0.5 · (avgRate/Rt - 2.0)/3.0 + 0.5;
    with P, mark the packet as OUT;
    
```

그림 6. 새로운 마킹 알고리즘
Fig 6. Pseudo code of new marking algorithm

V. 시뮬레이션 및 분석

제안된 마킹 알고리즘을 ns-2를 통해 구현하고, 3장에서 수행한 네트워크 구조 및 파라미터를 동일하게 적용하여 시뮬레이션을 수행하였다.

표 4는 적절히 배치된 네트워크 상황에서 개선된 마킹 알고리즘이 기존 방식에 비해 예약 대역폭의 크기에 따른 처리율의 편향 현상을 크게 완화시킴을 나타낸다.

세 가지 네트워크 상황에 대해 기존 방법과의 성능 비교를 그림 7, 8, 9에 각각 나타내었다. 그림 7은 표 4를 도식화 한 것으로 본 논문에서 제안한 방법을 적용하였을 때의 처리율이 이상적인 경우에 훨씬 근접함을 나타낸다.

표 4. 처리율의 비교(33 Mbps)

Table 4. Comparison of throughput(33 Mbps)(Unit : Mbps)

flow	예약 전송률	기존 방법 처리율	새로운 방법 처리율
0	1	1.55	1.26
1	1	1.68	1.30
2	2	2.32	2.03
3	2	2.21	2.25
4	3	3.05	3.20
5	3	3.12	2.86
6	4	3.97	4.31
7	4	3.91	4.08
8	5	4.77	5.15
9	5	4.73	5.09

그림 8은 과잉 배치된 상황에서도 각 흐름이 자신의 예약 대역폭을 달성하면서, 초과된 대역폭의 분배가 비교적 균등하게 이루어짐을 나타내고 있다. 그림 9는 네트워크의 혼잡이 발생했을 때의 각 흐름 별로 처리율을 의미하는데, 제안된 트래픽 조절 메커니즘이 미세하나마 상대적으로 균등하게 처리율이 저하됨을 알 수 있다. 따라서 본 논문에서 제안한 알고리즘은 기존 TCP의 변경이 필요하지 않고, 경계 라우터에서 각 흐름의 상대 정보 등을 별도로 관리하지 않으면서도, 세 가지 네트워크 상황에 대해서 예약 대역폭 크기에 따른 처리율 편향 현상을 크게 완화시킨다.

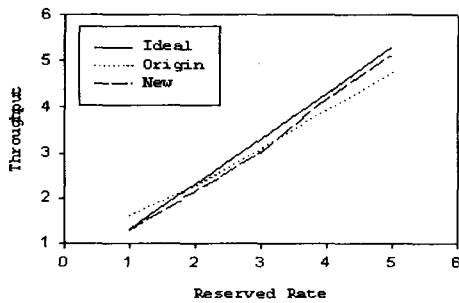


그림 7. 처리율 비교(33 Mbps)

Fig 7. Comparison of throughput(33 Mbps)

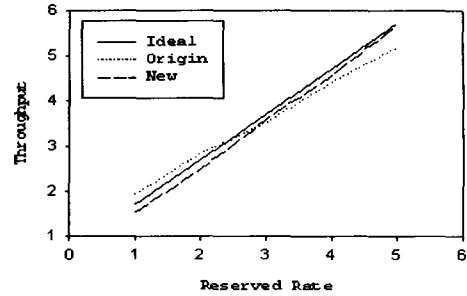


그림 8. 처리율 비교(39 Mbps)

Fig 8. Comparison of throughput(39 Mbps)

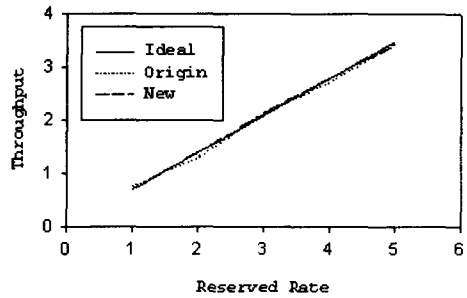


그림 9. 처리율 비교(21 Mbps)

Fig 9. Comparison of throughput(21 Mbps)

VI. 결 론

인터넷을 기반으로 실시간 멀티미디어 서비스를 제공하기 위해서는 통신망이 각 서비스별로 차별화 된 서비스 품질을 보장할 수 있어야 한다. 차별 서비스 모델은 일정한 흐름들의 집합으로 분류하여 서비스를 차별적으로 제공한다는 개념으로 확장성이 매우 뛰어난다. 본 논문은 차별 서비스 네트워크의 트래픽 조절 기법 중 TSW를 기반으로 한 개선된 방법을 제안하였다. 제안된 알고리즘은 현재 전송률이 예약 전송률을 약간 초과할 때는 원래의 TSW의 확률 함수보다 낮은 값으로 패킷을 OUT으로 마킹하고, 평균 전송률이 예약 전송률을 크게 초과할 때는 OUT으로 마킹할 확률을 크게 증가시킴으로서 전체적으로 모든 흐름이 $0.66 \cdot Rt$ 에서 $1.33 \cdot Rt$ 에서 동작되도록 한다. ns-2를 이

용한 시뮬레이션을 통해 분석한 결과, 본 논문에서 제안한 방법이 다양한 네트워크의 부하에 대해서도 예약 전송률의 크기에 따른 처리율의 편향 현상을 크게 완화시키는 것으로 나타났다. 향후 Pout 함수에 대한 적절한 조정이 필요하며, 다양한 네트워크 구조 및 트래픽 소스에 대한 성능 평가, 상이한 RTT 및 UDP 흐름에 포함된 환경에 대해서도 평가가 수행되어야 할 것이다.

참고 문헌

- [1] S. Blake, et al., An Architecture for Differentiated Services, Internet RFC 2475, Dec., 1998.
- [2] D. Clark, W. Fang, "Explicit Allocation of Best Effort Packet Delivery Service", ACM Transactions on Networking, Aug., 1998.
- [3] I. Yeom and N. Reddy, Impact of marking strategy on aggregated flows in a DiffServ network, IEEE ICMCS '99, 1999.
- [4] N. Seddigh, et al., Bandwidth Assurance Issues for TCP flows in a Differentiated Services Network, Globecom '99, Dec., 1999.
- [5] Network simulator (Ns), University of California at Berkeley, CA, 1997.
- [6] K. Nichols, et al., Definition of the Differentiated Services Field (DS Field) in the IPv4 and IPv6 Headers, Internet RFC 2474, Dec., 1998.
- [7] V. Jacobson, et al., An Expedited Forwarding PHB, Internet RFC 2598, June, 1999.
- [8] J. Heinanen, et al., Assured Forwarding PHB Group Internet RFC 2597, June, 1999.
- [9] Y. Bernet., et al., A Conceptual Model for DiffServ Routers, IETF Internet Draft, draft-ietf-diffserv-model-02.txt, March, 2000.
- [10] J. Ibanez and K. Nichols, Preliminary Simulation Evaluation of an Assured Service, IETF Internet Draft, Aug. 1998.
- [11] J. Heinanen, T. Finland and R. Guerin, A Single Rate Three Color Marker, IETF Internet Draft,

May, 1999.

- [12] W. Lin, R. Zheng and J. Hou, How to Make Assured Services More Assured, ICNP '99, Oct., 1999.
- [13] I. Yeom, J. Hou, Realizing Throughput Guarantees in a Differentiated Services Network, ICMCS, Florence, Italy, June, 1999.

저자 소개



이성근(Sung-Keun Lee)

1985년 고려대학교 전자공학과(공학사)

1987년 고려대학교 대학원(공학석사)

1995년 고려대학교(공학박사)

1996년 삼성전자 네트워크개발팀(선임연구원 대학원)

1997년~현재 순천대학교 컴퓨터교육과 조교수

※ 관심분야 : 인터넷 QoS, 분산 멀티미디어, 광대역 통신 프로토콜