

가상 트래픽 프로파일을 이용한 대역 분배 메카니즘

(Bandwidth Distribution Mechanism based on the Virtual Traffic Profile)

최 상 기 * 정 광 수 **
(Sangki Choi) (Kwangsue Chung)

요 약 최선형 서비스(best effort service) 방식의 현재 인터넷은 실시간 응용의 출현과 보다 나은 서비스를 기대하는 사용자들에 의해 많은 변화가 요구되고 있다. 이러한 요구를 만족시키기 위해서 새로운 프로토콜, 트래픽 제어 및 QoS 라우팅 등에 관한 연구가 진행되고 있으며, 최근 트래픽 제어를 통해 서로 다른 수준의 서비스를 제공하는 차별화 서비스(differentiated service) 모델에 관하여 많은 연구가 진행중이다. 두 가지 우선 순위를 바탕으로 사용자에게 어느 정도 예측 가능한 대역폭을 제공하는 RIO 모델은 차별화 서비스의 대표적인 모델이다. 하지만 RIO 모델에서 제공하는 대역 분배 방식은 네트워크 용량이 충분치 못한 상황에서는 서비스 차별화가 이뤄지지 않으며, 잉여 대역폭의 적절한 분배가 이뤄지지 않는다. 본 논문에서는 시뮬레이션을 통하여 네트워크 상황에 따른 RIO 모델의 대역 분배 성능을 분석하였으며, 이를 개선하여 보다 효과적인 서비스 차별화가 이뤄지도록 하였다.

Abstract Current Internet, based on the best-effort service, are requested to change by newly developed real-time applications and users that expect to get better services. To satisfy such requirements, numbers of research have been performed on new communication protocol, traffic control and QoS routing. Especially, more interests are focused on the differentiated service. Differentiated service can provide different levels of service to users by the traffic control. RIO model, one of the differentiated service model, can provide user with predictable expectations of network bandwidth based on the two drop precedence. But the bandwidth distribution mechanism of the RIO model can not provide different levels of service in times of network congestion or underload.

In this paper, we investigated bandwidth distribution capacity of the RIO model through the simulation and proposed new scheme to support effective service differentiation.

1. 서 론

인터넷의 급속한 성장은 기존의 텍스트 위주의 데이터 전송에서 다양한 멀티미디어 정보를 실시간으로 처리하도록 요구되고 있다. 컴퓨터 처리 기술과 멀티미디어 부호화 기술 등을 배경으로 등장한 다양한 실시간

응용들은 기존의 텍스트 뿐 아니라 음성과 동영상을 포함하고 있으며 사용자와의 상호 작용을 지원한다. 이러한 실시간 멀티미디어 응용들은 사용되는 미디어에 따라 서로 다른 전송 특성을 가지며 다양한 수준의 서비스 품질(quality of service)을 요구한다. 하지만 IP와 drop-tail 방식의 수동적인 큐 메카니즘을 근간으로 한 현재의 인터넷은 모든 사용자에게 동일한 서비스 품질을 제공하며, 멀티미디어 데이터의 실시간 처리에 많은 문제점을 가지고 있다. 이러한 배경을 바탕으로 현재의 인터넷에 새로운 서비스 요구를 수용하기 위한 다양한 관련 프로토콜들과 표준안들이 IETF(Internet Engineering Task Force)를 중심으로 제시되고 있다.

IETF의 IntServ 워킹 그룹에서는 실시간 멀티미디어

* 본 연구는 광운대학교 교내학술연구비와 한국과학재단 특정기초연구(과제번호 97-01-00-12-01-5)의 지원을 받아 수행되었음.

* 비 회 원 : 광운대학교 전자공학부
skchoi@adams.kwangwoon.ac.kr

** 종 신 회 원 : 광운대학교 전자공학부 교수
kchung@daisy.kwangwoon.ac.kr

논문접수 : 1999년 8월 9일
심사완료 : 2000년 7월 25일

응용들을 효율적으로 지원하기 위한 종합 서비스(Integrated Service) 모델을 제안하였다[1]. 종합 서비스 모델은 기존의 최선형 서비스에 보장형(guaranteed) 서비스와 부하 제어형(controlled load) 서비스를 추가로 규정하고 있으며, RSVP(Resource reSerVation Protocol)[2]를 통하여 자원을 예약하도록 한다. RSVP는 사용자에게 보장된 서비스를 제공해줄 수는 있지만 주기적으로 전송되는 메시지와 상태 정보 및 라우터의 부담으로 인하여 수많은 플로우를 관리해야 하는 인터넷 전체에서 이용하기에는 어려움이 많다. 따라서 완벽한 자원 보장이 현실적으로 구현이 복잡하고 오버헤드가 많으므로 그 중간단계, 즉 각기 다른 사용자에게 서로 다른 수준의 서비스를 제공할 수 있는 차별화 서비스(differentiated service) 방식에 대하여 많은 관심이 집중되고 있다.

IETF에서는 인터넷 상에서 표준화된 차별화 서비스를 제공하기 위하여 DiffServ 모델을 정의하였다[3]~[7]. DiffServ에서는 네트워크로 유입되는 모든 패킷에 대하여 라우터에서 패킷을 처리하는 방식을 정의하는 PHB(Per-Hop-Behavior)를 IP 헤더의 특정 영역인 DS(Differentiated Service) 필드에 설정함으로써 패킷이 이에 따라 차별화된 서비스를 받도록 하였다. Wenjia Fang과 David D. Clark이 제안한 RIO 모델[7]은 DiffServ에서 정의한 확신 서비스(assured service)[8] 형태의 차별화 서비스를 제공하는 대표적인 모델로써, 네트워크와 사용자간의 트래픽 사용 계약인 서비스 프로파일과 두 가지 수준의 우선 순위 패킷을 처리하는 RIO(RED with In/Out)를 사용한다. 하지만 RIO 모델은 망 제공자가 서비스 프로파일의 함에 해당하는 대역폭을 제공할 때 적절한 서비스 차별화를 수행한다. 즉 네트워크 혼잡 수준 또는 잉여 대역폭의 양이 증가할수록 프로파일에 따른 서비스 차별화 정도가 점점 줄어들게 된다. 본 논문에서는 시뮬레이션을 통하여 네트워크 상황에 따른 RIO 모델의 성능을 분석하였으며, 네트워크 상황에 따른 효과적인 서비스 차별화가 이뤄지도록 하기 위하여 가상 트래픽 프로파일(Virtual Traffic Profile)을 정의하여 RIO 모델을 개선하였다.

본 논문의 2장에서는 차별화 서비스 모델과 RIO 모델의 서비스 제공 방식에 대하여 기술하고 3장의 전반부에서 RIO 모델에 대한 시뮬레이션 결과를 논의한다. 3장의 후반부에서는 가상 프로파일을 이용한 대역 분배 방식과 성능 측정 결과를 기술하고 4장에서 결론을 맺는다.

2. 차별화 서비스 모델

인터넷에서 가장 이상적인 서비스, 즉 QoS를 완전히 만족하는 보장형 서비스를 제공하기 위해서는 모든 인터넷 라우터가 개개의 플로우에 대한 자원 예약 정보 및 상태 정보 등을 관리해야 하며, 주기적으로 발생하는 수많은 메시지들을 처리해야 한다. 하지만 이러한 서비스를 제공하려면 라우터에 심한 부담을 주게될 뿐 아니라 구현이 복잡하게 되고, 또한 제어 메시지의 발생으로 인한 추가적인 망 혼잡을 유발하게 된다. 따라서 RSVP와 같이 QoS를 완전히 만족하는 서비스를 제공하지는 못하더라도 기존의 최선형 서비스보다는 진보적인 중간 단계의 서비스, 즉 차별화된 서비스를 제공하기 위한 방법에 대하여 많은 연구가 진행되어져 왔다. 본 장에서는 차별화된 서비스를 제공할 수 있는 방식들에 대하여 비교한 후 DiffServ에서 정의하는 서비스 차별화 방식 및 RIO 모델에서의 확신 서비스 제공 방식에대하여 기술한다.

2.1 차별화 서비스 모델의 비교

IP 망에서 차별화 서비스를 제공하는 모델은 방식에 따라 relative priority marking, service marking, label switching, IETF의 DiffServ 등이 있으며 이 모델들은 서로 다른 방식을 채택하고 있다. Relative priority marking은 IP 헤더에 패킷에 대한 우선권을 표시하여 차별화 서비스를 제공하지만 경계 노드와 트래픽 제어부의 기능이 미약하다. Service marking은 우선권과 효율적인 망경로를 선택하는데 필요한 정보를 제공하지만 한정된 코드 포인트로 인하여 확장이 용이하지 않다. Label switching 방식은 특정 스트림에 레이블을 할당하는 방식으로 고속의 전송 기술을 제공하지만 노드에서 관리해야 할 상태값이 많아지는 단점이 있다. MulTCP 방식은 J. Crowcroft가 제안한 방식으로 TCP의 혼잡 윈도우(congestion window)를 변형한 방식이다. MulTCP는 망 상황에 따라 적절한 서비스를 제공하지만 송신측과 수신측의 프로토콜 스택을 변경해야만 한다.

W. Feng이 제안한 "adaptive packet marking" 방식은 패킷 마킹 확률을 동적으로 적용하여 차별화 서비스를 제공하지만 망 혼잡 또는 여유시에 공정한 대역 분배 기능을 수행하지 못하며 마찬가지로 I. Yeom이 제안한 inverse-rate drop 방식도 세밀한 트래픽 제어 기능을 제공하지만 망 상황에 따른 변화를 수용하지 못한다.

2.2 DiffServ 모델

DiffServ는 네트워크 혼잡과 같은 상황하에서도 개개의 플로우에 제공된 QoS 수준의 비율을 유지하면서, 비

교적 단순한 제어방법으로 네트워크 자원 이용을 최대한 하도록 한다. 이를 위하여 DiffServ 망으로 유입되는 모든 패킷은 IP 헤더에 DSCP(DiffServ Code Point)가 설정되며, 각 라우터의 행동 양식을 정의하는 PHB(Per Hop Behavior)에 따라 처리된다. 망 내에 자원이 충분한 경우 모든 패킷이 잘 전송되지만 혼잡 상황이 발생하면 우선 순위가 높은 패킷부터 전송한다. 그림 1에 DiffServ 망의 구성을 나타내었다.

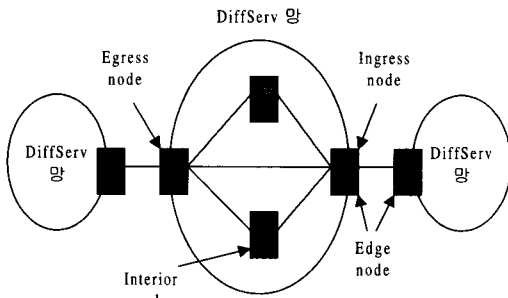


그림 1 DiffServ 망의 구성

인접한 두 DiffServ 망 사이에 존재하는 노드를 edge 노드라 하며, 이는 ingress 노드 또는 egress 노드로 동작할 수 있다. Ingress 노드에서는 유입되는 패킷이 미리 계약한 트래픽 발생 조건을 준수하는지에 따라 interior 노드로 전달하고, egress 노드에서는 인접한 망으로 TCA(Traffic Condition Agreement)에 따라 패킷을 전달한다. TCA란 traffic profile과 in-profile 패킷 및 out-of-profile 패킷에 대한 동작을 정의한 것으로 여기엔 traffic profile, actions on in-profile packet, action on out-of-profile packet의 구성 요소가 있다. 우선 traffic profile은 트래픽을 분류하고 측정하는 규칙을 정의한다. Actions on in-profile packet에선 다른 조작을 가하지 않거나, 또는 패킷의 헤더에 특정 코드 값으로 마킹하는 기능을 한다. Action on out-of-profile packet에서는 트래픽 정형화(traffic shaping), 패킷 폐기(packet discarding), 마킹(marking) 등의 일을 한다. 그림 2는 TCA의 구성을 나타낸다.

현재 DiffServ에서는 최선형 서비스 이외에 AF(Assured Forwarding), EF(Expedited Forwarding)의 두 가지 서비스를 정의하고 있다[8][9].

· AF 서비스

트래픽 특성으로 다수의 클래스를 구분하며, 망 혼잡시 패킷의 폐기(drop) 레벨을 차별화하여 최소 서비스율을 보장하는 것이 목적

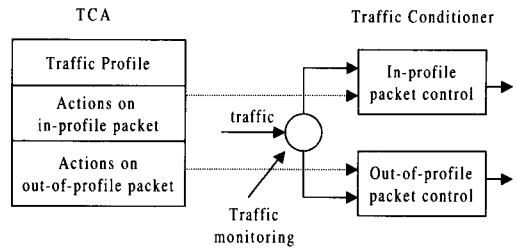


그림 2 TCA의 구성

이다. 4개의 클래스와 3개의 폐기 우선 순위(drop precedence)를 갖는다.

· EF 서비스

낮은 손실, 지연, 지터를 갖는 보장된 서비스를 제공하는 것이 목적이다. EF 서비스는 높은 우선 순위를 갖는 트래픽으로써 다른 트래픽에 할당된 자원을 이용할 수 있다. AF 서비스가 패킷 폐기 순위에 의한 서비스 차별화를 수행하는 반면 EF 서비스는 패킷의 지연 처리에 중점을 두어 보장된 서비스를 수행한다.

DiffServ에서는 AF, EF 등의 망에서 제공할 서비스와 차별화 서비스를 제공하기 위한 기본 구성 모듈만을 정의할 뿐, 라우터에서의 패킷 처리 방식 또는 큐잉 방식에 대해서는 망 서비스 제공자의 정책에 의하여 정의하도록 하고 있다.

2.3 RIO 모델

RIO 모델은 Wenjia Fang과 David D. Clark이 제안한 차별화 서비스 모델로 DiffServ에서 정의한 확신 서비스 형태의 차별화 서비스를 제공한다. RIO 모델은 두 개의 우선 순위를 갖는 패킷을 RIO 큐 관리 방식을 사용하여 전송함으로써 비교적 손쉽게 서비스 프로파일에 기반한 대역 할당 기능을 수행한다. 서비스 프로파일은 사용자가 망으로부터 얻을 수 있는 예측 가능한 대역을 의미한다. 즉 망 혼잡시 모든 플로우는 트래픽 전송량을 서비스 프로파일 수준까지 줄이게 되며, 사용자들은 서로 다른 서비스 프로파일을 갖게 되므로 차별화 서비스가 제공되는 것이다. 그림 3은 RIO 모델의 구성을 나타낸 것이다.

Edge 노드에 존재하는 프로파일 미터는 서비스 프로파일을 관리하며 트래픽 모니터링과 패킷 마킹(marking) 기능을 수행한다. 미터(meter)는 호스트로부터 발생한 패킷들이 어느 정도의 전송률을 가지는지 측정하며, 이를 서비스 프로파일과 비교한다. 측정된 트래픽이 서비스 프로파일 이하의 전송률을 가지면 마커(marker)를 통해 In 패킷으로 마킹하며, 서비스 프로파

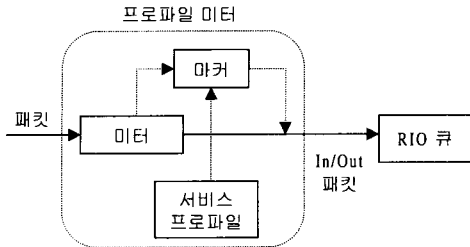


그림 3 RIO 모델의 구성

일 이상의 전송률을 가지면 Out 패킷으로 마킹한다. 각각 In 또는 Out으로 마킹된 패킷들은 RIO 방식에 의해 선택적으로 폐기되며, In 패킷이 Out 패킷보다 우선적으로 서비스된다.

RIO는 기존의 RED(Random Early Detection)[10]를 확장하여 두 개의 우선 순위를 갖는 패킷을 서비스 할 수 있는 방식이다. RIO는 두 개의 RED 알고리즘을 하나의 FIFO(First In First Out)큐에 대하여 적용하는데, 하나는 In 패킷에 대하여, 다른 하나는 Out 패킷에 대한 처리를 한다. RIO에 의해서 In 패킷은 Out 패킷보다 우선적으로 서비스된다. 그림 4는 RIO 알고리즘의 동작 방법을 나타내고 있다.

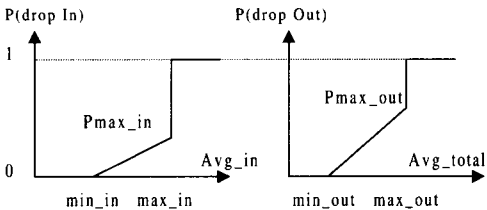


그림 4 RIO 알고리즘

패킷이 라우터로 유입되면 라우터는 그 패킷이 In 또는 Out으로 마킹되었는지 판단한다. 만일 패킷이 In 패킷이라면 라우터는 In 패킷에 대한 평균 큐 길이인 avg_in을 계산하고, 만일 Out 패킷이라면 라우터는 In과 Out의 모든 패킷에 대한 평균 큐 길이인 avg_total 값을 계산한다. In 패킷에 대한 폐기 확률은 avg_in 값에 의존하며 Out 패킷에 대한 폐기 확률은 avg_total 값에 의존한다. 패킷이 폐기되면 TCP 플로우의 혼잡 윈도우(congestion window)의 크기를 반으로 줄임으로써 데이터 전송률을 줄이게 되며 하나의 ACK(acknowledgement) 패킷을 수신할 때마다 혼잡 윈도우의 크기를 선형적으로 증가시키게 된다. 이와 같은 TCP의 혼잡 제어 기능과 패킷 폐기를 통해 플로우들이

얻는 대역을 제어할 수 있다[11].

3. 제안한 대역 분배 방식

본 장에서는 2장에서 기술한 RIO 모델의 차별화 서비스 성능을 시뮬레이션을 통하여 평가한 후, 보다 효과적인 차별화 서비스를 제공하기 위하여 본 논문에서 제시한 서비스 방식에 대하여 기술한다.

3.1 RIO 모델의 성능 분석

RIO 모델의 대역 분배 성능을 측정하기 위하여 ns 네트워크 시뮬레이터[12]를 이용하였다. ns는 네트워크 프로토콜 및 라우팅, 큐잉 알고리즘 등 여러 네트워크 구성 요소들을 시뮬레이터상에 구현하여 각 구성 요소들의 성능을 측정할 수 있도록 한다. 시험망의 구성 및 여러 파라메타 등의 설정은 스크립트 언어를 이용하여 설정할 수 있다.

RIO 모델의 성능을 측정하기 위한 망의 구성은 그림 5와 같이 하였으며 망에서 제공되는 대역을 일정하게 두고 서비스 프로파일 변화에 따른 플로우들의 전송률을 측정하였다. 총 10개의 플로우를 두 그룹으로 나누었으며, 각 그룹에 속한 플로우들은 같은 서비스 프로파일을, 또한 그룹2의 서비스 프로파일이 그룹1 서비스 프로파일의 두 배가 되도록 하였다.

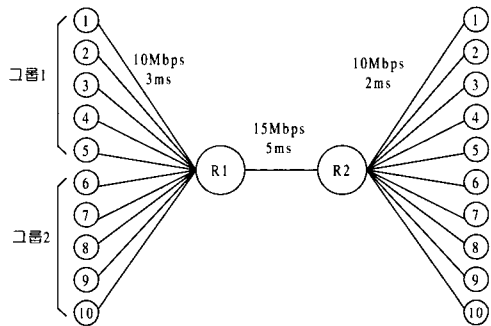


그림 5 시뮬레이션 망의 구성

모든 송신 호스트는 FTP를 이용한 파일 전송을 하도록 하였으며 하나의 혼잡 링크를 공유하도록 하였다. 송신측 또는 수신측의 호스트와 라우터는 10Mbps 용량의 링크를 갖도록 하였으며, 혼잡 링크의 대역은 15Mbps로 설정하였다. 송신측과 라우터 R1 사이의 지연은 3ms, 라우터 R1과 R2 간은 5ms, 라우터 R2와 수신측은 2ms로 설정하여 총 20ms의 RTT(Round Trip Time)을 갖도록 하였다. TCP 플로우의 경우 서로 다른 RTT를 적용하면 이에 따라 얻게되는 대역폭이 많

은 차이가 나므로 모든 플로우들이 동일한 RTT를 갖도록 하여 혼잡 링크 용량에 따른 대역 분배 성능만을 측정할 수 있도록 하였다. 모든 플로우들이 20초 동안 패킷을 전송하도록 한 후, 각 그룹에 속하는 플로우들의 평균 전송률을 그림 6에 나타내었다.

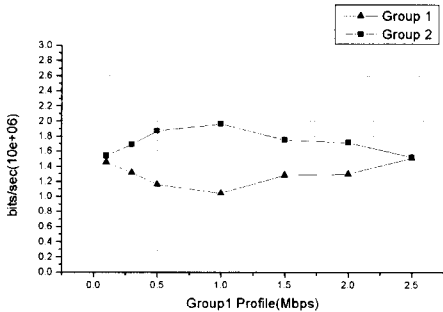


그림 6 혼잡 링크 대역에 따른 대역 분배

그림 6을 보면 서비스 프로파일의 양을 점점 증가시킬수록 그룹1과 그룹2의 평균 전송률이 같아지는 것을 볼 수 있으며, 마찬가지로 서비스 프로파일의 양을 점점 감소시킬수록 두 그룹의 평균 전송률이 같아지는 것을 알 수 있다. 단 서비스 프로파일의 합이 공유 링크의 대역과 일치할 때에는 정확한 서비스 차별화를 제공한다. 위 결과에서 알 수 있듯이 RIO는 망 혼잡시 혼잡 정도의 분배 또는 여유대역 발생시 여유 대역의 분배가 서비스 프로파일의 양에 무관하게 처리된다는 것을 의미한다. 이러한 현상이 발생하는 이유는 망 상황이 극한 상황으로 갈수록 많은 수의 패킷이 In 또는 Out으로 마킹되어 RIO가 RED와 같이 동작하게 되기 때문이다. 이러한 경우 서비스 프로파일과 무관한 대역 분배가 제공된다.

시뮬레이션을 통해 살펴본 것처럼 RIO 모델에서 제공하는 차별화 서비스는 상당히 제한적이라는 것을 알 수 있다. RIO 모델과 같은 DiffServ 모델은 RSVP에서와 같이 개별 플로우에 대한 시그널링이나 인증, 허가 등의 복잡한 메카니즘을 사용하지 않고 비교적 단순한 구조와 적은 오버헤드로 최선형 서비스 이상의 QoS를 제공한다. 하지만 적절한 차별화 서비스를 제공하기 위해서는 다음과 같은 여러 문제점들을 고려해야 한다.

· 망 자원의 준비

RIO 모델의 시뮬레이션 결과에서도 보았듯이 적절한 서비스 차별화를 위해서는 망 제공자가 망사용자의 서비스 프로파일에 해당하는 망 자원을 패킷이 지나가는 모

든 경로에 제공해야 한다. 하지만 이러한 조건을 만족시키기 위해서는 유동적인 망 사용자 수나 서비스 프로파일의 변화 등을 충분히 고려해야 하며 edge 노드에 admission control 기능 등을 제공하여야 한다. 현실적으로 정확한 망 자원의 예측은 어려움이 많다.

· 서비스 프로파일의 선택

사용자는 서비스 프로파일을 선택하기 위해 자신이 발생시킬 트래픽에 대한 전송률을 알아야 한다. 또한 전송률을 안다고 하더라도 망에서 실제 제공해줄 수 있는 서비스 레벨이 어느 정도인지 예측하기 힘들기 때문에 선택한 프로파일이 비효율적일 수 있다. 예를 들어 망 혼잡시 적절한 서비스 차별화가 이뤄지지 않는다면 높은 레벨의 프로파일을 선택한 사용자나 그렇지 않은 사용자나 비슷한 수준의 서비스를 받게 되기 때문에, 낮은 레벨의 프로파일을 선택하는 것이 효율적인 선택이 된다.

· 수신 트래픽에 대한 처리

DiffServ 망에서 제공하는 서비스는 주로 사용자가 패킷을 전송하는 경우에 대한 고려를 하고 있다. 하지만 대부분의 인터넷 트래픽은 웹 또는 파일 전송 등 주로 수신측의 요청에 의한 경우가 많기 때문에 이를 위한 추가적인 기능이 필요하다. 현재 ECN(Explicit Congestion Notification)[13]을 이용한 방식이 연구되고 있으나 정확한 트래픽 제어가 이루어지지 않을 뿐 아니라 망의 이용 효율을 저하시키게 되는 단점이 있다.

· UDP 트래픽에 대한 제어

RIO 모델에서 제공하는 메카니즘은 TCP와 같이 혼잡시 발생하는 패킷 손실에 대하여 전송률을 조정하는 프로토콜과 잘 동작한다. 하지만 혼잡 제어 기능을 수행하지 않는 UDP 프로토콜에 대해서는 정확한 제어를 하지 못한다. 즉 UDP의 경우 더 많은 패킷을 망으로 유입시킴으로써 더 많은 대역을 얻게 된다.

3.2 가상 트래픽 프로파일

RIO 모델은 망이 점점 혼잡해지거나 여유 대역이 많이 발생하게 되면 각 플로우가 얻는 평균 전송률이 서비스 프로파일에 점점 무관하게 된다. 결국 확산 서비스를 통해 제공되어야 하는 차별화 서비스 수준이 유지되지 않고 최선형 서비스 형태로 제공된다. 본 논문에서는 차별화 서비스 수준을 망 자원에 상관없이 유지하기 위해 가상 트래픽 프로파일을 이용한 대역 분배 방식을 제안하였다. RIO 모델에서와 같이 망 혼잡시 또는 여유 대역의 발생시 나타나는 차별화 정도의 감소를 제거하기 위해서는 서비스 프로파일에 비례한 혼잡의 분배 또는 여유 대역의 분배가 필요하다. 즉 다른 사용자에 비

해 두 배의 서비스 프로파일을 사용하는 사용자는 망 혼잡시에도 다른 사용자보다 두 배의 대역을 얻을 수 있어야 하며, 여유 대역의 발생시에도 다른 사용자보다 두 배의 대역을 얻을 수 있어야 한다.

TCP 플로우의 경우 식 1에서 보논바와 같이 패킷 크기, RTT, 패킷 폐기율에 의해 결정된다.

$$T \leq \frac{1.5\sqrt{\frac{2}{3}} \times B}{R \times \sqrt{p}} \quad (1)$$

하나의 혼잡 링크를 공유하는 플로우들이 TCP 패킷들을 전송한다고 할 때 패킷 크기와 RTT가 동일하다면 drop-tail 큐 방식이나 RED 큐 방식은 각 플로우에 대하여 동일한 패킷 폐기율을 적용한다. 따라서 모든 조건이 동일한 TCP 플로우들이 하나의 혼잡 링크를 공유하게 되면 각 플로우가 얻게되는 대역폭은 동일하게 된다. 확산 서비스 모델은 In, Out의 우선 순위를 패킷에 적용하여 패킷 폐기율을 각 플로우에 다르게 적용함으로써 차별화된 서비스를 제공한다. 만일 혼잡 링크의 용량(L)이 서비스 프로파일의 합(Rtotal)과 일치한다면 목표 전송률에 해당하는 In 패킷을 높은 우선 순위로 처리하고, Out 패킷들을 낮은 우선 순위로 처리함으로써 적절한 차별화 서비스 수준을 유지한다. 하지만 L과 Rtotal이 일치하지 않는다면 다음의 두 경우와 같이 In 패킷 또는 Out 패킷의 경쟁에 의해 대역을 할당받는다.

(1) $R_{total} < L$ (비 혼잡 상황)

이 경우 여유 대역의 분배는 모두 Out 패킷에 의해 이루어지며, 서비스 프로파일에 관계없이 균등하게 분배된다. 따라서 R_{Ti} 가 플로우 i 의 목표 전송률이고 N 이 플로우의 수라면 플로우가 얻는 대역폭 R_i 는 식 2와 같다.

$$R_i = \frac{L - R_{total}}{N} + R_{Ti} \quad (2)$$

(2) $R_{total} > L$ (혼잡 상황)

혼잡 상황인 경우 In 패킷도 폐기 될 수 있다. 만일 플로우들이 갖는 목표전송률 중 최소값을 R_{Tmin} 이라고 하고 식 3과 같은 관계가 있는 경우, 즉 모든 플로우가 목표 전송률을 얻지 못하는 혼잡 상황이 발생하면 각 플로우가 얻는 대역폭은 동일하게 된다.

$$R_{Tmin} \leq \frac{L}{N} \quad (3)$$

적절한 차별화 서비스란 망 상황에 독립적인, 즉 다른 사용자에 비해 두 배의 서비스 프로파일을 사용하는 사

용자는 망 혼잡시, 또는 여유 대역의 발생시에도 다른 사용자에 비해 두 배의 대역을 얻는다는 것을 의미한다. 가상 트래픽 프로파일(Virtual Traffic Profile)을 이용한 대역 분배 방법(이하 VTP 모델)은 적절한 차별화 서비스를 제공하기 위한 메카니즘이다. 가상 트래픽 프로파일은 망에서 얻고자 하는 대역의 양이 절대적인 것이 아니라 다른 사용자와의 비율을 나타내는 상대적인 것을 의미한다. 따라서 트래픽 프로파일에 설정한 대역의 양은 망 자원 및 다른 사용자의 트래픽 프로파일에 따라 새로운 목표 전송률로 계산된다. 사용자는 자신이 실제 망으로부터 얻게되는 대역이 트래픽 프로파일과 일치하지 않을 수 있지만 다른 트래픽 프로파일을 사용하는 사용자와의 차별화 수준은 항상 일정하게 유지된다. 즉 가상 트래픽 프로파일을 이용한 대역 분배 방법은 절대적인 대역의 할당이 아닌 비례적 공정성(proportional fairness)을 제공한다.

3.3 VTP 모델의 서비스 메카니즘

VTP 모델은 트래픽 프로파일, 마커, 미터, RIO 큐 등의 구성 요소를 가진다. 트래픽 프로파일 정보는 COPS(Common Open Policy Service)[14], RSVP, 또는 SNMP 등의 시그널링 프로토콜이나 네트워크 관리 프로토콜을 이용하여 망에 존재하는 모든 라우터들 또는 혼잡 지점에 위치한 일부 라우터로 전송된다고 가정한다. 미터에서는 플로우들의 패킷 전송률을 측정하기 위하여 TSW(Time Sliding Window) 방식을 이용한다. 단 마커에서 수행하는 In, Out 패킷 마킹은 트래픽 프로파일 값에 의한 것이 아닌 다른 플로우들에 대한 상대적인 값에 의해 수행된다. 즉 미터에서 측정된 플로우의 전송률이 트래픽 프로파일에 기반하여 새롭게 계산된 목표 전송률을 넘지 않으면 In 패킷으로, 넘게되면 Out 패킷으로 마킹한다. 새로운 목표 전송률은 식 4와 같이 계산된다.

$$R_i = BW \times \frac{TP_i}{\sum_j TP_j}, \quad (0 \leq j \leq N-1) \quad (4)$$

R_i : 플로우 i 의 목표 전송률 BW : 해당 링크의 대역폭
 TP_i : 플로우 i 의 트래픽 프로파일 N : 활성화된 플로우의 수

새로운 목표 전송률은 해당 링크의 대역폭을 트래픽 프로파일 비로 곱한 것이 된다. 트래픽 프로파일의 비는 활성화된 플로우들의 트래픽 프로파일의 합에 대한 해당 트래픽 프로파일로 계산된다. 그림 7은 식 4에 의한 VTP 모델의 패킷 마킹 알고리즘을 나타낸 것이다.

```

Estimate sending rate  $O_i$  if  $O_i < R_i$ 
mark packet as In; else
calculate  $P_m = (O_i - R_i)/O_i$ ;
with  $P_m$ , mark the packet as Out

 $O_i$  : 플로우  $i$ 의 실제 전송률
 $P_m$  : 패킷을 Out으로 마킹할 확률
    
```

그림 7 VTP 모델의 패킷 마킹 알고리즘

플로우의 활성화 또는 비 활성화 상태는 라우터 큐에 존재하는 플로우의 패킷 수를 이용하여 결정한다. 따라서 패킷이 라우터로 유입되어 폐기되지 않고 큐에 쌓이게 되면 해당 플로우의 패킷 수를 증가시키며 패킷이 큐에서 다음 링크로 전달되면 해당 플로우의 패킷 수를 감소한다. 만일 패킷 유입 시 큐 내에 처음으로 쌓이게 되는 경우 또는 패킷 유출수 큐 내에 해당 플로우의 패킷이 더 이상 존재하지 않는다면 활성화된 플로우 수가 변경되므로 목표 전송률을 새롭게 갱신한다.

그림 7의 알고리즘에서 목표 전송률 이상의 패킷에 대하여 모두 Out으로 마킹하지 않고 확률적으로 마킹하는 이유는 TCP 플로우들이 slow-start 상태로 되는 것을 방지하기 위함이다. 만일 여러 패킷이 동시에 Out으로 마킹되면 RIO 큐에서도 동시에 여러 패킷이 폐기될 확률이 커지게 되고 결국 slow-start 상태로 되어 원하는 전송률을 얻기 힘들게 된다.

VTP 모델은 TCP를 사용하는 플로우들 뿐만 아니라 UDP 프로토콜을 사용하는 플로우들에 대해서도 적절한 대역 분배 기능을 제공한다. UDP 플로우가 존재하는 경우 망 여유 상황시 다른 TCP 플로우들의 대역을 침해하게 된다. 즉 잉여 대역의 대부분을 UDP 플로우가 차지하게 되는데 이러한 상황이 발생하는 이유는 UDP 플로우의 경우 패킷 폐기에 의해 전송률을 줄이지 않기 때문이다. 따라서 TCP 플로우들은 UDP 플로우로 인하여 잉여 대역을 얻을 수 있는 Out 패킷이 거의 폐기된다. VTP 모델에서는 망 상황에 따라 목표 전송률을 새롭게 계산하므로 UDP 플로우들의 대역 침해를 제어할 수 있다.

3.4 VTP 모델의 성능 평가

VTP 모델의 대역 분배 성능을 시험하기 위하여 RIO 모델의 성능 시험에서의 경우와 마찬가지로 그림 5에서와 같은 시뮬레이션 망을 이용하였다. 모든 조건은 동일하게 설정하였으며, 20초 동안의 시뮬레이션 이후 각 그

룹에 속하는 플로우들의 평균 전송률을 그림 8에 나타내었다.

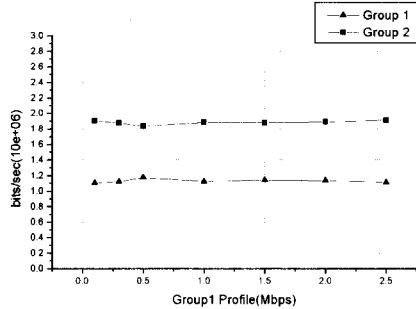


그림 8 VTP 모델의 대역 분배

그림 8에서 볼 수 있듯이 각 그룹에 속한 플로우들은 트래픽 프로파일에 무관하게 일정한 전송률을 얻으며 트래픽 프로파일에 정의한 대역은 실제적인 대역이 아닌 다른 플로우들의 트래픽 프로파일과의 비를 계산하기 위하여 참조된다. 예를 들어 그림 1에 속하는 플로우 1의 경우 트래픽 프로파일은 1Mbps의 값을 가지나 이는 다른 플로우들의 트래픽 프로파일의 합인 15Mbps의 6.7%에 해당하는 값을 가진다. 따라서 해당 링크의 대역(15Mbps)이 일정하게 유지되는 한 플로우 1이 얻게 되는 평균 전송률은 링크 대역의 6.7%인 1Mbps를 유지한다. 만일 해당 링크의 대역이 줄거나 늘어나면 각 플로우들이 얻는 추가적인 대역도 프로파일 비에 비례한다. 그림 9는 그림 5와 같은 시뮬레이션 망을 이용하여 링크 대역 변화에 따른 플로우들의 전송률을 측정하는 것이다. 단 트래픽 프로파일 값은 일정하게 유지하였다 (그룹 1 : 1Mbps, 그룹 2 : 2Mbps).

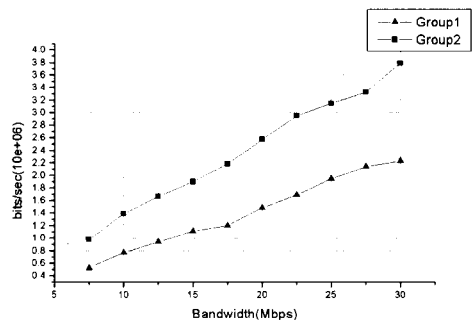


그림 9 링크 대역 변화에 따른 대역 분배

그림 9에서 볼 수 있듯이 링크의 대역 변화에 따라 서로 각 플로우들 사이의 차별화 정도가 일정하게 유지됨을 볼 수 있다.

이상의 실험결과로 VTP 모델은 망에서 제공되는 대역을 트래픽 프로파일에 비례한 양으로 분배하여 망 혼잡이나 여유 대역 발생시에도 정확한 서비스 차별화 수준을 유지하는 것을 알 수 있다.

4. 결론

최근 인터넷의 급속한 확산과 더불어 보다 나은 서비스를 제공하기 위한 많은 연구가 진행중이다. 특히 RSVP와 같이 자원 예약을 위한 복잡한 메카니즘이나 시그널링을 필요로 하지 않으면서 사용자들에게 차별화된 서비스를 제공하는 차별화 서비스에 많은 관심이 집중되고 있다. IETF에서 정의한 DiffServ는 완벽한 자원 보장을 제공하지는 못하지만 기존의 최선형 서비스보다는 좋은 서비스를 비교적 간단하게 제공할 수 있다. DiffServ에서 정의한 확산 서비스를 제공하는 RIO 모델은 사용자에게 어느 정도 예측 가능한 대역폭을 제공한다. 하지만 RIO 모델에서 제공하는 대역 분배 메카니즘은 망에서 제공되는 자원에 따라 적절한 차별화 서비스가 수행되지 않는다. 본 논문에서는 RIO 모델의 대역 분배 성능을 시뮬레이션을 통하여 평가하고, 망 자원에 따른 적절한 서비스 차별화를 위해 가상 트래픽 프로파일을 이용한 대역 분배 방식인 VTP 모델을 제안하였다. VTP 모델은 망에서 제공되는 대역을 트래픽 프로파일에 비례한 양으로 분배하여 망 혼잡이나 여유 대역 발생시에도 정확한 서비스 차별화 수준을 유지한다. VTP 모델의 성능을 시험하기 위하여 시뮬레이션을 통하여 트래픽 프로파일의 변화나 링크 대역의 변화에 따른 플로우들의 전송률을 측정하였으며, 결과를 통하여 플로우들이 적절한 차별화 서비스를 제공받는 것을 확인하였다.

향후 연구 과제로는 트래픽 프로파일의 적절한 설치 방법과 라우터에서의 효율적인 프로파일 관리 기법에 대한 연구가 수행되어야 하며, 효율적인 트래픽 모니터링 방법에 대한 연구가 수행되어야 할 것이다.

참 고 문 헌

- [1] R. Braden, D. Clark, S. Shenker, "Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview," Internet RFC 1633, June 1994
- [2] R. Braden, L. Zhang, S. Berson, S. Herzog, S. Jamin, "Resource ReSerVation Protocol(RSVP)-

Version 1 Functional Specification," Internet RFC 2205, Sept. 1997.

- [3] Y. Bernet, J. Binder, S. Blake, M. Carlson, E. Davis, B. Ohlman, D. Verma, Z. Wang, W. Weiss, "A Framework for Differentiated Services," Internet Draft draft-ietf-diffserv-framework-00.txt, May 1998
- [4] K. Nichols, V. Jacobson, L. Zhang, "A Two-bit Differentiated Services Architecture for the Internet," Internet Draft draft-nichols-diff-svc-arch-00.txt, December 1997
- [5] D. Black, S. Blake, M. Carlson, E. Davies, Z. Wang, W. Weiss, "An Architecture for Differentiated Services," Internet Draft draft-ietf-diffserv-arch-00.txt, May 1998
- [6] K. Nichols, S. Blake, F. Baker, D.L. Black, "Definition of the Differentiated Services Field(DS Field) in the IPv4 and IPv6 Headers," Internet Draft draft-ietf-diffserv-header-01.txt, July 1998.
- [7] D.D. Clark, W. Fang, "Explicit Allocation of Best Effort Packet Delivery Service," IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 6, No. 4, pp. 362-373, August 1998.
- [8] J. Heinanen, F. Baker, W. Weiss, J. Wroclawski, "Assured Forwarding PHB Group," Internet RFC 2597, June 1999
- [9] V. Jacobson, K. Nichols, K. Poduri, "An Expedited Forwarding PHB," Internet RFC 2598, June 1999
- [10] S. Floyd, V. Jacobson, "Random Early Detection Gateway for Congestion Avoidance," IEEE/ACM Trans. on Networking, Vol 1, No. 4, pp. 397-413, August 1993.
- [11] W. Stevens, "TCP Slow Start, Congestion Avoidance, Fast Retransmit, and Fast Recovery Algorithms," Internet RFC 2001, January 1997
- [12] S. McCanne, S. Floyd. <http://www-nrg.ee.lbl.gov/ns, ns-LBNL Network Simulator>, 1996
- [13] S. Floyd, "TCP and Explicit Congestion Notification," ACM Computer Communication Review, Vol. 24, No. 5, pp. 10-23, October 1994.
- [14] J. Boyle, R. Cohen, D. Durham, S. Herzog, R. Rajan, A. Sastry, "The COPS(Common Open Policy Service) Protocol," Internet Draft draft-ietf-rap-cops-06.txt, August 1999.



최 상 기

1994년 광운대학교 전자통신공학과 학사.
1996년 광운대학교 전자통신공학과 석사.
2000년 광운대학교 전자통신공학과 박사
(컴퓨터통신전공). 1997년 ~ 현재 (주) 콕시스템 선임연구원. 관심분야는 인터넷, 멀티미디어 통신, 분산처리



정 광 수

1981년 한양대학교 전자공학과 학사.
1983년 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 석사. 1991년 미국 University of Florida 전기공학과 박사(컴퓨터공학전공). 1983년 ~ 1993년 한국전자통신연구원 선임연구원. 1991년 ~ 1992년 한국과학기술원 대우교수. 1993년 ~ 현재 광운대학교 전자공학부 부교수(정보통신연구원 연구원). 관심분야는 컴퓨터통신, 인터넷, 분산처리, 멀티미디어