

# DiffServ 망에서 Assured Services 에 대역폭 보장을 제공하는 방법에 관한 연구

정상길\*, 박재승\*, 변옥환\*, 황구연\*\*, 오창환\*\*\*

\*한국과학기술정보연구원

\*\*광주과학기술원 \*\*\*Secubay Corp.

e-mail : lovej@kisti.re.kr

## A Study on Bandwidth Assurance for Assured Services in DiffServ Networks

Sangkil Jung\*, Jaiseung Kwak\*, Okhwan Byeon\*, Gooyoun Hwang\*\*, Changhwan Oh\*\*\*

\* High Performance Network Infra Development Dept., Korea Institute of Science and Technology Information (KISTI)

\*\*Dept. of Information & Communications, Kwang-Ju Institute of Science and Technology (KJIST)

\*\*\*Secubay Corp.

### 요 약

본 논문에서는 Differentiated Services (DiffServ) 망의 edge 라우터에 적용되는 3 단계 트래픽 제어기 (3 phased traffic conditioner : 3PTC)를 제안하였다. 제안된 3PTC 는 TCP 트래픽의 예약된 대역폭 (reserved rate) 의 차이, UDP/TCP 의 상호작용, RTT 및 집합된 트래픽을 구성하는 작은 트래픽 수에 의한 영향을 최소화함으로써, DiffServ 망에서 제공하는 Assured Services 사용자들에게 공정한 대역폭을 보장해 줄 수 있다. 3PTC 는 토큰버킷 단계, 확률결정 단계, 그리고 버퍼관리 단계로 이루어져 있다.

### 1. 서론

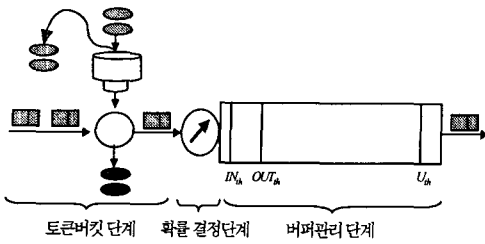
Differentiated Services (DiffServ) 망은 Assured Services (AS)를 제공하는데, 이 서비스는 망 내부에서 트래픽의 혼잡 발생시, 패킷의 버려지는 우선순위를 제어함으로써 AS 사용자의 서비스 기대치를 제공하게 된다. AS 는 RIO [1] 알고리즘을 통해 구현될 수 있으며, FIFO 큐와 IN/OUT 의 2 가지 패킷 우선순위를 갖는다. RIO 의 단순성이 DiffServ 망에 적합하게 여겨져 오고 는 있으나, TCP 트래픽간의 계약된 대역폭의 (reserved rate) 차이, UDP/TCP 의 상호작용, RTT 및 집합된 트래픽을 구성하는 작은 트래픽의 수, 패킷크기의 영향을 받음으로써 AS 사용자들에게 계약된 대역폭을 보장해 주지 못하는 문제점을 지니고 있다 [2][3][4].

본 논문에서는 위에서 언급한 요인들의 영향을 최소화 하여 AS 사용자들에게 대역폭 보장을 제공하고

자, 3 단계 트래픽 제어기 (3 phased traffic conditioner : 3PTC)를 제안하고 있다. 3PTC 는 토큰버킷 단계, 확률결정 단계, 그리고 버퍼관리 단계의 3 단계로 이루어져 있다. DiffServ 망의 edge 라우터에 인스톨되는 3PTC 는 각 단계에서 정교한 알고리즘을 이용해 AS 사용자로부터 오는 트래픽을 제어함으로써, 사용자의 계약된 서비스 수준뿐만 아니라, 망 내부에 가용자원 발생시 자원의 공정한 할당을 수행하게 된다.

### 2. 알고리즘 기술

본 섹션에서는 제안된 3PTC 알고리즘에 대한 개념을 설명하고자 한다. [그림 1] 에 제시된 것과 같이, 3PTC 는 토큰버킷 단계, 확률결정 단계, 그리고 버퍼관리 단계로 구성된다. 각 단계는 정교한 알고리즘을 이용하여 AS 사용자로부터 오는 패킷을 순차적으로 필터링함으로써, DiffServ 망 내부로 들어가는 트래픽을 제



[그림 1] 3 단계 트래픽 제어기 (3PTC)의 구성도

$$\begin{aligned} \text{if}(r_{arr}^i < r_{rev}^i), p_{write}^i &= \frac{r_{rev}^i}{r_{max}} + \alpha & \text{--- (eq. 1)} \\ \text{if}(r_{arr}^i \geq r_{rev}^i), p_{write}^i &= \frac{r_{rev}^i}{r_{max}} - \beta & \text{--- (eq. 2)} \\ \text{if}(r_{arr}^i \geq r_{rev}^i) \&\&(n \geq 2), p_{write}^i &= \left(\frac{r_{rev}^i}{r_{max}} - \beta\right) \times \left(\frac{r_{rev}^i}{r_{max}}\right)^n & \text{--- (eq. 3)} \end{aligned}$$

(a) TCP의 WP 결정공식

어하게 된다. 본 논문에서는 edge 라우터가 AS 사용자의 DiffServ 망과 계약된 대역폭 ( $r_{rev}^i$ )을 이미 알고 있다고 가정 한다.

토큰버킷 단계에서는, 토큰 버킷이 트래픽을 계측하게 되며, 임의의 사용자가 계약된 대역폭을 위반 하였을 때, 패킷들이 OUT에서 IN으로 재 마킹한다.

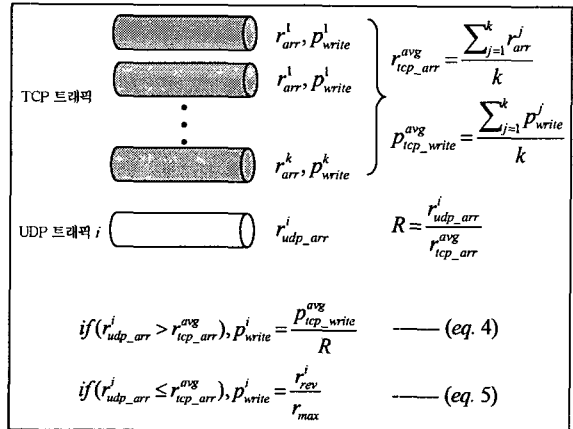
[그림 2]는 두번째 단계인 확률결정 단계를 나타내고 있다. 이 단계에서는 임의의 트래픽 흐름  $i$ 에 속하는 패킷들이 DiffServ 망 내부로 들어가는 기회를 확률로 나타내었으며, 이를 WP ( $p_{write}^i$ )로 표기 한다.

WP 는  $r_{rev}^i$  과 edge 라우터에 도착하는 트래픽의 양 ( $r_{arr}^i$ )에 의해 결정되어진다. WP 를 계산하기 위하여, rate ratio ( $r_{rev}^i / r_{max}$ )를 정의하였는데, 이것은 각 AS 트래픽의 계약된 대역폭에 따른 비율을 의미하며, WP 를 계산하는데 기본 확률로 이용되어진다. 여기서,  $r_{max}$  는 여러 AS 트래픽의  $r_{rev}^i$  들중 최대치를 나타낸다. Edge 라우터에 도착하는 AS 트래픽은 일정한 시간 간격 (time window) 동안 누적되며, time window 가 끝나는 시점에서, 누적된 도착 트래픽 양 ( $r_{arr}^i$ )과  $r_{rev}^i$ , rate ratio 에 의해 WP 는 계산되어진다. TCP 와 UDP 는 각각 다른 WP 결정 공식을 갖게 된다.

먼저, TCP 의 WP 결정 공식을 [그림 2]-(a)에 제시하였다. 여기서,  $\alpha$  와  $\beta$  는  $r_{arr}^i$  과  $r_{rev}^i$  의 차이에 의해 유도된다. 만약 한 time window 동안,  $r_{arr}^i$  이  $r_{rev}^i$  보다 작게 되면, 도착 트래픽 양에서 계약된 대역폭까지의 차이가  $\alpha$  를 결정하게 되며, 그 반대의 경우는 계약된 대역폭을 초과한 도착 트래픽 양이  $\beta$  를 결정하게 된다. 이러한 개념과 컴퓨터 시뮬레이션을 통해,  $\alpha$  와  $\beta$  의 값을 위한 공식을 다음과 같이 유도하였다.

$$\alpha = \frac{r_{rev}^i - r_{arr}^i}{r_{rev}^i}, \quad \beta = \frac{r_{arr}^i - r_{rev}^i}{r_{arr}^i} \times \frac{r_{rev}^i}{r_{max}} \times 0.5$$

계약된 대역폭 혹은 RTT 가 작은 TCP 트래픽들은 네트워크 자원을 과다 이용함으로써, 상대적으로 큰 대역폭이나 RTT 를 갖는 AS 사용자들로 하여금 계약된 서비스 수준을 성취하지 못하게 하는 문제점을 유



여기서, TCP 트래픽들과 UDP 트래픽  $i$  는 동일한 계약된 대역폭을 갖는다.

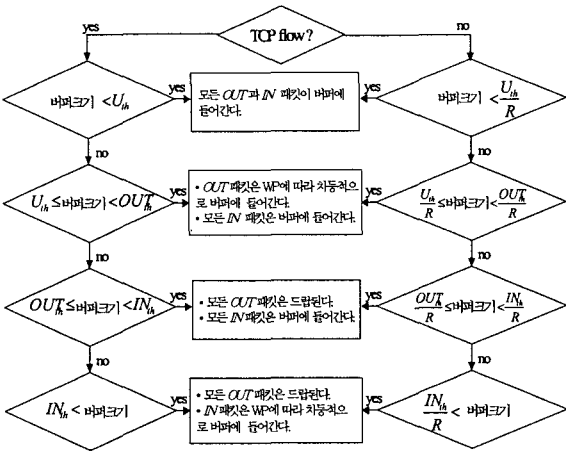
(b) UDP의 WP 결정공식

[그림 2] 확률 결정 단계

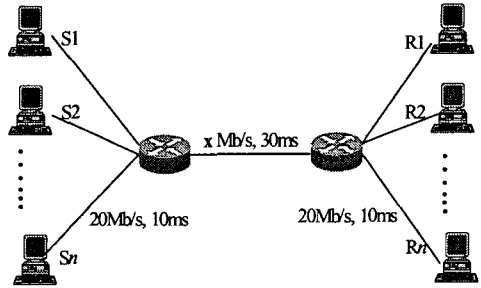
발시킨다. [그림 2]-(a)의 (eq.3) 은 이러한 문제점을 최소화 하는 역할을 수행하게 된다. (eq.3)의  $n$  은 한 time window 동안 도착 트래픽 양이 계약된 대역폭보다 크게 되면 1 씩 증가하게 되며, 그 반대의 경우는 0 값을 가지게 된다. 여기서,  $n$  값이 2 보다 크다는 것은 임의의 TCP 트래픽이 네트워크 자원을 과다 사용 중임을 의미하며, 이것을 제어하기 위해 WP 는  $n$  에 비례하여 점진적으로 감소하게 된다.

[그림 2]-(b)는 UDP 트래픽을 위한 WP 결정 공식을 나타내고 있다. UDP 트래픽의 WP 는 TCP 트래픽들의 도착 트래픽 양의 평균과 TCP WP 들의 평균에 기초하여 산출된다. 여기서, TCP 트래픽들은 UDP 트래픽과 동일한 계약된 대역폭을 갖는다. UDP 트래픽의 WP 를 결정하기 위하여 rate ratio ( $R$ ) 을 정의하였는데, 이것은 TCP 트래픽과 대비된 UDP 트래픽의 네트워크 자원에 대한 상대적 과다 점유를 정량화 한 것이다. 만약 UDP 도착 트래픽 양이 TCP 의 평균 도착 트래픽 양보다 크면, UDP WP 는 [그림 2]-(b)의 (eq.4) 와 같이 TCP WP 들의 평균과  $R$  에 의해 결정된다. 그 반대 경우의 UDP WP 는 (eq.5) 와 같이 rate ratio 를 이용하게 된다.

마지막 단계인 버퍼관리단계는 [그림 3]에 묘사되어 있다. 전 단계에서 결정된 WP 를 가진 임의의 패킷은 현재 버퍼 크기와 세계의 경계점 ( $U_{th}$ ,  $OUT_{th}$ ,



[그림 3] 버퍼 관리 단계



(a) 네트워크 모델

	RIO	3PTC
경계값	IN : 100/200/0.02 OUT : 50/100/0.5 Wq : 0.002	$U_{th}/OUT_{th}/IN_{th}$ : 50/120/150 time window : 2 seconds
토른버킷 깊이	100 패킷	
트래픽 발생 호스트 수	<ul style="list-style-type: none"> <li>• TCP의 계약된 대역폭 차이 : 14 TCP</li> <li>• UDP/TCP : 2UDP AS, 9 TCP AS, 1UDP BE</li> <li>• RTT : 12 TCP</li> <li>• 집합된 트래픽을 구성하는 작은 트래픽 수 : 20 TCP</li> <li>• 패킷크기 : 15 TCP</li> </ul>	

(b) 시뮬레이션 파라미터

[그림 4] 시뮬레이션 모델

$IN_{th}$ )을 비교함으로써 버퍼로 들어갈 수 있다. UDP 트래픽의 경우에는, 세개의 경계점들이 확률결정단계에서 계산된  $R$ 에 의해 조정됨으로써 UDP 트래픽의 네트워크 자원 사용을 제한하여 UDP 및 TCP의 공정한 자원 할당을 유도하게 된다.

### 3. 성능평가

#### 3.1 시뮬레이션 모델

제안된 3PTC의 성능향상을 위하여, ns-2 [5]를 이용하여 시뮬레이션을 수행하였다. 네트워크 모델과 파라미터는 [그림 4]에 제시하였다. 3PTC는 RIO를 기반으로 하는 트래픽 제어기(RIOTC)와 이상적인 경우(ideal)를 비교 대상으로 삼았다. 여기서, 이상적인 경우는 시뮬레이션 모델의 각 트래픽에 남은 네트워크 자원의 동일한 양만큼의 할당을 의미한다. 전체 네트워크 사용자의 총 예약 대역폭은 트래픽 혼잡이 일어나는 링크 대역폭의 80%로 가정을 하였다.

#### 3.2 시뮬레이션 결과

본 섹션에서는 AS 사용자들에게 계약된 서비스 수준에 영향을 미치는 5가지 요인에 따른 시뮬레이션 결과를 제시하고자 한다.

3.2.1 TCP 트래픽간의 계약된 대역폭(reserved rate)의 차이 : [그림 5]는 RIOTC가 사용될 때, reserved rate이 작은 TCP의 경우는 계약된 양보다 더 많은 대역폭을 성취하는 반면, TCP의 reserved rate이 커짐에 따라 계약된 대역폭을 성취하지 못하고 있음을 보이고 있다. 그러나, 3PTC는 이러한 불균형을 제거함으로써 공정한 대역폭 할당을 수행하고 있다.

3.2.2 UDP/TCP의 상호작용 : WP 및 3개의 경계점을 rate ratio ( $R$ )에 따라 조절함으로써, 3PTC는 UDP

및 TCP 트래픽간의 공정한 대역폭 할당을 유도한다는 것을 [그림 6]을 통해 확인할 수 있다.

3.2.3 RTT 및 집합된 트래픽을 구성하는 작은 트래픽 수 : [그림 7], [그림 8]을 통해 RIOTC는 RTT 및 집합된 트래픽을 구성하는 작은 트래픽 수가 증가함에 따라, 대역폭의 불균형한 할당이 심해지고 있으나, 3PTC는 이를 최대한 억제함으로써, 공정한 대역폭 할당을 유도하고 있음을 확인할 수 있다.

3.2.4 패킷크기 : [그림 9]는 패킷 크기가 커짐에 따라, 성취되는 대역폭 역시 증가함을 보이고 있다. 여기서, RIOTC와 3PTC 모두 이러한 불균형을 보이고 있으며, 이를 해결하는 방안은 후후 과제로 남겨두고자 한다.

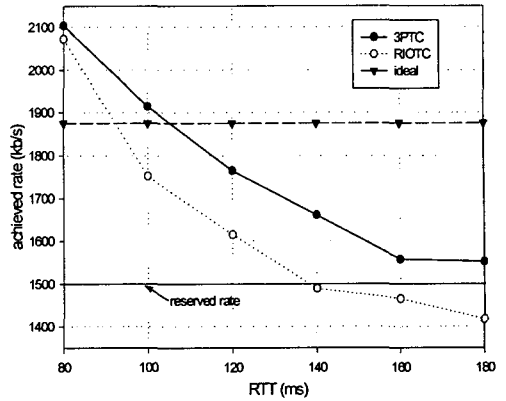
### 4. 결론

본 논문에서는 DiffServ에서 제공하는 AS 서비스의 사용자들에게 대역폭을 공정하게 제공함으로써 계약된 서비스 수준을 만족시키는 방안으로, 3단계 트래픽 제어기(3PTC)를 제안하였다. 3PTC는 토른버킷 단계, 확률결정 단계, 그리고 버퍼관리 단계로 이루어져 있다. TCP 트래픽간의 계약된 대역폭의 차이, UDP/TCP의 상호작용, RTT 및 집합된 트래픽을 구성

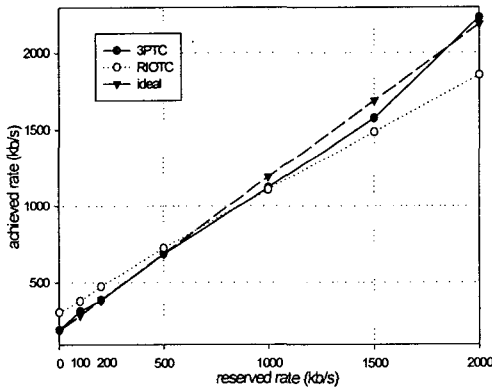
하는 작은 트래픽 수의 영향을 최소화 함으로써, 3PTC는 대역폭의 공정한 할당을 수행함을 시뮬레이션 결과를 통해 제시하였다.

참고문헌

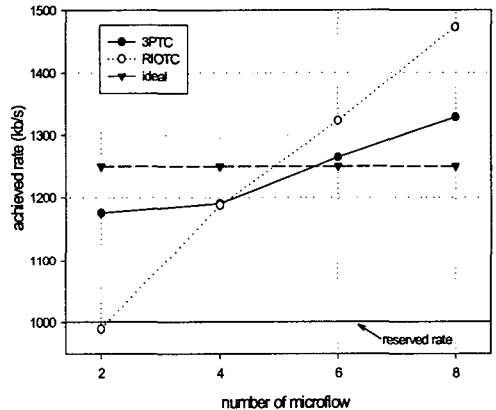
- [1] D. D. Clark and W. Fang, "Explicit allocation of best effort packet delivery service", IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 6, no. 4, pp. 362-373, Aug. 1998
- [2] J. Ibanez and K. Nichols, "Preliminary Simulation Evaluation of an Assured Service", Internet Draft, Aug. 1999. Draft-ibanez-diffserv-assured-eval-00
- [3] Yeom, I. and Narasimha Reddy, A.L., "Realizing throughput guarantees in a differentiated services network", ICMCS99.
- [4] Seddigh N, Nandy B and Piedad P, "Bandwidth Assurance Issues for TCP flows in a Differentiated Services Network", Globecom 99, Rio De Janeiro, December 1999.
- [5] UCB, LBNL, VINT Network Simulator-ns <http://www-mash.cs.berkeley.edu/ns/ns.html>



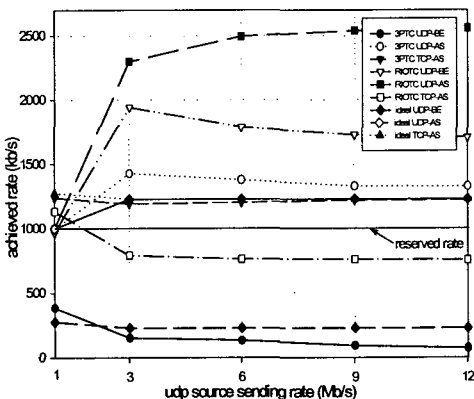
[그림 7] RTT



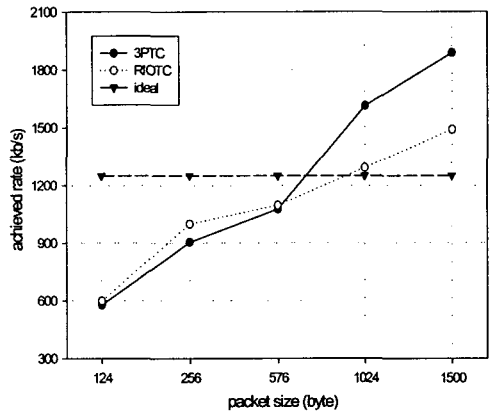
[그림 5] TCP 트래픽간의 계약된 대역폭의 차이



[그림 8] 집합된 트래픽을 구성하는 작은 트래픽 수



[그림 6] UDP/TCP의 상호작용



[그림 9] 패킷크기