DBpia

DiffServ 방식에서 플로별 관리 없이 Assured Service의 End-to-End QoS를 향상하기위한 Aggregate Three Color Marker

정회원 허경*, 박지훈*, 노영섭*, 엄두섭*, 차균현*

An Aggregate Three Color Marker without Per Flow Management for End-to-End QoS Improvement of Assured Service in DiffServ

Kyeong Hur*, Ji-Hoon Park*, Young-Sup Roh*, Doo-Seop Eom*,
Kyun-Hyon Tchah* *Regular Members*

요 약

본 논문은 DiffServ 방식에서 플로별 관리없이 Assured Service의 End-to-End QoS를 향상시키기 위해 DiffServ 도메인의 입구라우터에서 플로별 관리를 수행하지 않는 Aggregate Three Color Marker를 제안하였다. 제안하는 Aggregate Three Color Marker는 DiffServ 방식에서 개별 플로에 대한 관리 없이 Assured Service의 QoS를 보장하기 위해 Adaptive RIO-DC 버퍼 관리 방식과 함께 사용된다. 제안하는 Aggregate Three Color Marker는 Assured Service에 대한 접속제어가 수행된 상황에서 입구라우터를 경유하는 개별 플로들이 전송하는 In-profile 트래픽 전송률들의 총합 만큼의 Token rate로서 입구 라우터로 유입되는 전체 In-profile 트래픽의 양을 측정하고, 허용된 In-profile 트래픽의 Aggregate Traffic profile 범위에 속하는 손실된 Token 양만큼 경유하는 Out-of-profile 패킷들을 Yellow 패킷들로 표기한다. 그리고 DiffServ 내부라우터에서는 In-profile 패킷과 Yellow 패킷을 동일하게 처리하며, 플로간의 공평성을 유지하기 위해 이전 도메인에서 입구라우터로 유입되는 Yellow 패킷은 Out-of-profile 패킷으로 환원된다. 시뮬레이션 결과는 제안하는 Aggregate Three Color Maker를 Adaptive RIO-DC와 함께 적용하여 다중 DiffServ 도메인 환경에서 플로별 관리없이 Assured Service에 대한 End-to-End QoS를 보장할 수 있음을 보인다.

ABSTRACT

In this paper, we propose an Aggregate Three Color Marker without per flow management which is required for an Edge router to improve End-to-End QoS of Assured Service in DiffServ. Proposed Aggregate Three Color Marker is used with the Adaptive RIO-DC scheme to achieve the minimum rate guarantee without per flow management. Assuming that the admission control for Assured Service has been performed, proposed Aggregate Three Color Marker measures incoming In-profile traffic rate at the output link of an edge router using a token-bucket with a token rate equal to the sum of contracted rates of admitted flows passing the edge router. If there are token losses from the token bucket, out-of-profile packets are promoted to Yellow packets within the aggregate traffic profile. And yellow packets are demoted to out-of-profile packets at the input link to an Edge router for the purpose of fairness maintenance. In-profile packets and Yellow packets are processed identically at the RIO-DC buffer management scheme in our proposed method. Simulation results show that through using proposed Aggregate Three Color Marker with the Adaptive RIO-DC scheme, the minimum rate guarantee for Assured Service can be achieved without per flow management at multiple DiffServ domains.

* 고려대학교 전자공학과 (hkyeong@korea.ac.kr)
논문번호 : 020537-1217, 접수일자: 2002년 12월 17일

www.dbpia.co.kr
Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd.

I. 서 론

사용자가 요구하는 QoS를 보장할 수 있는 인터넷에 대한 구조로서 DiffServ (Differentiated Services) 방식은 DiffServ Code Point (DSCP)를 이용하여 IP 패킷에 대한 PHB (Per Hop Behavoir)를 규정한다 [1]. DiffServ 도메인에 도착한 사용자 플로의 패킷들에 대해 DSCP가 정해지면, 같은 DSCP 코드를 가진 모든 패킷들은 동일한 방식으로 처리된다. 이와 같이 다수의 서로 다른 플로들로 구성된 트래픽은 소수의 클래스들로 분류된다. 이러한 DiffServ 방식의 집합 개념의 메커니즘은 대규모의 플로들을 포워딩하는 내부 네트워크 (Core Network)에 적합한 확장성을 갖고 기존 IntServ (Integrated Services) 방식의 문제점을 해결할 수 있다 [2]. 제안된 DiffServ의 PHB 방식에는 PS (Premium Service)에 해당하는 EF (Expedited Forwarding) PHB와 AS (Assured Service)에 해당하는 AF (Assured Forwarding) PHB가 있다 [3][4]. PS는 ATM 네트워크에서 제공되는 CBR (Constant Bit Rate) 특성의 가상 전용선 (Virtual Leased Line : VLL)과 유사한 수준의 End-to-End QoS를 제공하고 AS는 PS에 비하여 상대적으로 낮은 수준의 End-to-End QoS 보장성을 갖지만 버스트한 트래픽 특성을 허용한다 [5][6].

네트워크에서 사용자에게 일정 수준의 QoS를 보장하기 위해서는 접속제어 (Admission Control) 및 혼잡제어 (Congestion Control)가 필요하다. IntServ 방식은 플로별 트래픽 관리를 위한 시그날링 프로토콜인 RSVP (Resource ReSerVation Protocol)를 이용하여 접속제어를 수행하고 네트워크 혼잡의 발생을 방지할 수 있었다 [7]. DiffServ 방식에서는 플로 단위의 트래픽 관리를 실시하지 않는 특성에 적합한 접속제어 방안이 연구되고 있으며 [8][9], RED (Random Early Detection)를 확장한 RIO (RED with In and Out) 방식을 이용하여 AS 트래픽에 대한 혼잡 제어를 실시한다 [10]-[14]. RIO 방식은 사용자와 네트워크 간에 약속된 Traffic Profile을 준수하는 In-profile 패킷과 그렇지 못한 Out-of-profile 패킷들에 대해 서로 다른 패킷 폐기 기준을 설정하여 네트워크 혼잡 시 In-profile 패킷을 우선적으로 보호하고 혼잡이 없는 경우는 Out-of-profile 패킷들을 이용하여 링크 이용률을 향상시키기 위한 목적으로 제안된 것이다.

DiffServ 방식에서 AS를 요청한 TCP 플로에게 사업자와 계약한 전송률 이상의 수율 (Throughput), 즉 Minimum Rate의 QoS를 보장하기 위해서는 접속 제어가 필요하고 사용자가 계약한 In-profile 트래픽에 대한 보호 및 수율 보장이 요구된다. 따라서 접속 제어가 수행된 상황 하에서 경로 상의 라우터에 도착하는 In-profile 패킷에 대한 폐기가 발생하지 않아야 한다 [15][16]. 또한, AS에 대해 DiffServ 라우터에서 수행되는 자원할당 및 접속제어에 있어서 AS 수용 용량을 최대화할 수 있어야 한다 [17]. 참고문헌[16]에서는 AF-PHB를 위한 RIO 버퍼 관리 방식에 대해 접속제어가 수행된 상황에서 사용자가 계약한 In-profile 트래픽을 보호하고 In-profile 트래픽 수율을 보장하기 위해 Adaptive RIO 운용 방식이 제안되었다. Adaptive RIO 방식은 라우터 입력링크와 출력링크 대역폭간의 비율 및 라우터를 경유하는 AS 플로들의 집합적인 트래픽 정보에 따라 링크 이용률을 고려하여 결정되는 버퍼 크기를 기준으로 일정 시간 구간마다 도착 가능한 In-profile 패킷의 최대량 및 보호하려는 전체 패킷의 최대량을 고려하여 RIO의 변수 값들을 재설정하는 방안이다. 또한, Adaptive RIO 방식은 각 사용자가 계약한 트래픽의 양을 In-profile 트래픽으로 표기하는 사용자 플로와 연결된 DiffServ 도메인 입구 라우터에서의 기본적인 플로별 Marker만을 갖고 접속제어가 수행된 상황 하에서, DiffServ 내부 라우터 (Core Router)에서의 플로별 관리 없이 AS에 대한 Minimum Rate QoS를 보장할 수 있는 방식이다. 한편 DiffServ 방식에서 AS를 사용하는 TCP 플로에게 Minimum Rate의 QoS를 보장하기 위한 기존 연구에서는, DiffServ 방식에서 모델링된 각 사용자 플로의 TCP Behavior에 기초한 TCP 수정 알고리즘 및 개별 플로들을 관리할 수 있는 DiffServ 도메인 입구 라우터 (Boundary Router)에서의 플로별 Dropper, Marker, Meter들에 대한 새로운 알고리즘들이 제안되었다. 또한, 플로 간의 공평성 (Fairness)을 향상하기 위해 플로별 정보 관리를 이용하여 집합 트래픽 (Aggregate Traffic)을 대상으로 한 Marker에서의 새로운 알고리즘들이 제안되었다 [15], [18-22]. 즉, DiffServ 방식에서 AS를 사용하는 TCP 플로에게 Minimum Rate의 QoS를 보장하기 위한 기존 연구 결과에서는 개별 사용자 플로들에 대한 관리가 요구되었다.

이에 본 논문은 기존 연구결과와 달리 DiffServ 방식에서 플로별 관리의 수행 없이 AS를 사용하는 TCP 플로에게 Minimum Rate의 QoS를 보장할 수 있는 방안에 초점을 맞추었고, RIO 방식보다 플로간 공평성이 우수한 RIO-DC 방식을 이용한 Adaptive RIO-DC 버퍼

www.dbpia.co.kr
Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd.

운용 방식을 적용하였다 [13][23]. 그리고 이러한 플로별 관리를 수행하지 않는 DiffServ 방식에서 다중 도메인 환경의 다중 병목 구간을 경유하는 경우에 발생하는 AS QoS 성능 저하를 감소시켜 AS의 End-to-End QoS를 향상하기 위해 DiffServ 도메인의 입구 라우터에서 플로별 관리를 수행하지 않는 Aggregate Three Color Marker를 제안하였다. 제안하는 Aggregate Three Color Marker는 AS에 대한 접속 제어가 수행된 상황에서 DiffServ 도메인 입구 라우터를 경유하는 개별 플로들이 전송하는 In-profile 트래픽 전송률들의 총합 만큼의 Token rate로서 입구 라우터로 유입되는 전체 In-profile 트래픽의 양을 측정하고, 허용된 In-profile 트래픽의 Aggregate Traffic profile 범위에 속하는 손실된 Token 양 (Token Loss) 만큼 경유하는 Out-of-profile 패킷들을 Yellow 패킷들로 표기한다. 그리고 DiffServ 내부 라우터에서는 In-profile 패킷과 Yellow 패킷을 동일하게 처리하며, 플로 간의 공평성을 유지하기 위해 이전 DiffServ 도메인으로부터 입구 라우터로 유입되는 Yellow 패킷은 우선 Out-of-profile 패킷으로 환원된다. 본 논문의 구성은 다음과 같다. 제 2 절에서는 AS에 대한 자원 할당 방안 및 Adaptive RIO-DC 방식을 제시하고 다중 DiffServ 도메인 (Multiple DiffServ Domains) 환경에서 요구되는 Aggregate Three Color Marker를 제안한다. 제 3 절의 시뮬레이션 모델 및 결과는 다중 DiffServ 도메인 환경에서 제안하는 Aggregate Three Color Maker를 Adaptive RIO-DC와 함께 적용하여 다수의 병목 구간을 경유하는 경우에서도 플로별 관리 없이 AS에 대한 QoS를 보장할 수 있음을 보인다. 끝으로 제 4 절에서 결론을 맺는다.

II. AS의 End-to-End QoS 향상을 위한 Aggregate Three Color Marker

2.1 AS에 대한 자원 할당

DiffServ 방식에서 규정된 AS In-profile 트래픽의 특성은 임의의 AS 사용자 i가 계약한 평균 전송률 r_i와 최대 전송률 p_i그리고 버스트 길이 l_i (Burst length : msec)의 요소들로 규정된다. 여기서 AS In-profile 트래픽의 버스트 길이 l_i는, 각 사용자가 계약한 트래픽의 양을 In-profile 트래픽으로 표기하기 위해 DiffServ 도메인 입구 라우터에 설치된 플로별 트래픽 성형기 (Traffic Conditioner : Meter, Two Color Marker) 내 토큰 버킷의 크기 t_i (Token bucket depth : Token rate = r_i)와 식(1)과 같은 관계를 갖는다 [18].

$$t_i = (p_i - r_i)l_i = r_i(b_i - 1)l_i, \quad b_i = p_i / r_i \ (burstiness) \tag{1}$$

그림1은 DiffServ 내부 라우터의 네트워크 토폴로지를 고려한 것으로 PS용으로 예약된 자원량이 없는 경우, AS가 사용 가능한 DiffServ 내부 라우터의 출력링크 대역폭을 L_o라고 정의하였다. 또한 접속제어가 수행된 임의의 시간 u_k에서 PS를 사용하는 플로들의 BA (Behavior Aggregate)에 대해 예약된 자원량을 $R_{ps,k}$라 할 때 AS 클래스가 사용 가능한 출력 대역폭을 식(2)에서와 같이 L_k로 정의하였다. 동일한 방식으로 시간 u_k에서 주목하는 DiffServ 라우터와 연결된 n개의 입력 링크들 중 m번째 입력 링크를 출력링크로 하는 이전 DiffServ 라우터에서 AS 클래스가 사용 가능한 대역폭 $L_{m,k}$는 식(2)로 정의된다. 이로부터 식(3)에서 $\lambda_{Top,k}$은 AS에 대해 임의의 시간 u_k에서 네트워크 토폴로지에 따른 라우터의 입력대역폭과 출력대역폭 간의 비율을 나타낸다.

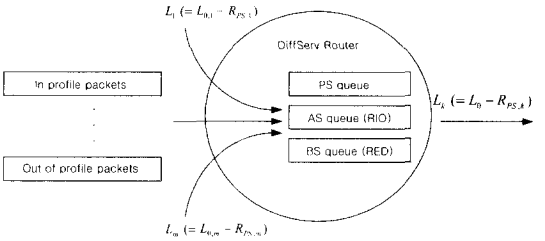


그림 1. DiffServ 라우터에서의 AS 트래픽
Fig. 1. AS traffic at DiffServ Router

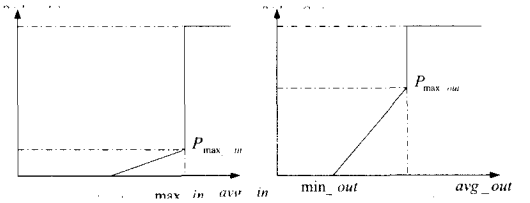


그림 2. RIO-DC 버퍼 관리 방식
Fig. 2. RIO-DC buffer management scheme

$$L_k = L_0 - R_{PS,k}, \quad L_{m,k} = L_{0,m} - R_{PS,m,k} \tag{2}$$

$L_{0,m}$: m번째 입력링크에서 PS용으로 예약된 자원량이 없는 경우 AS가 사용 가능한 대역폭

$R_{ps,m,k}$: u_k일때 m번째 입력링크에서 PS용으로 예약된 자원량

$$\lambda_{top,k} = \frac{\sum_{m=1}^{n} L_{m,k}}{L_k} = \frac{\sum_{m=1}^{n} L_{0,m} - \sum_{m=1}^{n} R_{PS,m,k}}{L_0 - R_{PS,k}} = \frac{\sum_{m=1}^{n} L_{0,m} - R_{PS,k}}{L_0 - R_{PS,k}}, \ R_{PS,k} = \sum_{m=1}^{n} R_{PS,m,k} \tag{3}$$

사용자와 네트워크 간에 약속된 Traffic Profile을 준수하는 In-profile 패킷과 그렇지 못한 Out-of-profile 패킷들의 AS 트래픽에 대해

www.dbpia.co.kr
Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd.

DiffServ 라우터의 AS 큐 관리 방식인 그림 2의 RIO 및 RIO-DC (RED with In/Out and De-Coupled Queues) 방식 또는 Adaptive RIO 및 Adaptive RIO-DC 방식의 변수 설정에 따라 In-profile 패킷과 Out-of-profile 패킷들이 저장되는 버퍼공간 크기의 평균적인 비율이 1:β가 되면, 출력링크에 대해서도 In-profile 패킷과 Out-of-profile 패킷들이 1:β의 비율로 출력링크 대역폭 L_k를 이용하게 될 것이다. 즉, In-profile 패킷들은 $L_k/(1+\beta)$의 대역폭을 이용하게 되고 Out-of-profile 패킷들은 $L_k\beta/(1+\beta)$의 대역폭을 이용하게 된다. 또한, AS 큐에서 In-profile 패킷과 Out-of-profile 패킷들이 차지하는 버퍼 공간 크기의 평균적인 비율이 1:β가 되도록 하기 위한 RIO 및 RIO-DC 방식 또는 Adaptive RIO 및 Adaptive RIO-DC 방식의 변수 설정에 따라 식(4)와 같이 접속 제어를 통해 라우터를 경유하는 플로들로부터 발생되는 In-profile 트래픽의 평균 전송률 합이 $L_k/(1+\beta)$의 대역폭을 초과하지 않도록 해야 한다.

$$\sum_{i=1}^{c} r_i \le \frac{L_k}{1+\beta}, \quad \sum_{i=1}^{c} r_i b_i l_i \le \frac{L_k \cdot b_{i,\max} \cdot l_{i,\max}}{(1+\beta)}$$

$b_{i,\max}, l_{i,\max}$: 접속이 허용된 c플로들의 b_i, l_i 중 최대값 (4)

이때 경로상의 병목 구간 라우터에서 식(4)와 같이 접속 제어를 수행하고 허용된 In-profile 패킷들에 대한 폐기가 없을 경우에는 사용자가 계약한 평균 전송률 r_i의 수율이 수신한 In-profile 트래픽의 수율로 보장되게 되고 추가적으로 수신된 Out-of-profile 패킷의 양으로 인해 계약한 평균 전송률 이상의 수율을 보장 받게 된다. 즉, Out-of-profile 트래픽이 이용하는 $L_k\beta/(1+\beta)$의 대역폭 크기에 대해 식(4)로부터 다수의 플로들이 다중화되면 각 사용자는 평균적으로 추가적인 βr_i의 대역폭만큼 데이터를 수신하게 되어, 사용자는 r_i의 In-profile 트래픽 평균 수율과 전체적으로 $r_i(1+\beta)$의 평균적인 데이터 수율을 보장 받게 된다. 그리고 식(4)와 같이 $L_k/(1+\beta)$의 대역폭 크기가 접속 제어 시 기준 대역폭이 되어 AS가 이용 가능한 출력링크 대역폭 L_k만큼 사용자를 수용하지 못하게 된다. 이러한 문제점에 대해 사용자가 계약한 평균 전송률 r_i와 경로상 L_k가 가장 작은 병목 라우터에서의 β를 고려하여, 각 사용자가 계약한 트래픽의 양을 In-profile 트래픽으로 표기하는 사용자 플로별 Marker의 Token rate를 $r_i'(=r_i(1+\beta))$로 설정하여 In-profile 트래픽을 발생시키면, 사용자에게 계약한 r_i의 평균 데이터 수율을 보장하고 식(5)와 같이 접속 제어 시 기준 대역폭이 L_k가 되어 서비스 수용 용량을 최대화할 수 있다 [17]. 예를 들면 사용자가 0.4Mbps(r_i)를 평균 수율로서 계약하였으나 병목 라우터에서의 β가 1/2인 경우, 사용자 플로별 Marker에서의 In-profile 트래픽 Marking rate를 0.4Mbps(r_i)가 아닌 0.266 Mbps, $r_i'(=r_i(1+\beta))$로 설정한다. 그리고 사용자가 계약한 0.4Mbps 평균 전송률의 Minimum rate QoS를 2.2절의 Adaptive RIO-DC 방식을 적용하여 0.266Mbps의 In-profile 트래픽 수율과 최소 0.133Mbps, $\beta r_i(1+\beta)$의 Out-of-profile 트래픽 수율로서 보장한다. 즉, 4Mbps의 병목 링크에 대해 0.4Mbps의 평균 수율을 계약한 AS 사용자 10명을 수용할 수 있다. 이와 같이 DiffServ 방식에서 평균 전송률 r_i를 계약한 AS 사용자에게 식(4)와 같이 수신한 In-profile 트래픽의 수율을 QoS로 정의하면 AS 서비스 수용 용량의 감소가 발생한다. 이에 반하여 식(5)의 자원 할당 방식에서는 Out-of-profile 트래픽을 포함하여 사용자가 수신한 데이터 수율로서 계약한 평균 전송률 r_i의 QoS로 정의함에 따라 AS 서비스 수용 용량을 최대화 할 수 있다.

$$\sum_{i=1}^{c} r_i' \le \frac{L_k}{(1+\beta)}, \quad r_i' = \frac{r_i}{(1+\beta)}$$

$$\therefore \sum_{i=1}^{c} r_i \le L_k, \quad \sum_{i=1}^{c} r_i' b_i l_i \le \frac{L_k \cdot b_{i,\max} \cdot l_{i,\max}}{(1+\beta)} \qquad (5)$$

r_i : 임의의 i사용자가 네트워크와 계약한 평균 전송률

r'_i : r_i에 대해 DiffServ 입구 라우터에서 설정된 Token rate

2.2 Adaptive RIO-DC 버퍼 운용 방식

DiffServ 방식은 내부 라우터에서 플로별 관리를 실시하지 않으므로 시간구간 τ의 길이를 전송이 허용된 플로들의 버스트 길이 l_i들 중 최대값 $l_{i,\max}$로 설정하면, 그림1의 AS 큐에서 연결된 이전 라우터들로부터 τ동안 도착 가능한 In-profile 패킷들의 최대량은 접속 제어를 통해 $L_k/(1+\beta)$의 대역폭을 모두 예약한 경우로 식(4) 및 (5)와 같이 $L_k b_{i,\max}\tau/((1+\beta)packetsize)$가 되고, 각 트래픽이 이용하는 출력링크 대역폭의 양 $L_k/(1+\beta)$, $L_k\beta/(1+\beta)$ 및 사용자 플로별 Marker의 토큰 버킷 특성에 의해 τ동안 최대로 저장되는 In-profile패킷양은 $L_k(b_{i,\max}-1)\tau/((1+\beta)packetsize)$가 된다. 그리고 τ동안 AS큐에 최대로 저장 되는 Out-of-profile 패킷양은 1:β의 비율로부터 $\beta L_k(b_{i,\max}-1)\tau/((1+\beta)packetsize)$가 되고 여기서 $packetsize$는 플로들이 전송하는 평균 패킷 길이를 나타낸다. 일반적으로 $\lambda_{\tau op,k}$는 1보다 크거나 같고 $b_{i,\max}$보다 작다. 그리고 $\lambda_{\tau op,k}$가 $b_{i,\max}$보다 작은 일반적인 경우 τ 길이는 $l_{i,\max}b_{i,\max}/\lambda_{\tau op,k}$가 되고 τ동안 도착 가능한 In-profile패킷들의 최대량은 $L_k\lambda_{\tau op,k}\tau/((1+\beta)packetsize)$이며, 최대로 저

www.dbpia.co.kr
Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd.

장되는 In-profile 패킷 양과 Out-of-profile패킷양은 각각 $L_k(\lambda_{\tau op,k}-1)\,\tau/((1+\beta)\,packetsize)$와 $\beta L_k(\lambda_{\tau op,k}-1)\,\tau/((1+\beta)\,packetsize)$가 된다.

RIO 방식에서 $\max_in$과$\max_out$은 In-profile 패킷들과 전체 패킷들이 각각 최대 이용 가능한 버퍼 크기로 설정한다 [10][11][13]. 따라서 $\max_in$과$\max_out$은 각각 $L_k(\lambda_{\tau op,k}-1)\,\tau/((1+\beta)\,packetsize)$와 $L_k(\lambda_{\tau op,k}-1)\,\tau/(packetsize)$로 설정한다. 그림 2의 RIO-DC 방식은 In-profile 패킷에 대한 패킷 폐기 기준은 동일하나, 도착하는 Out-of-profile 패킷에 대해 평균 큐 내 Out-of-profile 패킷들의 수, avg_out값에 따라 Out-of-profile 패킷의 패킷 폐기를 결정하므로 RIO-DC 방식의 $\max_in$과$\max_out$은 각각 $L_k(\lambda_{\tau op,k}-1)\,\tau/((1+\beta)\,packetsize)$와 $\beta L_k(\lambda_{\tau op,k}-1)\,\tau/((1+\beta)\,packetsize)$로 설정한다. 그리고 AS 큐에서 In-profile 패킷과 Out-of-profile 패킷들이 차지하는 버퍼 공간 크기의 평균적인 비율 1:β의 선정에 있어서 β는 링크 이용률을 고려하여 산출되어야 한다. 즉, Out-of-profile 패킷들이 차지하는 최대 버퍼 공간의 크기는 AS 큐에 저장된 In-profile 패킷들이 없는 경우 저장된 Out-of-profile 패킷들이 출력링크를 모두 이용할 수 있도록 선정되어야 한다. 식(6)은 이러한 조건을 고려하여 산출되는 β를 나타낸 것이다. 한편 $\min_in$ 및 $\min_out$의 값은 평균 큐 길이를 고려하여 설정하는데 일반적으로 $\max_in$과 $\max_out$의 1/2 값으로 설정한다 [11].

$$b_{i,\max}<\lambda_{top,k},\quad \frac{L_k\cdot\tau}{packet_size}=\frac{\beta\cdot L_k\cdot b_{i,\max}\cdot\tau}{(1+\beta)\cdot packet_size}\quad \therefore\beta=\frac{1}{b_{i,\max}-1}$$

$$b_{i,\max}\geq\lambda_{top,k},\quad \frac{L_k\cdot\tau}{packet_size}=\frac{\beta\cdot L_k\cdot\lambda_{top,k}\cdot\tau}{(1+\beta)\cdot packet_size}\quad \therefore\beta=\frac{1}{\lambda_{top,k}-1} \tag{6}$$

DiffServ 방식에서 AS를 요청한 TCP 플로에게 사업자와 계약한 전송률 이상의 수율, 즉 Minimum Rate의 QoS를 보장하기 위해서는, 각 사용자가 계약한 트래픽의 양을 In-profile 트래픽으로 표기하는 DiffServ 도메인 입구 라우터 내 플로별 토큰 버킷 Marker에서 발생하는 Token Loss 문제를 해결해야 한다 [15]. Token Loss는 사용자 플로별 토큰 버킷 Marker 내에 남아 있는 토큰이 있음에도 불구하고 전송한 패킷에 대한 Ack가 도착하지 않아 TCP에 의해 데이터 전송이 발생하지 않음으로써 토큰 버킷 내의 토큰이 손실되는 현상이다. 이로 인해 송신 호스트로부터 사용자가 계약한 평균 전송률만큼 In-profile 트래픽이 발생하지 못하게 되고, 결과적으로 송신 호스트로부터 계약한 평균 전송률 만큼 데이터 전송이 발생하지 못하게 된다. 특히, 각 송신 호스트의 RTT (Round Trip Time)가 서로 다르고 라우팅된 경로에 따라 패킷 폐기의 가능성이 있는 Hop 수 또한 다른 상황에서 경유하는 Hop 수가 큰 송신 호스트의 패킷은 RIO 및 RIO-DC의 avg_in과 avg_total 및 avg_out에 의해 폐기될 가능성이 크고, RTT가 큰 호스트는 패킷 폐기의 영향으로 Token Loss가 발생할 가능성이 더 크다. 즉, 플로들의 트래픽 발생량이 불공평하게 된다.

이러한 Token Loss의 발생을 최소화하고 AS에 대한 QoS를 보장하기 위해서는 접속 제어가 수행된 상황 하에서 도착하는 In-profile 패킷에 대한 폐기가 발생하지 않아야 하고 Out-of-profile 패킷에 대한 적절한 폐기가 이루어져야 한다. 그러나 RIO 및 RIO-DC 방식의 avg_in은 In-profile 패킷의 도착에 의해 증가하게 되는 값이고, TCP 플로들의 In-profile 패킷들이 버스트하게 도착할 경우 avg_in은 지속적으로 증가하게 된다. 그리고 시간 구간 τ동안 접속 제어를 통해 허용된 플로들로부터 도착하는 In-profile 패킷 도착량에 의해 avg_in이 설정된 $\min_in$을 초과할 경우 In-profile 패킷에 대한 폐기가 발생하게 되어 AS를 사용하는 TCP 플로에게 In-profile 트래픽의 수율을 보장하지 못하게 되고 Token Loss의 발생 가능성이 증가하게 된다. 이에 대해 Adaptive RIO 방식은 라우터 입력 링크와 출력링크 대역폭간의 비율 및 라우터를 경유하는 AS 플로들의 집합적인 트래픽 정보에 따라 링크 이용률을 고려하여 결정되는 버퍼 크기를 기준으로 일정 시간 구간마다 도착 가능한 In-profile 패킷의 최대량 및 보호하려는 전체 패킷의 최대량을 고려하여 RIO의 변수 값들을 재설정함으로써 허용된 In-profile 패킷에 대한 폐기를 방지한다. 그리고 In-profile 트래픽과 Out-of-profile 트래픽이 저장되는 버퍼 공간 크기의 평균적인 비율, 1:β를 RIO 방식보다 정확하게 유지하여 버퍼에 저장된 Out-of-profile 패킷들로 인해 발생하는 In-profile 트래픽의 수율 감소(Buffer Overflow Drop)를 완화할 수 있다 [16]. 한편 avg_total이 아닌 avg_out에 의한 Out-of-profile 트래픽 제어로 RIO 방식보다 AS 플로간 수율의 공평성이 우수한 RIO-DC 방식[23]을 이용한 Adaptive RIO-DC 방식에서는 일정 시간 구간마다 도착 가능한 In-profile 패킷의 최대량 및 보호하려는 Out-of-profile 패킷의 최대량을 고려하여 RIO-DC의 변수 값들을 재설정함으로써 1:β 비율을 Adaptive RIO 방식보다 정확하게 제어할 수 있다. 또한 Adaptive RIO-DC 방식은 식(5)와 같이 Out-of-profile 트래픽을 포함하여 사용자가 수신한 데이터 수율로서 계약한

Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd. www.dbpia.co.kr

평균 전송률 r_i의 QoS를 정의한 경우, RTT가 다른 AS 플로들간 수율의 공평성에 있어서 Adaptive RIO 방식보다 우수하다고 할 수 있다.

Adaptive RIO-DC 방식에서는 구간 τ마다 avg_in과 avg_out을 을 0에 가까운 값으로 초기화하고, τ동안 AS 큐에 도착 가능한 최대 In-profile 패킷량과 Out-of-profile 패킷의 최대 보호량이 도착했을 때 τ시간 후 변화한 avg_in과 avg_out의 최대 및 최소값을 고려하여 τ마다 $\max_in$과 $\max_out$, $\min_in$과 $\min_out$들을 재설정한다. 그리고 avg_in과 avg_out의 변수는 RIO-DC 방식에서와 같이 평균 큐 길이를 나타내지 않으므로 각각 ind_in과 ind_out으로 정의한다. 즉, ind_in과 ind_out변수를 이용하여 τ동안 RIO-DC 방식으로 In-profile 패킷과 Out-of-profile 패킷에 대해 혼잡 제어를 실시한다. 그리고 Adaptive RIO-DC 방식에서 구간 τ동안 도착 가능한 최대 In-profile 패킷량과 Out-of-profile 패킷의 최대 보호량 $\lambda_{\max,in}$, $\lambda_{\max,out}$은 구간 τ시작 시점에서 큐 내에 저장된 In-profile 패킷과 Out-of-profile 패킷의 수 $init_q_{in}$, $init_q_{out}$으로부터 구해진다. 즉 플로별 Marker의 토큰 버킷 특성에 따라 구간 τ시작 시점에서 큐에 $init_q_{in}$만큼 In-profile 패킷들이 존재한다면 구간 τ동안 도착 가능한 In-profile 패킷의 최대량은 식(7)과 같이 $init_q_{in}$만큼 감소한다. 그리고 구간 τ동안 보호하려는 Out-of-profile 패킷의 최대량은 In-profile 트래픽과 Out-of-profile 트래픽이 저장되는 버퍼 공간 크기의 평균적인 비율, $1:\beta$를 유지하도록 $init_q_{out}$만큼 뺀 값이 된다.

$$
\begin{aligned}
&for \quad b_{i,\max} < \lambda_{top,k} \\
&\quad \lambda_{\max,in} = \frac{L_k \cdot b_{i,\max} \cdot \tau}{(1+\beta)\cdot packet_size} - init_q_{in} \\
&\quad \lambda_{\max,out} = \frac{\beta \cdot L_k \cdot b_{i,\max} \cdot \tau}{(1+\beta)\cdot packet_size} - init_q_{out} \\
&for \quad b_{i,\max} \geq \lambda_{top,k} \\
&\quad if \ \frac{L_k \cdot \lambda_{top,k} \cdot \tau}{(1+\beta)\cdot packet_size} \geq \frac{L_k \cdot b_{i,\max} \cdot \tau}{(1+\beta)\cdot packet_size} - init_q_{in} \\
&\quad\quad \lambda_{\max,in} = \frac{L_k \cdot b_{i,\max} \cdot \tau}{(1+\beta)\cdot packet_size} - init_q_{in} \\
&\quad else \\
&\quad\quad \lambda_{\max,in} = \frac{L_k \cdot \lambda_{top,k} \cdot \tau}{(1+\beta)\cdot packet_size} \\
&\quad\quad\quad if \ \frac{\beta \cdot L_k \cdot \lambda_{top,k} \cdot \tau}{(1+\beta)\cdot packet_size} \geq \frac{\beta \cdot L_k \cdot b_{i,\max} \cdot \tau}{(1+\beta)\cdot packet_size} - init_q_{out} \\
&\quad\quad\quad\quad \lambda_{\max,out} = \frac{\beta \cdot L_k \cdot b_{i,\max} \cdot \tau}{(1+\beta)\cdot packet_size} - init_q_{out} \\
&\quad\quad\quad else \\
&\quad\quad\quad\quad \lambda_{\max,out} = \frac{\beta \cdot L_k \cdot \lambda_{top,k} \cdot \tau}{(1+\beta)\cdot packet_size}
\end{aligned}
\qquad (7)
$$

그리고 식(7)과 같이 τ동안 라우터의 AS 큐에 도착 가능한 In-profile 패킷과 보호하려는 Out-of-profile 패킷의 최대량이 도착했을 경우를 가정하여 식(8), (9), (10)과 같이 초기화된 ind_in과 ind_out의 τ 시간 후 최대 및 최소 변화값 $\max ind_in$과 $\min ind_in$ 및 $\max ind_out$과 $\min ind_out$을 구할 수 있다. 식(8), (9), (10)은 RIO-DC 방식에 기초하여 τ동안 라우터의 출력링크로 전송되는 In-profile 패킷들의 수, $M_k (= L_k \cdot \tau / (1+\beta)\cdot packetsize)$를 기준으로 $init_q_{in}$의 각 경우에서 τ동안 도착 가능한 In-profile 패킷의 최대량 $\lambda_{\max,in}$이 도착했을 때 $\max ind_in$과 $\min ind_in$을 구하는 알고리즘을 나타낸 것이다. 그리고 τ동안 출력링크로 전송되는 Out-of- profile 패킷들의 수 $\beta L_k \tau / ((1+\beta) packetsize)$를 기준으로 한 $init_q_{out}$의 각 경우에서 동일한 방식으로 τ동안 보호하려는 Out-of-profile 패킷의 최대량 $\lambda_{\max,out}$이 도착했을 때 $\max ind_out$과 $\min ind_out$을 구할 수 있다. 식(8), (9), (10)에서 τ구간 중간에 $\lambda_{\max,in}$의 In-profile 패킷들이 모두 도착한 때에 AS 큐 내에 남아있는 In-profile 패킷의 수를 $q_{in,\lambda_{\max}}$로 나타내었으며, 큐 내 In-profile 패킷들의 수는 q_{in}으로 나타내었다. 또한 $\lambda_{\max,in}$의 도착량에 대해 $\lambda_{top,k}$의 배수로 도착한 회수를 n_{top}로 나타내었고 $\lambda_{top,k}$보다 같거나 적게 도착한 패킷수를 $beta$로 표시하였다. 따라서 n_{top}는 입력링크 대역폭과 출력링크 대역폭 간의 비율 $\lambda_{top,k}$에 따라 $\lambda_{\max,in}$의 도착량에 대해 라우터의 출력링크로 전송된 In-profile 패킷 수를 나타낸다.

$$
\begin{aligned}
&Case\,1 \quad init_q_{in} = 0 \\
&\quad when \ j \cdot \lambda_{top,k} \ packets \ arrive \\
&\quad\quad q_{in} = q_{in} - 1 \\
&\quad when \ packet \ arrives \\
&\quad\quad \max ind_in = \max ind_in \cdot (1 - w_q) + w_q \cdot q_{in}
\end{aligned}
$$

Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd. www.dbpia.co.kr

$$
\begin{aligned}
&if\ \lambda_{\max_in} \le M_k \\
&\quad \min ind_in = init_ind_in \cdot (1-w_q)^{M_k - \lambda_{\max_in}} \\
&if\ \lambda_{\max_in} > M_k \\
&\quad \lambda_{\max_in} = (M_k - n_{top}) + beta + (n_{top} - 1) \cdot \lambda_{top,k} \\
&\quad for\ \ i = 1\ \ to\ \ beta + (n_{top} - 1) \cdot \lambda_{top,k} \\
&\quad\quad if\ i = beta + 1 \\
&\quad\quad\quad q_{in} = q_{in} - 1 \\
&\quad\quad if\ i = beta + j \cdot \lambda_{top,k} + 1 \\
&\quad\quad\quad q_{in} = q_{in} - 1 \\
&\quad\quad\quad \min ind_in = (1-w_q) \cdot \min ind_in + w_q \cdot q_{in} \\
&\quad\quad\quad q_{in} = q_{in} + 1
\end{aligned}
\qquad (8)
$$

Case 2 $0 < init_q_{in} < M_k$

$$
\begin{aligned}
&when\ j \cdot \lambda_{top,k}\ \ packets\ arrive \\
&\quad q_{in} = q_{in} - 1 \\
&when\ packet\ arrives \\
&\quad \max ind_in = \max ind_in \cdot (1-w_q) + w_q \cdot q_{in} \\
&\quad q_{in} = q_{in} + 1 \\
&if\ \lambda_{\max_in} \le M_k - init_q_{in} \\
&\quad \min ind_in = init_ind_in \cdot (1-w_q)^{M_k - init_q_{in} - \lambda_{\max_in}} \\
&if\ \lambda_{\max_in} > M_k - init_q_{in}\ \&\ \lambda_{\max_in} \le (M_k - init_q_{in}) \cdot \lambda_{top,k} \\
&\quad \lambda_{\max_in} = (M_k - init_q_{in} - n_{top}) + beta + (n_{top} - 1) \cdot \lambda_{top,k} \\
&\quad for\ \ i = 1\ \ to\ \ beta + (n_{top} - 1) \cdot \lambda_{top,k} \\
&\quad\quad if\ i = beta + 1 \\
&\quad\quad\quad q_{in} = q_{in} - 1 \\
&\quad\quad if\ i = beta + j \cdot \lambda_{top,k} + 1 \\
&\quad\quad\quad q_{in} = q_{in} - 1 \\
&\quad\quad\quad \min ind_in = (1-w_q) \cdot \min ind_in + w_q \cdot q_{in} \\
&\quad\quad\quad q_{in} = q_{in} + 1 \\
&if\ \lambda_{\max_in} > (M_k - init_q_{in}) \cdot \lambda_{top,k} \\
&\quad \lambda_{\max_in} = (M_k - init_q_{in}) \cdot \lambda_{top,k} + beta + (n_{top} - 1) \cdot \lambda_{top,k} \\
&\quad\quad q_{in} = n_{top} \\
&\quad for\ \ i = 1\ \ to\ \ \lambda_{\max_in} \\
&\quad\quad if\ i = beta + 1 \\
&\quad\quad\quad q_{in} = q_{in} - 1 \\
&\quad\quad if\ i = beta + j \cdot \lambda_{top,k} + 1 \\
&\quad\quad\quad q_{in} = q_{in} - 1 \\
&\quad\quad\quad \min ind_in = (1-w_q) \cdot \min ind_in + w_q \cdot q_{in} \\
&\quad\quad\quad q_{in} = q_{in} + 1
\end{aligned}
\qquad (9)
$$

case 3 $init_q_{in} \ge M_k$

$$
\begin{aligned}
&when\ j \cdot \lambda_{top,k}\ \ packets\ arrive \\
&\quad q_{in} = q_{in} - 1 \\
&when\ packet\ arrives \\
&\quad \max ind_in = \max ind_in \cdot (1-w_q) + w_q \cdot q_{in} \\
&\quad q_{in} = q_{in} + 1 \\
&if\ \lambda^{\max_in} = beta + (n^{top} - 1) \cdot \lambda^{top,k} \\
&\quad q^{in} = init_q^{in} - (M^k - n^{top}) \\
&\quad for\ \ i = 1\ \ to\ \ \lambda^{\max_in} \\
&\quad\quad if\ i = beta + 1 \\
&\quad\quad\quad q^{in} = q^{in} - 1 \\
&\quad\quad if\ i = beta + j \cdot \lambda^{top,k} + 1 \\
&\quad\quad\quad q^{in} = q^{in} - 1 \\
&\quad\quad\quad \min ind_in = (1-w_q) \cdot \min ind_in + w_q \cdot q^{in}
\end{aligned}
\qquad (10)
$$

식(8), (9), (10)으로부터 구간 τ 마다 설정해야 하는 ind_in과 , , 의 초기값 $init_ind_in$, 들은 0보다 크게 설정되어야 하고 가중치 ....보다는 작게 설정되어야 . , . 과 . , 의 증감을 명확하게 나타낼 수 있음을 알 수 있다.

그리고 Adaptive RIO-DC 방식에서 구간 τ 마다 재설정하는 $\max_in$, $\max_out$과 $\min_in$, $\min_out$의 값들은 구간 τ 마다 계산되는 $\max ind_in$과 $\min ind_in$ 및 $\max ind_out$과 $\min ind_out$들로부터 식(11)과 같이 도출된다. 표1은 RIO-DC 방식과 Adaptive RIO-DC 방식을 정리하여 비교한 것이다.

$$
\begin{aligned}
\max_in &= \rho_{\max_in} \cdot \max ind_in + (1-\rho_{\max_in}) \cdot \min ind_in \\
\min_in &= \rho_{\min_in} \cdot \max ind_in + (1-\rho_{\min_in}) \cdot \min ind_in \\
\max_out &= \rho_{\max_out} \cdot \max ind_out + (1-\rho_{\max_out}) \cdot \min ind_out \\
\min_out &= \rho_{\min_out} \cdot \max ind_out + (1-\rho_{\min_out}) \cdot \min ind_out
\end{aligned}
\qquad (11)
$$

표 1. Adaptive RIO-DC 방식과 RIO-DC 방식의 비교
Table 2. Parameter comparisons between Adaptive RIO-DC and RIO-DC schemes

RIO-DC 방식	Adaptive RIO-DC 방식
avg_in	ind_in
avg_out	ind_out
$\min_in = \max_in/2$	$\rho_{\min_in} \cdot \max ind_in + (1-\rho_{\min_in}) \cdot \min ind_in$
$\min_out = \max_out/2$	$\rho_{\min_out} \cdot \max ind_out + (1-\rho_{\min_out}) \cdot \min ind_out$
$\max_in = \frac{L_k(\lambda_{top}-1)\cdot\tau}{(1+\beta)\cdot packet_size}$	$\rho_{\max_in} \cdot \max ind_in + (1-\rho_{\max_in}) \cdot \min ind_in$
$\max_out = \frac{\beta \cdot L_k(\lambda_{top}-1)\cdot\tau}{(1+\beta)\cdot packet_size}$	$\rho_{\max_out} \cdot \max ind_out + (1-\rho_{\max_out}) \cdot \min ind_out$

2.2 제안하는 Aggregate Three Color Marker

본 논문은 DiffServ 방식에서 플로별 관리의 수행없이 AS를 사용하는 TCP 플로에게 Minimum Rate의 QoS를 보장할 수 있는 방안에 초점을 맞추었고 Adaptive RIO-DC 버퍼 운용 방식을 적용하였다. Adaptive RIO-DC 방식은 라우터 입력 링크와 출력링크 대역폭간의 비율 및 라우터를 경유하는 AS 플로들의 집합적인 트래픽 정보에 따라 링크 이용률을 고려하여 결정되는 버퍼 크기를 기준으로 일정 시간 구간마다 도착 가능한 In-profile 패킷의 최대량 및 보호하려는 Out-of-profile 패킷의 최대량을 고려하여 RIO-DC의 변수 값들을 재설정함으로써 허용된 In-profile 패킷에 대한 폐기를 방지할 수 있다. 그리고 In-profile 트래픽과 Out-of-profile 트래픽이 저장되는 버퍼 공간 크기의 평균적인 비율, $1:\beta$를 Adaptive RIO 방식보다 정확하게 제어할 수 있다. 그러나 그림3과 같이 RTT가 서로 다른 AS 플로들이 Adaptive RIO-DC 방식을 적용한 다중 DiffServ 도메인 환경의 다중 병목 구간을 경유하는 경우에는 단일 병목 구간의 경우보다 증가한 Out-of-profile 패킷들의 폐기로 인해 RTT가 상대적으로 큰 AS 플로의 Token Loss 및 Minimum Rate QoS 성능 저하가 발생하게

www.dbpia.co.kr
Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd.

된다. 이러한 AS 플로의 End-to-End QoS 성능 저하를 플로별 관리의 수행 없이 향상하기 위해서는 Adaptive RIO-DC 방식을 적용한 환경에서 도메인 입구 라우터 (Edge Router)가 접속이 허용된 AS 플로들의 집합적인 트래픽 정보에 따라 RTT가 큰 AS 플로의 Out-of-profile 패킷에 대한 폐기가 감소할 수 있도록 해야 하며, 궁극적으로는 모든 경유하는 플로들로부터 전송되는 Out-of-profile 패킷들에 대한 적절한 보호를 통해 Token Loss 발생 가능성을 감소시켜야 한다. 이와 같이 AS 플로의 End-to-End QoS 성능 저하를 DiffServ 도메인 입구 라우터에서 플로별 관리의 수행 없이 향상시킨다는 것은, 그림3의 AS 플로들이 경유하는 n개의 DiffServ 도메인에 있는 E1 ~ E(n)의 n개 Edge Router들에게 플로별 관리를 요구하지 않아 확장성 (Scalability)를 갖는 장점이 있다.

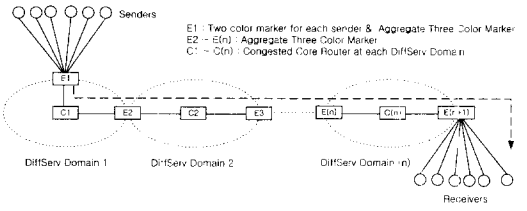


그림 3. 다중 DiffServ 도메인 환경의 Marker의 구성
Fig. 3. Configuration of Markers at DiffServ Domains

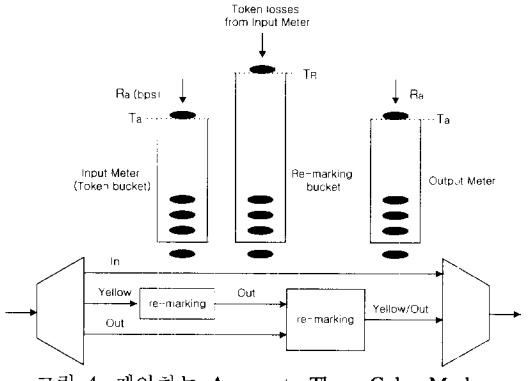


그림 4. 제안하는 Aggregate Three Color Marker
Fig. 4. Proposed Aggregate Three Color Marker

그림4에 나타낸 제안하는 Aggregate Three Color Marker는 식(5)와 같이 AS에 대한 접속 제어가 수행된 상황에서 DiffServ 도메인 입구 라우터를 경유하는 개별 플로들이 전송하는 In-profile Traffic profile (r_i', t_i': $t_i' = r_i'(b_i - 1)l_i$)들의 총합에 해당하는 Token rate, R_a과 Token bucket depth, T_a로서 입구 라우터로 유입되는 전체 In-profile 트래픽의 양을 Input Meter에서 측정하고, 발생하는 Token Loss의 Token 양 만큼 Re-marking Bucket에서 경유하는 Out-of-profile 패킷들을 Yellow 패킷들로 표기한다. DiffServ 내부 라우터에서는 In-profile 패킷과 Yellow 패킷을 동일하게 처리하며, 플로 간의 공평성을 유지하기 위해 이전 DiffServ 도메인으로부터 입구 라우터로 유입되는 Yellow 패킷은 우선 Out-of-profile 패킷으로 환원된다. 그리고 도메인 내 DiffServ 내부 라우터에서 In-profile 패킷과 Yellow 패킷을 동일하게 처리함에 따라 표1의 RIO-DC 및 Adaptive RIO-DC 변수 설정을 고려하여 Re-marking 이후의 Yellow 패킷과 In-profile 패킷들로 구성된 Aggregate Traffic의 Traffic profile이 Re-marking 이전 계약된 In-profile 트래픽의 Aggregate Traffic profile (R_a, T_a)을 유지하도록 해야 한다. 이를 위해 그림4의 Output Meter (R_a, T_a)가 통과하는 Yellow 패킷과 In-profile 패킷의 양을 동일하게 측정한다. 따라서 Output Meter 내에 남은 토큰 수가 1이 되면 Re-marking Bucket에서의 Out-of-profile 패킷에 대한 Yellow Re-marking은 중지된다. 한편 Re-marking Bucket의 크기 T_R은 도착하는 In-profile 패킷이 없을 경우, Re-marking 이후의 Yellow 트래픽이 입구라우터를 경유하는 In-profile 트래픽의 Aggregate Traffic profile (R_a, T_a)을 초과하지 않도록 식(12)와 같이 설정하였다.

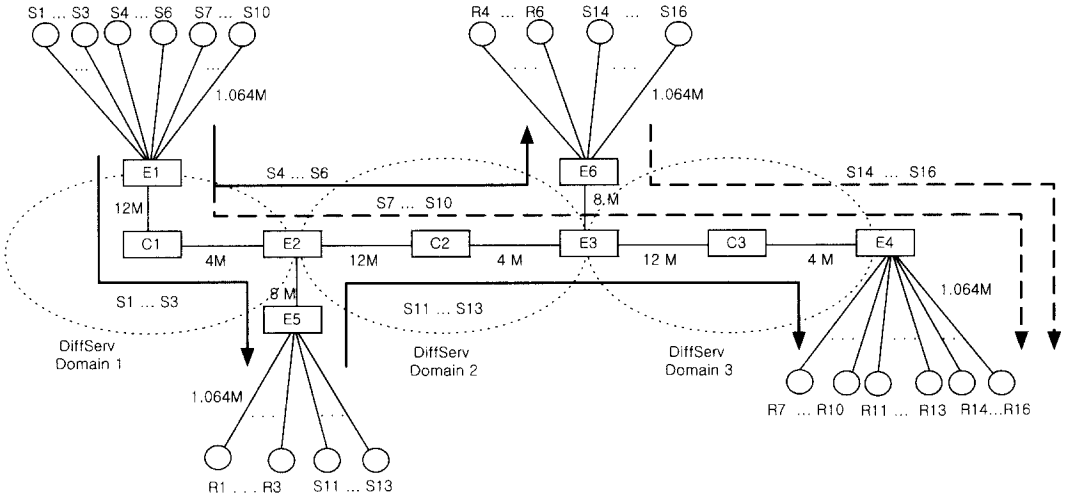
$$R_a = \sum_{i=1}^{c} r_i, \quad r_i' = \frac{r_i}{(1+\beta)},$$
$$T_a = \sum_{i=1}^{c} r_i (b_i - 1) l_i, \quad T_R = \sum_{i=1}^{c} r_i' \cdot b_i \cdot l_i \qquad (12)$$

이와같이 제안한 Aggregate Three Color Marker는 Adaptive RIO-DC 방식을 적용한 환경에서 접속이 허용된 AS 플로들의 집합적인 트래픽 정보에 따라 경유하는 플로들에 대한 Token Loss 발생 가능성을 줄이고, RTT가 상대적으로 큰 AS 플로의 Out-of-profile 패킷에 대한 폐기가 감소할 수 있도록 Token Loss 발생량에 따라 경유하는 Out-of-profile 패킷들을 Yellow 패킷으로 전환하였다. 즉, Adaptive RIO-DC 방식을 적용한 병목구간의 내부라우터를 경유하는 Out-of-profile 패킷의 양을 감소시킴으로써 RTT가 큰 AS 플로의 Out-of-profile 패킷에 대한 폐기가 감소할 수 있고 RTT가 큰 AS 플로의 Out-of-profile 패킷이 Yellow 패킷으로 전환되어 보호될 수 있다. 또한 결합한 Output Meter (R_a, T_a)로서 시간에 따라 손실된 토큰의 양만큼만을 Yellow 패킷으로 전환하여 Re-marking 이후의 Yellow 패킷과 In-profile 패킷들로 구성된 Aggregate Traffic의 Traffic profile이 Re-marking 이전 계약된 In-profile 트래픽의 Aggregate Traffic profile (R_a, T_a)을 유지하도록 함으로써 RTT 가 상대적으로 작은 플로들의 Out-of-profile

Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd. www.dbpia.co.kr

패킷들이 Re-marking Bucket의 크기 T_R만큼 버스트하게 Yellow 패킷들로 전환되어 RTT 가 작은 플로들의 수율이 증가하는 것을 방지할 수 있다. 또한 서로 다른 RTT를 갖는 AS 플로들로부터 발생하여 경유하는 Out-of-profile 패킷들 중 어떤 플로의 패킷들이 대부분 Yellow 패킷으로 전환될지 알 수 없으므로 플로간 공평성을 갖는 Random Yellow Re-marking의 특성을 갖고 있다고 할 수 있다.

를 향상하기 위해 DiffServ 도메인의 입구 라우터에서 플로별 관리를 수행하지 않는 Aggregate Three Color Marker를 제안하였다. 본 논문에서는 RTT가 서로 다른 AS 플로들이 다중 DiffServ 도메인 환경의 다중병목구간을 경유하는 환경에서 사용자가 계약한 평균전송률 r_i에 대해 식(5)의 전체트래픽 수율기준방식에 따라 접속 제어를 수행하고 표1로 제시한 RIO-DC 방식과 Adaptive RIO-DC 버퍼관리방식을 적용하



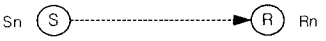
Two color marker

Token rate for each sender : 266 kbps
Token bucket depth for each sender : 27 packets

Aggregate Three Color Marker (Ra, Ta, TR)

E1 (2660, 270, 350), E2 (2660, 270, 350),
E3 (2660, 270, 350)

E1 : Two color marker for each sender ,
& Aggregate Three Color Marker
E2, E3 : Aggregate Three Color Marker
E5, E6 : Two color marker for each sender



In-profile rate 0.266Mbps
peak rate 1.064Mbps

RIO-DC parameters at C1, C2, C3 Routers
(Packets)

min_in = 118 , max_in = 237
min_out = 59 , max_out = 118, buffer size =400

S1 ... S3's RTT : 42 ms ~ 46ms (2ms 차이)
S4 ... S6's RTT : 54 ms ~ 58ms (2ms 차이)
S7 ... S10's RTT : 74 ms ~ 80ms (2ms 차이)
S11...S13's RTT : 54 ms ~ 58ms (2ms 차이)
S14... S16's RTT : 42 ms ~ 46ms (2ms 차이)

그림 5. 다중 DiffServ 도메인 환경의 시뮬레이션 모델
Fig. 5. Simulation model for performance analysis

Ⅲ. 시뮬레이션 모델 및 성능 평가

본 논문에서는 기존 연구결과와 달리 DiffServ 방식에서 플로별 관리의 수행 없이 AS를 사용하는 TCP 플로에게 Minimum Rate의 QoS를 보장할 수 있는 방안에 초점을 맞추었고, RIO 방식보다 플로간 공평성이 우수한 RIO-DC 방식을 이용한 Adaptive RIO-DC 버퍼 운용 방식을 적용하였다. 그리고 이러한 플로별 관리를 수행하지 않는 DiffServ 방식에서 다중 도메인 환경의 다중병목구간을 경유하는 경우에 발생하는 AS QoS 성능저하를 감소시켜 AS의 End-to-End QoS 여 제안하는 Aggregate Three Color Marker (이하 : ATCM)의 성능을 분석한다. 그림5의 시뮬레이션 모델은 다중 DiffServ 도메인 환경의 네트워크 토폴로지를 고려하여 식(5)의 방식 (r_i', t_i')에 따라 접속제어가 수행된 상황을 나타낸다.

그림5에서 각 송신 호스트의 RTT는 서로 다르고, 각 송신 호스트 Sn은 같은 수로 표시된 수신 호스트 Rn에게 평균 전송률 0.266Mbps, 최대 전송률 1.064Mbps의 In-profile 트래픽을 전송한다. 그리고 DiffServ 도메인 입구 라우터에 있는 사용자 플로별 Marker (Two Color Marker) 내 토큰 버킷의 크기 t_i'은 $l_{i,\max}$를 33ms로 가정하

www.dbpia.co.kr
Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd.

여 식(1)로부터 27packets로 설정하였고 전송되는 *packetsize*는 125bytes로 설정하였다. DiffServ 방식에서 각 플로별 l_i는 식(1)에서와 같이 사업자가 플로별로 설치한 Marker 내 토큰 버킷의 크기 t_i'에 따라 결정된다. 그림5에서 S1 ~ S3, S14 ~ S16 송신호스트들은 1개의 DiffServ 도메인을 경유하고 S4 ~ S6, S11 ~ S13 송신호스트들은 2개의 도메인을 경유하며, S7 ~ S10들은 3개의 도메인을 경유한다. 각 DiffServ 도메인 내에는 병목인 내부 라우터 C1, C2, C3가 있다. 따라서 S7 ~ S10들은 송신호스트들 중 RTT가 가장 크면서, 가장 많은 3회의 병목 구간을 경유하게 된다. 그리고 각 사용자가 계약한 트래픽의 양을 In-profile 트래픽으로 표기하는 사용자 플로와 연결된 DiffServ 도메인 입구 라우터에서의 기본적인 플로별 Marker (Two Color Marker)는 E1, E5, E6 라우터에 설정되어 있으며, 각 DiffServ 도메인 입구 라우터에 해당하는 E1, E2, E3 라우터에 제안하는 Aggregate Three Color Marker가 설정되어 있다. DiffServ 도메인1에서는 그림5와 같이 10개의 AS플로들이 경유하여 E1 라우터에 있는 Aggregate Three Color Marker의 변수 (R_a, T_a, T_R)의 값은 식(12)로부터 (2660kbps, 270packets, 350packets)로 설정하였고, DiffServ 도메인2와 도메인3에서도 10개의 AS플로들이 경유하므로 같은 방식으로 E2와 E3 라우터에 있는 Aggregate Three Color Marker의 변수 (R_a, T_a, T_R)의 값도 (2660kbps, 270packets, 350packets)로 설정하였다.

그림5에서 각 DiffServ 도메인 내 C1, C2, C3 병목 내부 라우터에 대한 RIO-DC 변수 설정은 모두 $b_{i,\max}$(=4)가 $\lambda_{\top op,k}$ 보다 큰 일반적인 경우로서 $\lambda_{\top op,k}$가 3인 경우이다. 그리고 $\lambda_{\top op,k}$와 식(6)으로부터 1/2로 구해진 β에 따라 4Mbps 대역폭의 병목링크 $(=L_k)$에 평균 전송률 2.66Mbps $(L_k/(1+\beta))$의 In-profile 트래픽이 허용된 경우를 나타낸다. 즉 그림5는 AS에 대해 각 송신 호스트가 계약한 평균 전송률 r_i가 0.4Mbps로서, 식(5)의 전체 트래픽 수율 기준 방식에 따라 접속제어가 수행되어 경로상 병목 내부 라우터에서의 β(=1/2)로부터 각 송신 호스트의 Token rate가 0.266Mbps $(r_i' = r_i(1+\beta))$로 설정된 상황을 나타낸다. 이로부터 C1, C2, C3 병목 내부 라우터에 대한 RIO-DC 변수 설정은 2.2절의 내용으로부터 1/2의 β값에 따라 In-profile 패킷들은 237packets의 버퍼 공간과 2.66Mbps의 대역폭을, Out-of-profile 패킷은 118packets의 버퍼공간과 1.34Mbps의 대역폭을 이용하도록 RIO-DC 변수 . 과 을 237packets와 118packets로 설정하였고 버퍼 크기는 400packets로 설정하였다. 한편 모든 E1 ~ E6라우터에서도 RIO-DC 방식을 사용하나 입력 링크 대역폭이 출력 링크 대역폭보다 작아 버퍼에 패킷이 남아 있지 않으므로 설정된 RIO-DC 변수값에 따른 영향은 고려하지 않아도 된다. 각 송신호스트는 TCP Reno를 사용하였고 RIO-DC 방식에서 사용되는 w_q 값은 In-profile 트래픽과 Out-of-profile 트래픽에 대해 동일하게 0.002로 설정하였고, $P_{\max,in}$과 $P_{\max,out}$의 값은 0.02와 0.05를 사용하였다 [10][11].

그림6은 그림5의 라우터에 Adaptive RIO-DC 방식을 적용할 경우 매 구간 τ에서의 각 $init_q_{in}$, $init_q_{out}$ 값에 따라 식(7)에서 허용된 In-profile 트래픽과 Out-of-profile 트래픽의 최대 도착량을 고려하여 식(8), (9), (10)으로 계산되는 $\max ind_in$과 $\min ind_in$ 및 $\max ind_out$과 $\min ind_out$의 변화를 나타낸 것으로 매 구간마다 설정되는 $init_ind_in$, $init_ind_out$은 0.0015로 설정하였다. 그림7은 C1라우터에 Adaptive RIO-DC 방식을 적용했을 때 시간구간 τ 마다 설정된 $\min_in$, $\min_out$ 그리고 ind_in과 ind_out의 변화를 나타낸 것이다. 본 논문에서 $\rho_{\max_in}$은 0.9, $\rho_{\min_in}$은 0.7로 설정하였고, $\rho_{\max_out}$은 0.96, $\rho_{\min_out}$은 0.1로 설정하였다. 그림7로부터 Adaptive RIO-DC 방식을 통해 $\min_in$은 매 구간마다 도착가능한 최대 In-profile 패킷양에 따라 적응적으로 설정되어 ind_in이 설정된 $\min_in$을 초과하지 않아 In-profile 패킷과 Yellow 패킷에 대한 확률적인 Early Random Drop이 발생하지 않음을 알 수 있다. 또한 $\min_out$은 In-profile 트래픽과 Out-of-profile 트래픽이 저장되는 버퍼공간크기의 평균적인 비율, $1:\beta$를 유지하도록 매구간 마다 허용된 Out-of-profile 트래픽의 최대 도착 패킷량에 따라 설정되어 도착하는 Out-of-profile 트래픽량의 증가로 ind_out이 지속적으로 큰 증가를 나타낼 경우 $\min_out$이 감소하여 Out-of-profile패킷에 대한 확률적인 Early Random Drop이 발생함을 알 수 있다.

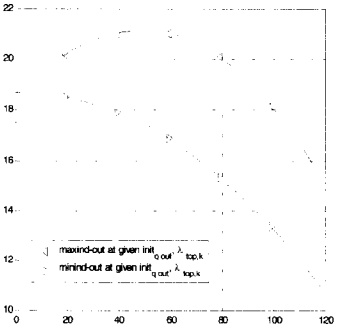


그림 6-(a)

그림 6-(b)

www.dbpia.co.kr
Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd.

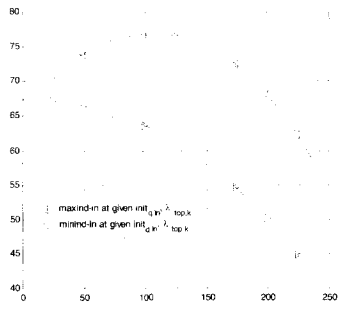


그림 6. Adaptive RIO-DC 방식에서 $\max ind_in$ 과 $\min ind_in$ 및 $\min ind_total$ 과 $\max ind_total$ 의 변화
Fig. 6. Variations of Adaptive RIO-DC Parameters

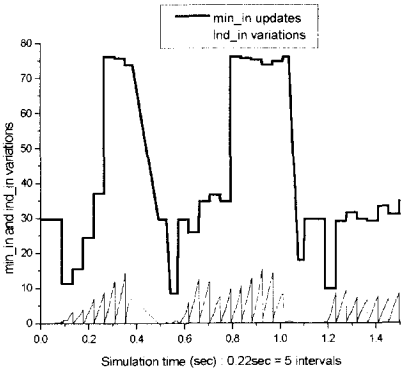


그림 7-(a)

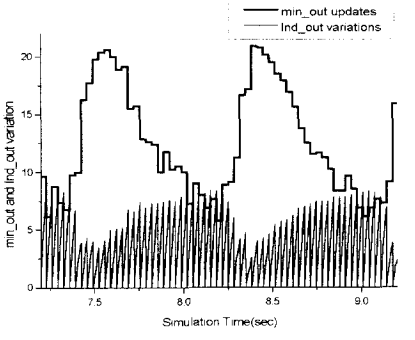


그림 7-(b)
그림 7. min_*in*, min_*out* 및 *ind*_*in* 과 *ind*_*out* 의 변화
Fig. 7. Variations of Adaptive RIO-DC Parameters

그림8은 그림5의 환경에서 RIO-DC와 Adaptive RIO-DC 방식을 사용하고 제안한 Aggregate Three Color Marker (이하 : ATCM)를 적용한 경우와 적용하지 않은 경우에 대해 100초간 개별 플로들의 토큰 손실률을 비교한 결과를 나타낸다. 그림8의 결과로부터 제안한 ATCM은 개별 플로들의 토큰 손실을 감소시키나, 그림8-(a)와 같이 병목 라우터 경유 수가 3인 RTT가 큰 플로들의 토큰 손실을 감소시키지는 못하였다. 그러나 Adaptive RIO-DC 방식과 함께 ATCM을 적용한 경우에는 병목 라우터 경유 수가 3인 플로들의 토큰 손실도 감소시킬 수 있음을 알 수 있고, Adaptive RIO-DC 방식을 사용한 경우에는 RIO-DC 방식을 사용한 경우보다 RTT가 서로 다르고 병목 라우터 경유 수가 다른 플로들에 대해 공평한 토큰 손실률을 나타내어 전체 토큰 손실량은 RIO-DC 방식에 비해 증가하는 것을 알 수 있다. 그림9는 100초간 E1, E2, E3 라우터에서 그림4의 Input Meter와 Output Meter가 경유하는 플로들의 전체 토큰 손실량을 시간에 따라 측정한 결과를 나타낸다. 그림9의 결과로부터 제안한 ATCM을 적용하면 RIO-DC 방식과 Adaptive RIO-DC 방식을 적용한 두 경우 모두에서 발생하는 토큰 손실량을 감소시킬 수 있고, Adaptive RIO-DC 방식을 사용하면 그림 9-(b)와 같이 각 도메인 입구 라우터 E1, E2, E3 에서 발생하는 전체 토큰 손실량의 차이를 감소시킬 수 있음을 알 수 있다. 또한 Output Meter가 측정한 전체 토큰 손실양으로부터 제안한 ATCM의 Yellow Remarking이 Input Meter에서 발생한 전체토큰손실을 보상해주고 있음을 알 수 있다.

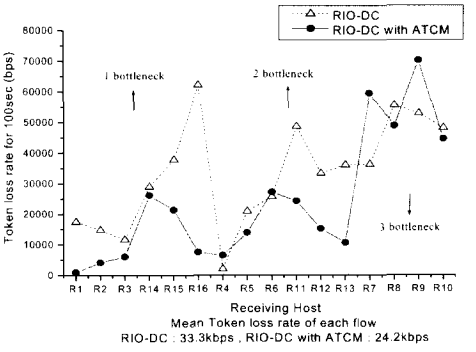


그림 8-(a)

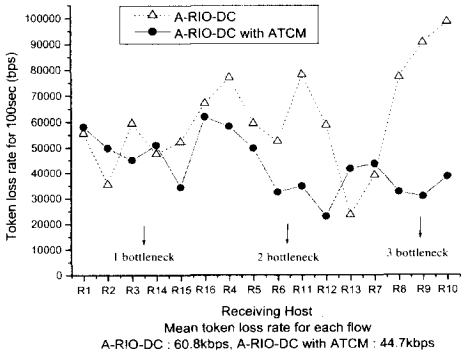


그림 8-(b)
그림 8. 100초간 개별 플로의 토큰 손실률
Fig. 8. Token loss rate of each flow for 100sec

www.dbpia.co.kr
Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd.

그림10은 그림5의 환경에서 각 수신호스트가 수신한 Out-of-profile 데이터율과 In-profile 데이터율의 비율을 나타낸 결과이다. 그림10에서 RIO-DC 방식과 Adaptive RIO-DC 방식을 적용한 경우에 대해서 제안한 ATCM을 적용하면 병목 라우터를 1회, 2회 경유하는 RTT가 상대적으로 작은 플로들에 대해 수신된 Out-of-profile 데이터율을 감소시켜 0.5의 β값에 수렴할 수 있도록 하나, 그림10-(b)와 같이 Adaptive RIO-DC 방식과 함께 ATCM을 적용할 경우에만 병목 라우터 수가 3인 RTT가 큰 플로들의 수신 Out-of-profile 데이터율을 0.5의 β값에 가깝게 유지할 수 있음을 알 수 있다. 그림11-(a)는 그림5의 각 도메인 내 C1, C2, C3 혼잡 라우터에서의 β값을 측정한 결과로서 Adaptive RIO-DC 방식을 사용한 경우가 RIO-DC 방식을 사용한 경우보다 0.5에 가까운 것을 알 수 있다. 그리고 그림 11-(b)에 나타낸 바와 같이 각 혼잡 라우터에서의 링크이용률 성능을 비교한 결과에서는 Adaptive RIO-DC 방식과 ATCM 방식을 함께 적용한 경우가 링크이용률이 가장 높았으며, 제안한 ATCM 방식을 적용한 경우가 적용하지 않은 경우보다 링크이용률 성능이 우수함을 알 수 있다.

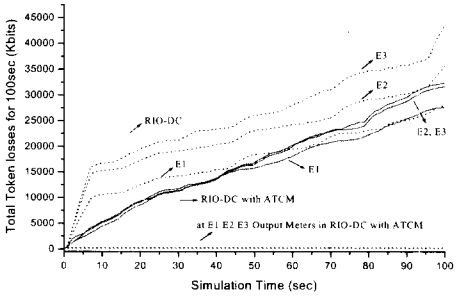


그림 9-(a)

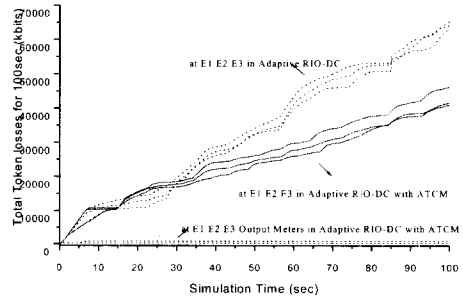


그림 9-(b)

그림 9. 각 egde router에서 발생한 토큰손실양의 변화
Fig. 9. Variations of token losses at each edge router

그림12는 각 수신호스트가 100초간 수신한 전체 데이터율과 In-profile 데이터율을 나타낸다. 그림12의 결과에서 그림8과 9의 결과와 같이 제안한 ATCM을 적용하여 토큰 손실을 감소시킴으로써 각 수신호스트가 수신한 In-profile 데이터율은 ATCM을 적용한 경우가 더 크다. 그리고 그림 12-(a)와 같이 RIO-DC 방식에 ATCM을 적용한 경우는 병목 라우터를 1회, 2회 경유하는 RTT가 작은 플로들에 대해서 수신한 전체 데이터율을 증가시켰고 계약한 0.4 Mbps의 Minimum rate QoS를 제공하였으나 병목 라우터를 3회 경유하는 RTT가 큰 플로들에 대해서는 수신한 전체 데이터율을 증가시키지 못했고 Minimum rate QoS도 보장하지 못하였다. 그러나 그림12-(b)와 같이 Adaptive RIO-DC 방식과 ATCM을 함께 적용한 경우에는 RTT와 병목 라우터 경유 회수가 다른 플로들에 대해서 비교적 공평한 전체 데이터 수율이 제공되었고, 병목 라우터 경유 회수가 3회이고 RTT가 큰 플로들에 대해서도 0.4 Mbps의 Minimum rate QoS가 제공 되었음을 알 수 있다. 그림 12의 결과로부터 다중 DiffServ 도메인 환경에서 다중 병목 구간을 경유하는 경우에도 제안한 ATCM과 Adaptive RIO-DC 방식의 적용으로 플로별 관리의 수행 없이 AS를 사용하는 TCP 플로에게 Minimum Rate QoS를 보장할 수 있고, RTT가 서로 다른 AS 플로들간에 공평성도 보장할 수 있음을 알 수 있다. 그림13은 그림12의 실험에서 ATCM을 적용한 경우 각 수신호스트가 100초간 수신한 Yellow 데이터율 및 In-profile 데이터율과 Yellow 데이터율을 합친 결과를 나타낸다. 그림 13-(a)의 결과로부터 제안한 ATCM은 Adaptive RIO-DC 방식과 함께 적용되었을 때 RTT가 다르고 병목라우터 경유회수가 다른 AS 플로들로부터 전송된 Out-of-profile 패킷들에 대해 플로별 관리 없이 공평하게 Yellow-Remark ing을 수행해 낼 수 있음을 알 수 있다. 또한 그림13-(b)의 결과는 내부 라우터에서 우선권을 갖는 In-profile 패킷과 Yellow 패킷에 대한 데이터 수신율을 합친 결과로서 Adaptive RIO-DC 방식과 ATCM을 함께 적용한 경우가 공평성을 갖는다는 것을 알 수 있다.

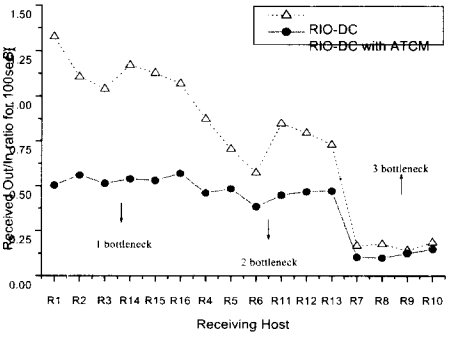


그림 10-(a)

www.dbpia.co.kr
Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd.

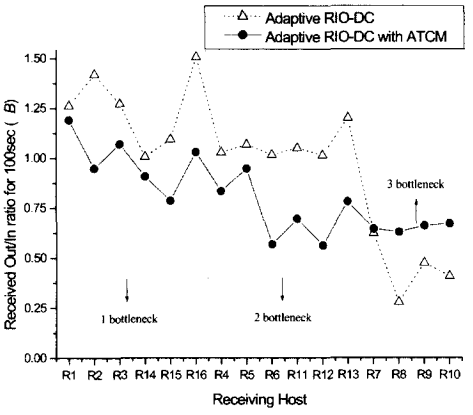


그림 10-(b)

그림 10. 각 수신호스트의 수신 Out/In 비율
Fig. 10. Received Out/In ratio of each host

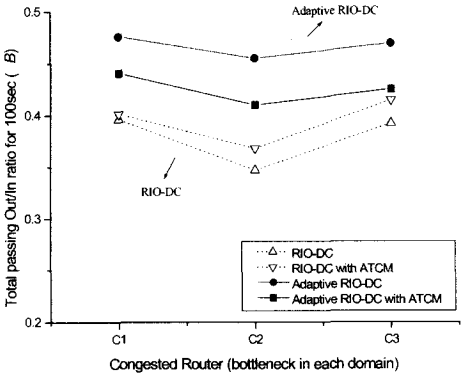


그림 11-(a)

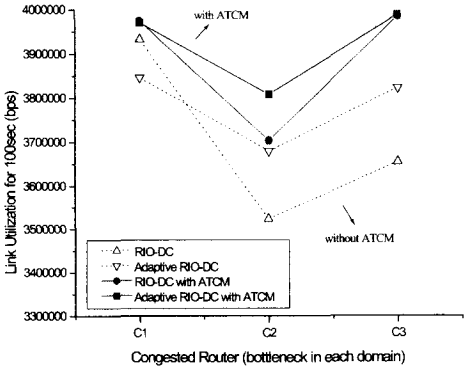


그림 11-(b)

그림 11. 각 혼잡 라우터에서의 링크이용률
Fig. 11. Link utilization at each congested router

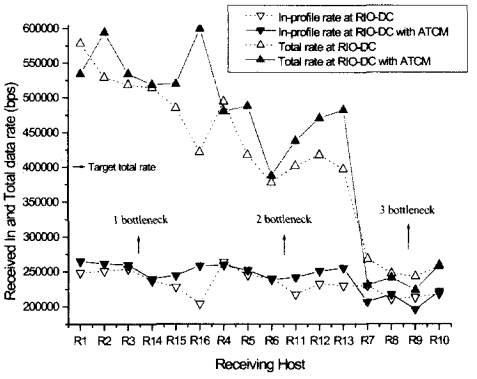


그림 12-(a)

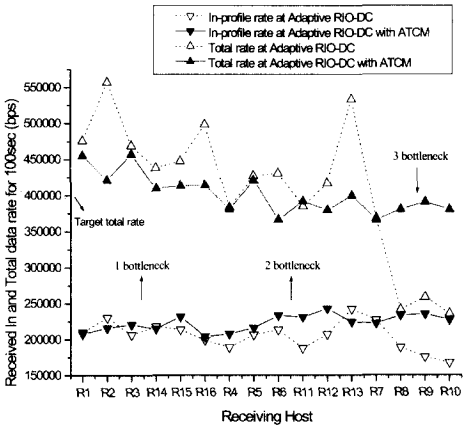


그림 12-(b)

그림 12. 각 수신호스트가 수신한 전체 데이터율
Fig. 12. Total received data rate of each host

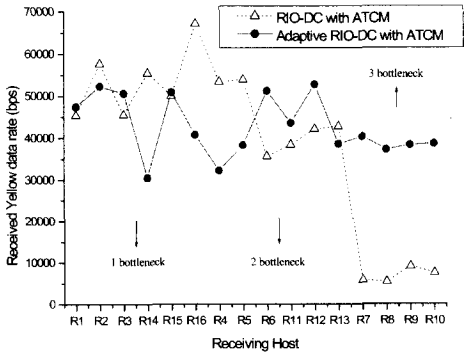


그림 13-(a)

그림 13. 각 수신호스트가 수신한 In과 Yellow 데이터율
Fig. 13. In and Yellow received data rate of each host

www.dbpia.co.kr
Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd.

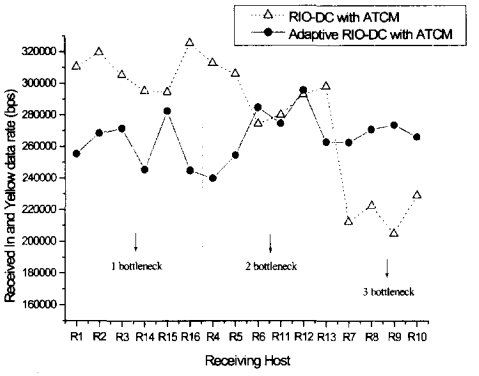


그림 13-(b)
그림 13. 각 수신호스트가 수신한 In과 Yellow 데이터율
Fig. 13. In and Yellow received data rate of each host

Ⅳ. 결 론

본 논문에서는 기존 연구결과와 달리 DiffServ 방식에서 플로별 관리의 수행 없이 AS를 사용하는 TCP 플로에게 Minimum Rate의 QoS를 보장할 수 있는 방안에 초점을 맞추었고, Adaptive RIO-DC 버퍼 운용 방식을 적용하였다. 그리고 이러한 플로별 관리를 수행하지 않는 DiffServ 방식에서 다중 도메인 환경의 다중 병목 구간을 경유하는 경우에 발생하는 AS QoS 성능 저하를 감소시켜 AS의 End-to-End QoS를 향상하기 위해 DiffServ 도메인의 입구 라우터에서 플로별 관리를 수행하지 않는 Aggregate Three Color Marker를 제안하였다. 시뮬레이션 결과는 RTT가 서로 다른 AS 플로들이 다중 DiffServ 도메인 환경에서 다중 병목 구간을 경유하는 경우에도 제안한 ATCM과 Adaptive RIO-DC 방식의 적용으로 플로별 관리의 수행 없이 AS를 사용하는 TCP 플로에게 Minimum Rate QoS를 공평하게 보장할 수 있고, 또한 제안한 ATCM은 Adaptive RIO-DC 방식과 함께 적용할 경우 RTT가 서로 다른 AS 플로들로부터 전송된 Out-of-profile 패킷들에 대해 플로별 관리 없이 공평하게 Yellow-Remarking을 수행해 낼 수 있음을 나타내었다.

참 고 문 헌

[1] M.Carlson, et. al., An Architecture for Differentiated Services, RFC 2475, Dec. 1998.

[2] Xipeng Xiao and Lionel M. Ni, Internet QoS: A Big Picture, *IEEE Network*, pp. 1234-1250, March/April 1999.

[3] V. Jacobson, K. Nichols, and K. Poduri, An Expedited Forwarding PHB, RFC2598, June, 1999.

[4] J. Heinanen, F. Baker, and et. al., Assured Forwarding PHB Group, RFC 2597, June, 1999.

[5] Dovrolis and Parameswaran Ramanathan, A Case for Relative Differentiated Services and the Proportional Differentiation Model, *IEEE Network*, September/October 1999.

[6] S. Shenker, C. Partridge, and R. Guerin, Specification of Guaranteed Quality of Service, RFC 2212, September 1996.

[7] R. Braden and et. al., Resource ReSerVation Protocol (RSVP): Version 1: Functional Specification, IETF RFC 2205, September 1997.

[8] O. Aboul-Magd and Bilel Jamoussi, QoS and Service Internetworking Using Constraint-Route Label Distribution Protocol (CR-LDP), *IEEE Communications Magazine*, pp.134-139, May 2001.

[9] A. Iwata and Norihito Fujita, A Hierarchical Multilayer QoS Routing System with Dynamic SLA Management, *IEEE Journal on Selected Areas in Communication*, vol. 18, no.12, pp. 2603-2616, Dec. 2000.

[10] 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, August 1998.

[11] S. Floyd and V. Jacobson, Random Early Detection gateways for Congestion Avoidance, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 1, no.4, pp. 397-413, August 1993.

[12] W. Feng, D. D. Kandlur, D. Saha, and K. G. Shin, A Self-Configuring RED Gateway, Proceedings of *IEEE INFOCOM*, March 1999.

[13] Makkar, R and et. al., Empirical study of buffer management scheme for DiffServ assured forwarding PHB, Proceedings of *Ninth International Conference on Computer Communications and Networks*, pp. 632-637, 2000.

[14] Won Hyong Park, Saewoong Bahk, and

Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd. www.dbpia.co.kr

Hyogon Kim, A modified RIO algorithm that alleviates the bandwidth skew problem in Internet Differentiated Service, Proceedings of *ICC 2000*, pp. 1599-1603, June 2000.

[15] Wu-chang Feng and et. al., Understanding and Improving TCP Performance Over Networks with Minimum Rate Guarantee, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 7, no.2, pp. 173-187, April 1999.

[16] 허경 외, DiffServ 방식의 Assured Service에서 QoS 보장을 위한 Adaptive RIO 방식의 제안, *한국통신학회논문지*, 제 27권 제 6C호, pp. 581-593, 2002. 6

[17] 허경 외, DiffServ 방식의 Assured Service에서 QoS 보장을 위한 효율적인 자원 할당 방안의 제안 및 성능 분석. *한국통신학회논문지*, 제 27권 제 8호, 2002. 8

[18] Ilias Andrikopoulos and et. al., A Fair Traffic Conditioner for the Assured Service in a Differentiated Service Internet, Proceedings of *ICC 2000*, pp. 806-810, June 2000.

[19] Ikjun Yeom and A.L. Narasimha Reddy, Marking for QoS Improvement, *Computer Commun ications*, vol.1, no.14, pp.35~50, Jan. 2001.

[20] Ikjun Yeom and A. L. Narasimha Reddy, Modeling TCP Behavior in a Differentiated Services Network, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 9, no. 1, pp. 31~46, Feb. 2001.

[21] Ikjun Yeom and A.L. Narasimha Reddy, Impact of Marking Strategy on Aggregated Flows in a Differentiated Services Network, *IEEE Internation al Workshop on QoS*, pp.156-158, May 1999.

[22] Ikjun Yeom and A. L. Narasimha Reddy, Realizing Throughput Guarantees in a Differentiated Services Network, *IEEE International Conference on Multimedia Computing and Systems*, pp. 372-376, May 1999.

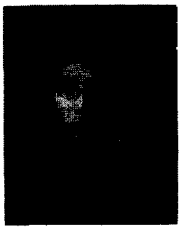
[23] 허경 외, DiffServ 방식에서 Assured Service의 QoS 보장을 위한 RIO 및 RIO-DC 방식의 성능 비교, *한국통신학회논문지*, 제 27권 제4C호, pp. 342-352, 2002. 4

허 경(Kyeong Hur) 정회원

1998년 2월: 고려대학교 전자공학과 학사
2000년 2월: 고려대학교 전자공학과 석사
2000년 3월~현재: 고려대학교 전자공학과 박사과정 재학 중

<주관심분야> 통신네트워크 설계 및 성능분석, IP 네트워크, 이동 멀티미디어 시스템

박 지 훈(Ji-Hoon Park) 준회원



2002년 2월: 고려대학교 전자공학과 학사
2002년 3월~현재: 고려대학교 전자공학과 석사과정 재학 중

<주관심분야> 통신네트워크 설계 및 성능분석, IP 네트워크

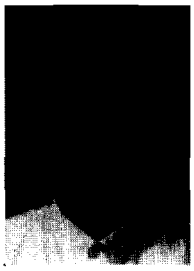
노 영 섭(Young-Sup Roh) 정회원

1988년 2월 : 인하대학교 전자공학과 학사
1996년 8월 : 한국과학기술원 정보및통신공학과 석사
1999년 3월~현재: 고려대학교 전자공학과 박사과정 재학 중
1987년 11월 ~ 1998년 3월 : LG 전자 선임연구원
1998년 3월 ~ 2001년 2월 : 청강문화산업대학교이동통신과(조교수)
2001년 2월~현재: (주)싸이버뱅크상무이사(CTO)

<주관심분야> Mobile Computing, 디지털 무선/이동통신, 시그널 프로세싱, IP 네트워크

www.dbpia.co.kr
Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd.

엄 두 섭(Doo-Seop Eom) 정회원



1987년 2월: 고려대학교 전자공학과 학사
1989년 2월: 고려대학교 전자공학과 석사
1999년 3월: 일본오사카대학 정보통신공학과 박사
1989년 2월~1999년 8월: 한국전자통신연구소 연구원
1999년 9월~2000년 8월: 원광대학교 전임강사
2000년 9월~현재: 고려대학교 전기전자전파공학부 부교수

<주관심분야> 통신네트워크 설계 및 성능분석, 무선 Ad-hoc 망, IP 네트워크

차 균 현(Kyun Hyon Tchah) 정회원

1965년 2월: 서울대학교 전기공학과 학사
1967년 6월: 미국 일리노이 공과대학 석사
1976년 6월 : 서울대학교 전자공학과 박사
1977년 3월~현재: 고려대학교 전자공학과 교수
1998년 1월~1998년 12월: 한국통신학회 회장
1998년 4월~현재: 한국전자통신연구원 부이사장

<주관심분야> 통신 이론, 이동 통신, 위성 통신, 이동 멀티미디어 시스템

Copyright (C) 2002 Nuri Media Co., Ltd. www.dbpia.co.kr