

# IEEE 802.17 레질리언트 패킷링을 위한 대역폭 재분배 기반 공정성 제어 방식

김태준<sup>†</sup>, 김황래<sup>\*\*</sup>

## 요 약

미래 근거리망, 도시망 및 광역망을 위해 최근에 표준화된 IEEE 802.17 레질리언트 패킷링의 공정성 제어 방식은 비대칭 과부하에서 지연지터 특성을 악화시키고 대역폭 손실까지 초래하는 문제점을 갖고 있다. 본 논문은 이러한 문제를 해결하기 위해 기존 방식과 호환성을 유지하는 대역폭 재분배 기반 공정성 제어 방식을 제안한다. 제안된 방식에서 체증노드는 상단노드들의 병목링크 사용을 통제할 결과 얻어지는 병목링크의 가용 대역폭을 측정하고 대역폭이 더 필요한 상단노드의 수를 추정하여 최적 공정속도를 계산하며, 계산된 공정속도를 상단노드로 통보하여 가용 대역폭을 재분배 한다. 성능평가 결과 단 2회의 재분배 시도로 가용 대역폭의 95%를 공평하게 분배하였다.

## Bandwidth Redistribution Based Fairness Control Method for the IEEE 802.17 Resilient Packet Ring

Tae Joon Kim<sup>†</sup>, Hwang Rae Kim<sup>\*\*</sup>

## ABSTRACT

The IEEE 802.17 Resilient Packet Ring (RPR) for future Local, Metropolitan, and Wide Area Networks was recently standardized, but it still suffer from delay jitter deterioration and even some bandwidth loss under unbalanced overload. In order to overcome these drawbacks, this paper proposes a bandwidth redistribution based fairness control method, compatible with the legacy one, in which each congested node measures the amount of available bandwidth of its bottleneck link resulted from regulating upstream nodes' shares of the link bandwidth, calculates optimal fair rate with the number of upstream nodes requiring more bandwidth, and then redistributes the available bandwidth to the upstream nodes by advertising the rate. The performance evaluation results show that the proposed method fairly redistributes 95% of the bottleneck link bandwidth with even only two redistributions.

**Key words:** RPR, MAN(도시망), Fairness Control(공정성 제어), Packet Ring(패킷링)

## 1. 서 론

IEEE 802.17 워킹그룹에 의해 표준화된 RPR (Resilient Packet Ring)[1]은 근거리망에서 널리 사

용되고 있는 이더넷 기술과 도시망에 적합한 링 토폴로지를 결합한 것으로 향후 도시망과 원거리망에서 뛰어난 신뢰성과 효율성을 갖는 광 이더넷 서비스를 제공할 수 있게 될 것으로 기대된다. RPR은 링이나

※ 교신저자(Corresponding Author): 김태준, 주소: 충남 천안시 부대동 275번지(330-717), 전화: 041)550-0209, FAX: 041)556-6447, E-mail: tjkim@kongju.ac.kr  
접수일: 2005년 10월 25일, 완료일: 2006년 3월 23일

<sup>†</sup> 정희원, 공주대학교 정보통신공학부

<sup>\*\*</sup> 정희원, 공주대학교 컴퓨터공학부  
(E-mail: plusone@kongju.ac.kr)

노드의 장애시 SONET(Synchronous Optical Network)/SDH(Synchronous Digital Hierarchy)에서 정의된 50mS이내의 복구시간을 보장하는 레질리언시(resiliency)를 추구하고, 링의 특성인 공간적 대역폭 재사용으로 우수한 트래픽 처리 능력을 제공하며, 우선순위 서비스를 지원함은 물론 링 대역폭 사용에 있어 공정성을 보장하도록 설계되었다[2].

RPR의 우수한 처리능력은 종래 발신지 노드에서 패킷을 소거하던 방식과는 달리 목적지 노드에서 패킷을 소거함으로써 얻을 수 있는 링 대역폭의 공간적 재사용 덕분이다. 이중 링으로 구성된 RPR에서 링 대역폭의 공간적 재사용 개념도가 그림 1에 도시되어 있다; 노드 1에서 노드  $n$ 으로 향하는 트래픽과 노드  $n+1$ 에서 노드  $M$ 으로 향하는 트래픽이 동시에 전송되므로 링 대역폭의 사용효율이 높아지게 된다. 이러한 목적지 노드 패킷 소거방식은 Cambridge 네트워크에서 처음 도입되어 ATMR[3], Metaring[4] 등에 적용되었고, RPR에도 채택되었다. 그러나 발신지 노드 패킷 소거방식과 달리 목적지 노드 패킷 소거방식은 본질적으로 노드들 사이에 대역폭 사용에 있어 불공평성의 문제를 야기시킨다. 한 예로 그림 1에서 노드 1이 가용 대역폭을 모두 점유하여 노드  $n$ 으로 트래픽을 계속 전송하면 그 사이에 있는 노드들, 노드 2 ~ 노드  $n-1$ , 은 트래픽을 전송할 수 없게 된다. 이러한 불공평성의 문제를 해결하기 위해 목적지 노드 패킷 소거방식을 채택한 링 네트워크는 반드시 공정성 제어 기능을 가져야 한다.

RPR은 현재 여러 도시망에 적용되고 있는 SRP

(Spatial Reuse Protocol)[5]로부터 발전된 AM(Aggressive Mode)을 기본 공정성 제어 방식으로 사용한다. 이 방식은 체증발생시 체증을 유발시킨 상단노드의 트래픽 전송 허용속도를 최저속도로 통제 한 후 체증이 해소되면 주기적으로 늘리는 방식으로 동작하는데, 이로 인해 링 트래픽의 간헐성(burstiness) 특성이 악화되어 지연지터 특성이 나빠지고 병목링크의 대역폭이 손실된다[2].

RPR 공정성 제어 방식의 문제점을 해결하기 위한 기존 연구결과를 살펴보면 다음과 같다; CQMA(Cyclic Queueing Multiple Access)[6]가 제안되어 IEEE 802.17 위원회에서 거론되었지만 CQMA는 예약기반의 매체접근제어 방식을 채택하고 있어 경쟁기반의 이더넷과는 방식 자체가 다르므로 RPR의 규격에 반영되지 않았다. 가상시간 개념을 도입한 DVSR(Distributed Virtual-time Scheduling in Rings)[7]는 정적인 트래픽 환경에서 완벽한 공정성을 보장하고, 수렴시간이 빠른 장점이 있다. 하지만 접근방식이 달라서 역시 RPR 표준화에 반영되지 못했다. [8]에서 대역폭 손실 문제를 해결하기 위해 체증해제 통보기반의 공정성 제어 방식을 제안하였으나 간헐성 특성 악화 문제는 여전히 남아 있다. [9]에서 일반 링 네트워크를 대상으로 간헐성 특성을 개선하는 방안을 제안하였으나 RPR의 공정성 제어방식과 호환성이 없다. 본 연구에서는 표준화된 RPR의 공정성 제어 방식과 호환성을 유지하면서 대역폭 손실뿐만 아니라 간헐성 특성 악화 문제까지 해결할 수 있는 대역폭 재분배 기반 공정성 제어 방식을 제안하고, 제안된 방식의 성능특성을 분석 및 평가한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다; 2장에서 RPR의 공정성 제어 방식과 문제점을 살펴보고, 3장에서 제안된 공정성 제어 방식을 기술한다. 4장에서 제안된 방식의 성능특성을 분석한 후 5장에서 성능특성을 평가하고, 6장에서 결론을 맺는다.

## 2. RPR 공정성 제어방식과 문제점

### 2.1 RPR 노드 구조

RPR[1]은 그림 1과 같이 신호전달 방향이 서로 반대인 링-A와 링-B의 이중 링으로 구성되며, 패킷의 전달 거리가 짧은 링을 사용하여 데이터 패킷을 전달한다. 링-A와 링-B가 동일한 형태를 갖고 동일

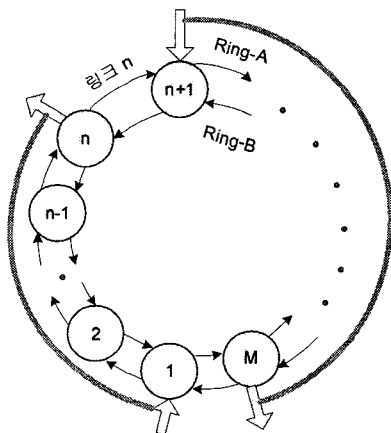


그림 1. RPR에서 공간적 대역폭 재사용 개념

한 방식으로 동작하므로 링-A를 기준으로 설명한다. 각 노드는 자신의 트래픽(이하 노드 트래픽)을 보관하는 전송버퍼와 상단노드들의 노드 트래픽을 중계하기 위해 잠시 보관하는 중계버퍼를 구비하고 있다. RPR은 3 등급의 우선순위를 지원하도록 설계되었으므로 각 노드 내부에는 그림 2와 같이 HP(High Priority), MP(Medium Priority) 및 LP(Low Priority)의 3가지 전송버퍼가 구비된다. HP, MP 및 LP 전송버퍼 트래픽을 각각 A, B 및 C급 트래픽이라고 하는데, B급 트래픽은 각 노드별로 미리 정해진 양으로 제한되는 B-CIR(Committed Information Rate) 트래픽과 이를 초과하는 B-EIR(Excess Information Rate) 트래픽으로 세분화된다. 하나 또는 두개의 중계버퍼를 구비할 수 있는데, 두개를 구비할 경우 그림 2와 같이 A급 트래픽을 보관하는 PTQ(Primary Transit Queue)와 B와 C급 트래픽을 보관하는 STQ(Secondary Transit Queue)로 구성된다.

서비스 품질이 지원되는 A급 및 B-CIR 트래픽은 자원예약에 의해 각 노드에서 링에 가해지는 부하의 양이 제한되므로 링 대역폭의 사용에 있어 노드들 사이에 불공평성의 문제가 예방된다. 반면 B-EIR 및 C급 트래픽의 경우 각 노드가 전송하는 트래픽량을 사전에 통제하지 않으므로 목적지 노드 패킷 소거방식의 본질적인 문제인 불공평성의 문제가 발생하는데, 이러한 문제를 해결하기 위해 공정성 제어 방식이 사용된다.

2.2 RPR 공정성 제어 방식

입의노드  $n$ 에서 공정성 제어의 대상이 되는 FE(Fairness Eligible) 트래픽은 전송버퍼에 보관되는 자신의 B-EIR 및 C급 트래픽과 STQ에 보관되는

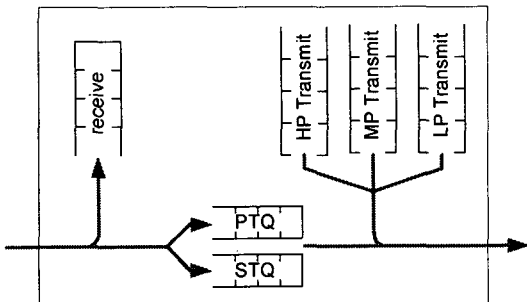


그림 2. RPR의 중계 및 전송 버퍼 구조

상단노드의 B-EIR 및 C급 트래픽의 두 가지가 있는데, 편의상 전자를 전송버퍼 트래픽, 후자를 STQ 트래픽이라 하자. 참고로 본 연구는 공정성 제어에 관한 것이므로 모든 트래픽 흐름(이하 흐름)은 바로 FE 트래픽 흐름을 의미한다. 노드  $n$ 의 STQ에 대기중인 트래픽량을  $X[n]$  으로 표기하자. 전송할 트래픽 선택에 사용되는 임계치  $L_B$  가 정의되는데,  $X[n] > L_B$  이면 STQ 트래픽을 우선적으로 처리하고, 아니면 전송버퍼 트래픽을 우선적으로 처리한다.

그림 1에서 노드  $n$ 의 출력링크인 링크  $n$ 을 지나가려는 FE 트래픽 흐름들의 전송속도 합을  $O[n]$ , FE 트래픽에 할당된 링크  $n$ 의 속도(대역폭)를  $C[n]$ 으로 표기하자.  $O[n] < C[n]$ 이면 링크  $n$ 에  $(C[n]-O[n])$  만큼의 가용 대역폭이 발생하나,  $O[n] \geq C[n]$ 인 상태가 일정시간 지속하면 링크  $n$ 은 병목링크가 되고, 노드  $n$ 은 체증상태에 돌입한다. 이때 링크  $n$ 을 지나가는 흐름을 체증흐름이라 하고, 요구 전송속도가 0인 체증흐름을 발생시키는 상단노드를 비활성 상단노드, 요구 전송속도가 0이 아닌 체증흐름을 발생시키는 상단노드를 활성 상단노드라 한다. 각 상단노드가 발생시키는 체증흐름은 목적지 노드를 서로 달리 하는 다수의 부 체증흐름으로 구성될 수 있다. 참고로 본 논문에서 사용되는 두 가지 용어인 속도와 대역폭은 같은 의미를 가지며, 모두 bps(bit per second)의 단위를 갖는다. 공정성 제어를 위해 사용되는 제어 패킷을 공정성 패킷이라 하는데, 링-A로 전달되는 트래픽에 대한 공정성 패킷은 링-B를 통해서 상단노드로 전달하고 반대로 링-B로 전달되는 트래픽에 대한 공정성 패킷은 링-A를 통해서 상단노드로 전달한다.

RPR의 과부하는 노드  $n$ 을 중심으로 상단노드에 과부하가 발생하는 경우와 노드  $n$ 에 과부하가 발생하는 경우의 두 가지로 나뉘볼 수 있다. 편의상 전자를 A-유형 과부하, 후자를 B-유형 과부하라 하자. B-유형 과부하의 경우 STQ와 전송버퍼 서비스 원칙에 따라  $X[n] > L_B$  이면 STQ 패킷을 우선적으로 처리하기 때문에 노드  $n$ 의 과다한 트래픽 전송이 통제되어 상단노드에 가해지는 불공평성이 해소된다. 반면 A-유형 과부하의 경우 상단노드의 트래픽 전송을 통제하지 않으면  $X[n] > L_B$  가 되어 노드  $n$ 은 트래픽을 전송할 수 없게 된다. 따라서 A-유형 과부하에

의해 노드  $n$ 에 체증이 발생하는 경우 활성 상단노드의 체증흐름 전송을 통제하고, 체증이 해소되면 전송 통제를 해제하는 공정성 제어가 요구된다.

RPR의 공정성 제어 동작을 살펴보자. 임의 노드  $n$ 은 fwd\_rate[n]와 add\_rate[n]의 두 바이트 카운터로 매 관측구간(decay interval)마다 STQ와 전송버퍼의 서비스 속도를 측정하여 다음 조건이 성립하면 체증이 발생한 것으로 판정한다;

$$X[n] > L_H \text{ 또는 } (\text{fwd\_rate}[n] + \text{add\_rate}[n]) > C[n], \quad (2.1)$$

여기서  $L_H (< L_B)$ 는 체증발생 여부를 판단하는 임계값이다.

체증발생을 검출한 노드(이하 체증노드)는 공정성 패킷을 사용하여 자신의 전송버퍼 서비스 속도, 즉 add\_rate[n] (이하 최저 공정속도라 함)를 상단노드에게 통보하고, 상단노드는 통보받은 최저 공정속도로 체증흐름의 전송 허용속도를 설정한다. 참고로 상단노드에서 체증흐름의 서비스 속도, 즉 전송속도는 그 흐름의 요구 전송속도와 전송 허용속도 중 작은 값이 된다. 체증노드는 매 관측구간(decay interval)마다 체증해소 여부를 조사하는데, (2.1)의 조건이 성립하지 않으면 체증이 해소된 것으로 판정하고, 널(null)값의 공정속도를 상단노드로 통보한다. 널값의 공정속도를 통보받은 상단노드는 매 관측구간마다 다음 공식 (이하 속도증가 함수)에 의해 체증흐름의 전송 허용속도를 증가시킨다;

$$a_i^k = (C[i] - a_i^{k-1}) / \text{계수}, \quad (2.2)$$

여기서  $a_i^k$ 는 노드  $i$ 에서  $k$ 번째 관측구간에서 체증흐름의 전송 허용속도,  $a_i^0$ 는 최저 공정속도, 그리고 계수는 활성 상단노드의 수를 의미하는데 64의 기본값을 갖는다[1].

RPR 공정성 제어 방식은 RIAS(Ring Ingress Aggregated with Spatial Reuse) 공정성을 추구한다 [7,10]. 체증 노드  $n$ 의 활성 상단노드의 수가  $P$ 라 할 때 RIAS 공정성 하에서 대역폭 분배는 다음과 같이 이루어진다;  $C[n]$ 을  $P$ 개의 노드에게 균등 분배하고, 어떤 노드가 자신에게 할당된 대역폭을 사용하지 못할 경우 남은 대역폭을 다른 활성 상단노

드들에게 균등 분배한다. 그리고 각 노드는 자신에게 할당된 대역폭을 자신이 발생시킨 부 체증흐름들에게 균등 분배한다.

### 2.3 RPR공정성 제어 방식의 문제점

체증발생시 모든 상단노드의 체증흐름 전송 허용속도를 최저 공정속도로 강력하게 통제하므로 병목링크  $n$ 에 가해지는 부하  $O[n]$ 은  $C[n]$ 보다 작아져  $X[n]$ 는 감소하게 된다.  $X[n]$ 가 줄어들어 0이 되면 과부하임에도 불구하고 증계버퍼에 대기중인 패킷이 없어 병목링크를 사용하지 못하는 대역폭 손실 현상이 발생하므로 체증해소 검출 즉시 상단노드의 체증흐름 전송 허용속도를 높이도록 해야 한다. 종래 방식은 각 상단노드가 자신의 체증흐름 전송 허용속도를 높임에 있어 병목링크의 가용 대역폭이 얼마이던, 전송 허용속도보다 요구 전송속도가 더 높은, 즉 대역폭이 부족한 활성 상단노드가 몇 개이던 상관없이 미리 정해진 (2.2)의 속도증가 함수에 의해 전송 허용속도를 높이는 방법을 사용하고 있다. 이 결과 각 상단노드의 체증흐름 전송 허용속도는 최저 공정속도에서 체증노드가 또 다시 체증상태에 돌입하게 되는 어떤 속도까지 증가하는 과정이 반복된다. 이로 인해 링 트래픽의 간헐성 특성이 나빠져 지연지터가 증가한다[7].

한편 (2.2)에서 계수는 64의 값을 갖는데, 이는 활성 상단노드의 수를 알 수 없어 표준안[1]에서 권고한 기본값이다. 활성 상단노드의 수가 64보다 아주 작을 경우 (2.2)에 의해 늘어나는 상단노드들의 체증흐름 전송속도 합이 병목링크의 가용 대역폭에 비해 너무 작을 수 있다. 따라서 병목링크에 가용 대역폭이 있다 하더라도 체증노드의 STQ에 대기중인 패킷이 없어서 그 대역폭이 버려지는, 즉 대역폭이 손실되는 현상이 발생할 수 있다. [7]에 따르면 링의 속도가 622Mbps인 레질리언트 패킷링에서 병목링크의 대역폭 손실율은 체증노드의 노드 트래픽의 요구 전송속도에 따라 달라지는데, 50Mbps의 경우 26%, 5Mbps의 경우 15.7%로 분석되어 있다.

### 3. 제안 방식

편의상 하나의 체증노드와  $N$ 개의 상단노드를 갖

는 링 네트워크를 고려하고 체증노드의 번호를 0이라 하자. 그러면 노드 0의 출력링크, 즉 링크 0는 병목 링크가 된다. 상단노드로 통보된 어떤 공정속도  $f$ 보다 높은 요구 전송속도의 체증흐름을 갖는 상단노드를  $f$  활성상단노드라 부르고,  $f$  활성상단노드의 수를  $N_A|f$ ,  $f$  활성상단노드의 집합을  $S(N_A|f)$ , 그리고 임의의 노드  $i$ 의 체증흐름의 요구 전송속도를  $r_i$ 로 표기하자.

어떤 공정속도  $f$  하에서 병목링크에 가용 대역폭이 남아 있을 경우 그 대역폭을  $N_A|f$ 의 추정치로 나누어 값만큼 증가된 새로운 공정속도를 상단노드에게 통보하여 남아 있는 병목링크의 가용 대역폭을 노드집합  $S(N_A|f)$ 에게 재분배 하는 것이 본 방식의 핵심이다. 재분배 이후에도 병목링크에 가용 대역폭이 남아 있을 경우 재분배 과정이 반복된다.  $N_A|f$ 의 추정치는 실제  $N_A|f$  값과 같거나 더 크므로(4장 보조정리 1) 가용 대역폭 보다 더 많은 대역폭을 재분배하는 과잉 재분배가 발생되지 않는다. 따라서 제안된 대역폭 재분배 절차는 바로 RIAS 공정성을 달성하는 일련의 과정이 된다. 참고로 RPR에서 상단노드는 널값이 아닌 공정속도를 통보받을 때 마다 통보받은 공정속도 값으로 자신의 체증흐름의 전송 허용속도를 설정한다.

임의 재분배 사이클  $c$ 가 끝나는 시점에서 상단노드들의 체증흐름 전송속도 합과 병목 링크에서 가용속도(대역폭)를 각각  $R_c$ 와  $A_c$ ,  $(R_c - R_{c-1})$ 을  $\Delta R_c$ , 사이클  $c$ 에 적용된 공정속도를  $f_c$ , 사이클  $(c+1)$ 에서 추가로 할당할 공정속도를  $\Delta f_{c+1}$ , 그리고  $N_A|f_c$ 를  $N_c$ ,  $N_c$ 의 추정치를  $N_c^E$ 로 표기하자. 참고로  $f_{c+1} = f_c + \Delta f_{c+1}$  이 된다. 그리고 사이클  $c$ 가 끝나기 직전  $\Delta T$  시간 동안 측정된  $X[0]$ 의 감소분을  $\Delta X_c[0]$ 라 하자.

제안 방식의 동작 개념도가 그림 3에 도시되어 있다. 체증이 발생, 즉 (2.1) 조건이 성립하면 첫번째 재분배 사이클인 사이클 0이 시작한다. 사이클 0에서 상단노드로 통보되는 공정속도는  $r_0$ , 즉  $f_0 = r_0$ 이다.  $X[0] \leq L_Q$  이면 사이클 0이 끝나게 된다. 여기서  $L_Q$  ( $\leq L_H$ )는 바람직한  $X[0]$  값이다.  $A_0$ 는  $\Delta X_0[0]/\Delta T$ 로 측정되고,  $R_0$ 는  $(C[0] - A_0 - f_0)$ 로 계산되며,  $N_0^E$ 는  $\Delta R_0 (= R_0 - R_{-1})/f_0$ 로 계산된다. 여기서  $R_{-1} = 0$

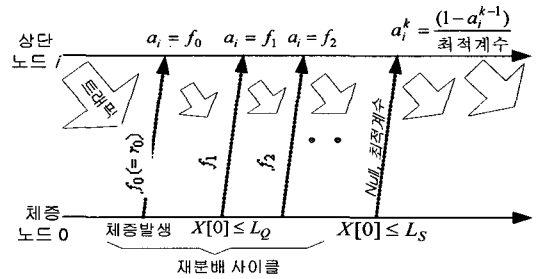


그림 3. 제안 방식의 공정성 제어 동작 개념도

이다. 한편  $A_0$ 을 노드집합  $S(N_0^E)$ 내 모든 노드에게 균등하게 분배해야 하므로 사이클 1에서 추가로 할당할 공정속도  $\Delta f_1$ 는  $A_0/N_0^E$ 가 되고  $f_1 = f_0 + \Delta f_1$ 이 되는데, 바로  $f_1$ 을 상단노드로 통보하면 사이클 1이 시작한다. 사이클 1의 종료 시점에서 마찬가지의 방법으로  $A_1$ 을 측정하고  $R_1$ ,  $\Delta R_1$ ,  $N_1^E$  및  $\Delta f_2$ 를 계산하여  $f_2$ 를 산정한 후 이를 상단노드로 통보하면 다음 사이클인 사이클 2가 시작한다. 이와 같은 대역폭 재분배 사이클은 병목링크에 남아있는 가용 대역폭이 목표치보다 낮아질때까지 반복한다.

임의 체증노드 0에서 수행되는 대역폭 재분배 알고리즘은 다음과 같다;

```

c = 0, R_{-1} = 0, f_0 = r_0 and \Delta f_0 = r_0
while ()
if the current cycle ends
A_c = \Delta X_c[0]/\Delta T //대역폭 계산
if (A_c < 목표치) break
R_c = C[0] - A_c - f_0
N_c^E = \Delta R_c (= R_c - R_{c-1})/\Delta f_c //노드 수 추정
\Delta f_{c+1} = A_c/N_c^E //증가분 계산
f_{c+1} = f_c + \Delta f_{c+1} //공정속도 계산
advertise f_{c+1} //공정속도 통보
c++ //다음 사이클
do while
    
```

사이클 0은 기존 RPR 공정성 제어방식에서 수행되는 체증발생 검출 및 최저 공정속도 통보 과정이므로 본 대역폭 재분배 알고리즘에서 제외된다.

재분배 사이클이 진행되는 동안 체증이 발생하면 다시 사이클 0이 시작되고,  $X_0$ 가 재분배 중단 임계값

$L_S(\leq L_Q)$  이하로 내려가면, 즉  $X_0 \leq L_S$ 이면 대역폭 재분배에 의한 공정성 달성이 실패한 것으로 판단하고 재분배 과정을 중단한다. 재분배 과정 중단 후 기존 RPR 공정성 제어방식과 마찬가지로 널값의 공정속도를 상단노드에게 통보하여 상단노드가 자신의 체증흐름의 전송 허용속도를 높이도록 하는데, 이때 최근에 계산된 활성 상단노드의 수의 추정치, 즉  $N_{c-1}^E$  값을 최적계수값으로 같이 통보하여 상단노드가 (2.2)에 의해 자신의 체증흐름 전송 허용속도 증가시 계수값으로 사용하도록 한다. 최적계수값은 그림 4 와 같이 표준[1]에서 정의된 유형 1 공정성 패킷내 13비트의 예약영역 중 하위 8비트를 이용하여 상단노드에 통보한다. 그리고 상단노드  $i$ 의 체증흐름의 전송 허용속도 초기값  $a_i^0$  은 최근에 통보 받은 공정속도 값으로 설정한다. 참고로 그림 3과 같이 상단노드의 기능은 기존 RPR의 그것과 동일하고 또한 기존 RPR의 공정성 패킷 표준을 준수하므로 기존 RPR과 호환성을 유지함을 알 수 있다.

4. 성능특성 분석

상단노드의 수가  $N$  인 RPR에서 제안된 대역폭 재분배 알고리즘이 RIAS 공정성을 달성하는데 소요되는 수렴시간 특성을 분석한다. RPR 공정성 제어 기능은 A-유형 과부하 하에서만 동작하므로 A-유형 과부하를 전제로 한다.

**보조정리 1:** 연속되는 두 재분배 사이클  $c$  와  $(c+1)$ 에서 각각 공정속도  $f_c$  와  $f_{c+1}$  보다 높은 요구 전송속도의 체증흐름을 갖는 상단노드의 수를 의미하는  $N_c$  와  $N_{c+1}$ , 그리고 이들의 추정치  $N_c^E$  와  $N_{c+1}^E$  사이에 다음의 관계가 성립한다;

Bit 7	Bit 6	Bit 5	Bit 4	Bit 3	Bit 2	Bit 1	Bit 0
버전				예약			
최적계수값							
제어값 (15: 8)							
제어값 (7: 0)							

그림 4. 최적 계수값 수용

$$N \geq N_{c-1} \geq N_c^E \geq N_c \geq N_{c+1}^E \geq N_{c+1} \geq 1, \quad (4.1)$$

여기서  $c \geq 0$  및  $N_{-1} = N$ .

**증명:** 정의에 의해  $\Delta R_c$ 는  $(R_c - R_{c-1})$ 이므로

$$\Delta R_c = \sum_{i \in S(N_{c-1})} (\min(r_i, f_c) - f_{c-1}), \text{ 여기서 } f_{-1} = 0. \quad (4.2)$$

(4.2)는 다음과 같이 전개된다;

$$\Delta R_c = \sum_{i \in S(N_c)} \Delta f_c + \sum_{i \in S(N_{c-1}) \text{ and } i \notin S(N_c)} (r_i - f_{c-1}). \quad (4.3)$$

$$\sum_{i \in S(N_{c-1}) \text{ and } i \notin S(N_c)} (r_i - f_{c-1}) \geq 0 \text{ 이고 } N_c^E = \Delta R_c / \Delta f_c$$

이므로

$$\begin{aligned} N_{c-1} &= \frac{\sum_{i \in S(N_{c-1})} \Delta f_c}{\Delta f_c} \geq N_c^E \\ &= N_c + \frac{\sum_{i \in S(N_{c-1}) \text{ and } i \notin S(N_c)} (r_i - f_{c-1})}{\Delta f_c} \geq N_c. \end{aligned} \quad (4.4)$$

$\Delta R_{c+1}$ 에 대해서도 마찬가지로의 방법으로 전개하면

$$N_c \geq N_{c+1}^E \geq N_{c+1}. \quad (4.5)$$

(4.4)와 (4.5)로부터  $N_{c-1} \geq N_c^E \geq N_c \geq N_{c+1}^E \geq N_{c+1}$ .

한편 공정속도의 값과 상관없이 활성 상단노드의 수는 상단노드의 수  $N$ 을 초과할 수 없고, A-유형 과부하에서 공정속도보다 높은 요구 전송속도의 체증흐름을 갖는 하나 이상의 상단노드가 항상 존재한다. 따라서 (4.1)이 성립한다.

보조정리 1로부터  $N_{c-1} \geq N_c^E \geq 1$ 이므로 다음의 추론이 도출된다.

**추론 1:** 임의 재분배 사이클  $(c-1)$ 에서  $f_{c-1}$  활성 상단노드 수가 1, 즉  $N_{c-1} = 1$ 이면 재분배 사이클  $c$ 에서  $f_c$  활성상단노드 수의 추정치도 1, 즉  $N_c^E = 1$ 이다.

**보조정리 2:**  $N_{c+1}^E = N_c^E$  또는  $N_c^E = 1$ 이면 재분배 사이클  $(c+1)$ 에서 RIAS 공정성이 달성된다.

증 명: 정의에 의해  $N_{c+1}^E = \Delta R_{c+1} / \Delta f_{c+1}$  및  $\Delta f_{c+1} = A_c / N_c^E$  이므로

$$N_{c+1}^E = \frac{\Delta R_{c+1}}{A_c} N_c^E \quad (4.6)$$

(4.6)에서  $N_{c+1}^E = N_c^E$  이면  $\Delta R_{c+1} = A_c$  가 되어  $A_{c+1} = A_c - \Delta R_{c+1} = 0$ , 즉 사이클 (c+1)에서 남아있는 가용 대역폭이 없어지므로 사이클 (c+1)에서 RIAS 공정성이 달성된다. 한편  $N_c^E = 1$  이면 보조정리 1로부터  $N_{c+1}^E = 1$  이 되므로  $\Delta R_{c+1} = N_{c+1}^E f_{c+1} = A_c / N_c^E = A_c$  가 된다. 따라서  $A_{c+1} = A_c - \Delta R_{c+1} = 0$  이 되어 역시 사이클 (c+1)에서 RIAS 공정성이 달성된다.

정리 1. 상단노드의 수가 N 일 때 대역폭 재분배 알고리즘이 RIAS공정성을 달성하는데 요구되는 재분배 시도 횟수는 (2N-1)을 넘지 않는다.

증 명: 추론 1과 보조정리 2에 의해  $N_{c-1} = 1$  이면 재분배 사이클 (c+1)에서 RIAS 공정성이 달성된다. A-유형 과부하이므로 정의에 의해 활성 상단노드의 수는 [1, N] 내 정수 값을 갖는다. 먼저 RIAS 공정성이 달성되지 않는 조건하에서 활성 상단노드의 수가 동일하게 유지되는 최대 재분배 사이클 수, 즉  $K = \max\{(k+1) | N_{c-k} - N_c = 0\}$  을 구하자. 공정성이 달성되지 않기 위한  $N_{c-1}^E \neq N_c^E \neq N_{c+1}^E$  의 조건을 만족하는  $N_{c-2}, N_{c-1}, N_c$  및  $N_{c+1}$ 의 관계는 보조정리 1로부터 다음과 같이 도출된다;

$$N_{c-2} \geq N_{c-1}^E > N_{c-1} = N_c^E = N_c > N_{c+1}^E \geq N_{c+1}. \quad (4.7)$$

(4.7)로부터 K=2가 된다. 따라서 활성 상단노드의 수를 N에서 1개까지 줄이는데 요구되는 최대 사이클 수는 2(N-1)이 된다. 두개의 재분배 사이클이 더 필요하므로 RIAS공정성 달성에 요구되는 최대 재분배 사이클 수는 2N가 되나 기존 RPR 공정성 제어 알고리즘의 체증발생 검출 및 최저 공정속도 통보 과정인 사이클 0을 제외하면 최대 재분배 시도 횟수는 (2N-1)이 된다.

상단노드의 수 N과 RPR 노드의 수 M의 관계를 살펴보자. 이중 링 구조를 갖는 RPR에서 각 노드는 목적지 노드까지 거리가 가까운 링을 통해 데이터 패킷을 전달한다. 따라서 RPR에 연결된 인접 두 노드 사이의 거리 간격이 모두 동일할 경우 M가 짝수이면  $N = M/2$ 가 되고 M가 홀수이면  $N = (M-1)/2$ 가 된다.

임의 체증노드 0에서 재분배 사이클 c 종료 후 재분배되지 않고 남아있는 병목링크의 가용속도  $A_c$ 를 분석해보자. 정의에 의해  $A_c = A_{c-1} - \Delta R_c$ 이고  $A_{c-1} = N_{c-1}^E \Delta f_c$ 이며,  $\Delta R_c$ 는  $N_c^E \Delta f_c$ 로 측정된다.  $\Delta R_c$ 가  $N_c^E$ 에 의해 결정되므로  $A_c$  역시  $N_c^E$ 에 의해 결정된다. 예를 들어  $N_c^E = N_{c-1}^E - 1$ 이면  $\Delta R_c = (N_{c-1}^E - 1)\Delta f_c$ 이므로  $A_c = \Delta f_c$ 가 되고,  $N_{c-1}^E = N_c^E$ 이면 보조정리 2에 의해  $A_c = 0$ 이 된다.  $N_c^E$ 의 가능한 모든 경우에 대한  $A_c$ 의 분석은 아주 복잡하므로 본 논문에서는  $N_j^E = N_{j-1}^E - 1$ , 여기서  $1 \leq j \leq c$ , 이고  $N_0^E = N - 1$ 인 경우에 대해서만 살펴본다.  $A_j = A_{j-1} / N_{j-1}^E$ 이므로  $A_c$ 는 다음과 같이 계산된다;

$$A_c = \frac{A_0}{\prod_{j=1}^c N_{j-1}^E} = \frac{(N-c-1)!}{(N-1)!} (C[0] - (N-1)f_0). \quad (4.8)$$

참고로 A-유형 과부하이므로 (4.8)에서  $(C[0] - (N-1)f_0) > 0$ 이다.

대역폭 재분배 주기  $T_{period}$ 를 살펴보자.  $T_{period}$ 는 왕복지연시간  $T_r$ 와 STQ 트래픽 감소분 측정시간  $\Delta T$ 에 의해 결정된다. 여기서  $T_r$ 란 체증노드의 공정속도 통보가 가장 먼 거리에 있는 상단노드까지 전달되고, 그 상단노드에서 통보된 공정속도에 따라 트래픽 전송을 제어한 결과가 체증노드까지 과급되는 데 소요되는 시간을 의미한다. 링 네트워크에서 Km당 전파지연시간을 p초, 평균 패킷크기를 l 비트, 링의 속도를 s bps,  $\Delta T$ 를 o 패킷전송시간, 링 길이를 d Km라 할 때  $T_{period}$ 는 다음과 같이 결정된다;

$$T_{period} \geq T_r + \Delta T, \quad (4.9)$$

여기서  $T_n = dp$  및  $\Delta T = ol/s$ .

### 5. 성능특성 평가

먼저 수치해석을 통해 제안된 대역폭 재분배 알고리즘이 RIAS 공정성을 달성하는데 소요되는 재분배 시도 횟수를 평가해보자. 평가환경은 다음과 같다; 평가대상 RPR은  $N$  개의 상단노드와 하나의 체증노드 (노드번호 0) 로 구성하고 병목링크의 전송속도를 1로 정규화하며, FE 트래픽만 가해지는 것으로 가정한다. RPR에서 전파지연시간  $p=0.5 \cdot 10^{-5}$  초, 평균 패킷크기  $l=1000$  비트, 링의 속도  $s=10^9$  bps, 100 패킷 전송시간의  $\Delta T$ , 즉  $o=100$ , 링 길이  $d=200$  Km로 가정하고, 95%, 99%, 99.9% 및 99.99%의 4가지 공정 분배 성취 목표치를 고려한다. 본 논문에서 공정 분배 성취도를  $(C_{RIAS}[0]/C[0]) \cdot 100\%$ 로 정의하는데,  $C_{RIAS}[0]$ 는 RIAS 공정성 원칙에 따라 활성 상단노드에게 분배한 병목링크, 즉 링크 0의 대역폭이다. 각 성취 목표치 마다  $N=2, 3, \dots, 64$ 의 각 경우에 대해 100회씩 총 6300회 실험하는데, 각 노드의 체증흐름의 요구 전송속도는 다음의 두 가지 조건을 만족하면서 랜덤한 값을 갖도록 한다;  $\sum_{i=0}^N r_i > 1$  및  $\sum_{i=0}^N \min(r_i, r_0) < 1$ .

그림 5는 4가지 성취 목표치를 달성하는데 요구되는 재분배 시도 횟수의 비율을 보여준다. 95% 목표치인 경우 2회의 재분배 시도로 모두 목표치를 달성하는데, 그 중 83.4%는 1회의 재분배 시도로 목표치를 달성한다. 99% 목표치인 경우 실험의 95%가 2회 이하의 재분배 시도로 목표치를 달성한다. 그림 6은 99.99% 목표치 하에서 2, 10, 32 및 64개의 4가지 상단노드의 수에 대해 목표치 달성에 요구되는 재분배 시도 횟수의 비율을 보여준다. 이 그림으로부터 노드 수가 많아질수록 더 많은 재분배 시도가 요구됨을 관찰할 수 있다.

공정 분배 성취 목표치를 달성하는데 소요되는 시간, 즉 수렴시간을 평가해보자.  $p=0.5 \cdot 10^{-5}$ ,  $o=100$ ,  $l=1000$ ,  $s=10^9$  및  $d=200$  이므로 (4.9)에 의해  $T_{period} \geq 1.1$  ms로 계산된다. 따라서 6300회 실험 모두 2회의 재분배 시도로 목표치를 달성하는 95% 성취 목표치의 경우 수렴시간을 2.2ms까지 줄일 수 있

고, 99.99% 성취 목표치의 경우 그림 5에서 5회의 재분배 시도가 요구되므로 수렴시간을 5.5ms까지 줄일 수 있다.

다음으로 기존방식과 제안방식에 대해 모의실험을 통해서 상단노드의 체증흐름 전송속도와 체증노드의 STQ 에 대기중인 트래픽을 비교 평가해보자. [7]에서 사용된 실험 RPR(하나의 상단노드와 체증노드로 구성되며 FE 트래픽만 가해짐)에 대해 SMPL(Simulation Model Programming Language) [11]에 RPR 루틴을 추가하여 모의실험을 수행한다. 상단노드와 체증노드의 체증흐름 전송 요구속도는 각각 1Gbps와 200Mbps, 병목링크의 속도는 1Gbps로 가정한다. 실험 결과는 그림 7과 8에 도시되어 있다. 그림 7은 상단노드의 체증흐름의 전송속도를 보여준다. 체증노드는 항상 200Mbps의 속도로 트래픽을 전송하므로 상단노드에 할당되는 RIAS 공정속도는 0.8Gbps가 된다. 그림에서 기존방식은 200Mbps

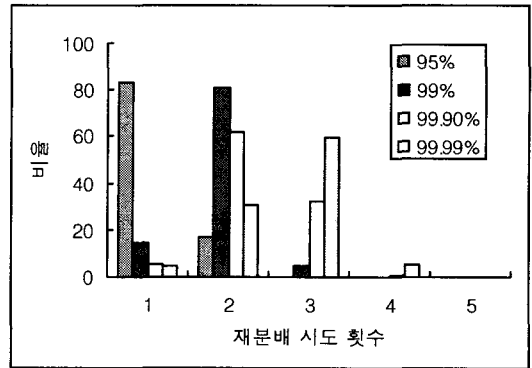


그림 5. 목표치 달성에 요구되는 재분배 시도 횟수

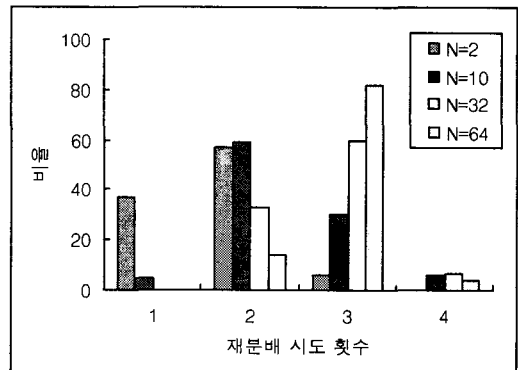


그림 6. 99.99% 목표치 달성에 요구되는 재분배 시도 횟수



와 1Gbps사이에 진동하는 모습을 보여주는데, 긴 시간 측면에서 볼 때 0.8Gbps의 RIAS 공정속도를 보장하나 간헐성 특성이 나뉘어 관찰할 수 있다. 반면 개선방안 2는 단 1회의 재분배 시도로 0.8Gbps의 RIAS 공정속도를 완벽히 보장함을 관찰할 수 있다.

그림 8은 체증노드의 STQ에 대기중인 패킷 수를 보여준다. 그림에서 음수의 값은 STQ에 대기중인 패킷이 없어 사용하지 못한 대역폭에 상응하는 패킷 수를 보여주는 것으로 병목링크의 대역폭 손실을 의미한다. 기존방식의 경우 병목링크에서 대역폭 손실이 관찰되나 제안방식의 경우 대역폭이 손실되지 않는다. 그리고 제안방식의 경우 STQ에 대기중인 패킷 수가 일정해지는데, 이는 모든 시간 구간에 대해 완벽하게 RIAS 공정성이 달성되기 때문이다.

6. 결 론

IEEE 802.17에서 표준화된 RPR의 공정성 제어 방식이 안고 있는 대역폭 손실과 링 트래픽의 간헐성

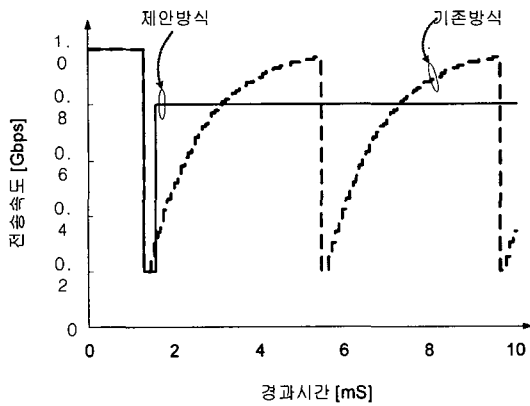


그림 7. 상단노드의 체증흐름 전송속도 비교

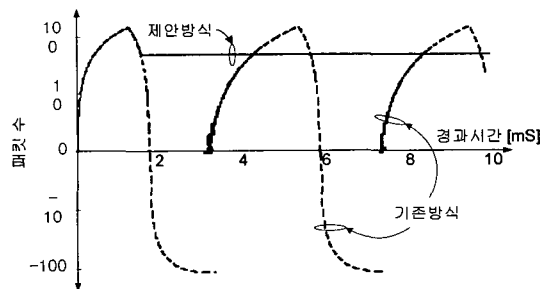


그림 8. STQ에 대기중인 패킷 수 비교

특성 악화 문제를 해결하기 대역폭 재분배 기반 공정성 제어방식을 제안하였다. 제안방식에서 공정성을 달성하기 위해 요구되는 재분배 시도 횟수는 상단노드의 수  $N$ 에 대해  $(2^N - 1)$ 을 넘지 않음을 증명하였다. 그리고 200Km의 링 길이, 1Gbps의 링 속도 및 2 ~ 64개의 상단노드를 갖는 RPR 네트워크를 대상으로 실험한 결과 2회의 재분배 시도로 가용 대역폭의 95%를, 5회의 재분배 시도로 가용 대역폭의 99.99%를 공정하게 분배하였으며, 이때 소요되는 수렴시간은 각각 2.2ms와 5.5ms까지 줄일수 있음을 확인하였다. 또한 간단한 RPR을 대상으로 대역폭 재분배 방식을 모의실험 해본 결과 대역폭 손실뿐만 아니라 간헐성 특성 악화 문제까지 해결됨을 확인할 수 있었다.

참 고 문 헌

[ 1 ] IEEE Standard 802.17: *Resilient Packet Ring* (Draft Version 1.0), <http://ieee802.org/17>, 2002.  
 [ 2 ] F. Davik, M. Yilmaz, S. Gjessing and N. Uzun, "IEEE 802.17 Resilient Packet Ring Tutorial," *IEEE Communications Magazine*, No. 3, pp. 112-118, 2004.  
 [ 3 ] K. Imai, T. Ito, H.Kasahara, and N. Morita, "ATMR: asynchronous transfer mode ring protocol," *Compt. Networks and ISDN Systems* 26, pp. 785-798, 1994.  
 [ 4 ] I.Cidon and Y.Ofek, "METARING-A Full-Duplex Ring with Fairness and Spatial Reuse," *IEEE Trans on Communications*, Vol.41, No.1, pp. 110-120, 1993.  
 [ 5 ] D. Tsiang and G. Suwala, "*The Cisco SRP MAC Layer Protocol*," IETF, RFC 2892, Aug. 2000.  
 [ 6 ] J.H. Schuringa, G. Remsak, H.R. Van As, and A. Lila, "Cyclic Queueing Multiple Access (CQMA) for RPR Networks," *Proc. NOC2002*, pp. 285-292, 2002.  
 [ 7 ] V. Gambiroza, P. Yuan, L. Balzano, Y. Liu, S. Sheafor, and E. Knightly, "Design, Analysis, and Implementation of DVSR: A Fair, High Performance Protocol for Packet Rings,"

*IEEE/ACM Trans. Networking*, Vol.12, No.1, pp. 85-102, 2004.

- [ 8 ] T. J. Kim, "An Enhanced Fairness Algorithm for IEEE 802.17 Resilient Packet Ring," *IEICE Trans. Commun.*, Vol. E88-B, No.5, pp. 2182-2184, 2005.
- [ 9 ] L. Tan, H. Wang, and M. Zukeman, "Adaptive Bandwidth Allocation for Metropolitan and Wide-Area Networks," *IEEE Communications Letter*, Vol. 9, No. 6, pp. 561-563, 2005.
- [10] E. Knightly, "RIAS Fairness Reference Model," <http://www.ece.rice.edu/networks/RIAS>.
- [11] M. H. MacDougall, *Simulating Computer Systems, Techniques and Tools*, MIT Press, 1987.



김 태 준

1980년 2월 경북대학교 전자공학과 졸업  
 1982년 2월 한국과학기술원 전자공학 석사  
 1999년 3월 한국과학기술원 전자공학 박사

1982년 3월 한국전자통신연구원  
 1996년 3월 천안공업대학교 교수  
 2005년 3월~현재 공주대학교 정보통신공학부 부교수  
 관심분야: 고속통신망, VoIP, 트래픽제어



김 황 래

1982년 중앙대학교 공과대학 컴퓨터공학과 /공학사  
 1991년 중앙대학교 대학원 컴퓨터공학과/공학석사  
 1994년 중앙대학교 대학원 컴퓨터공학과/공학박사 수료

1983~1994 한국전자통신연구원 선임연구원  
 1994~현재 공주대학교 컴퓨터공학부 교수  
 관심분야: 컴퓨터네트워크, 네트워크 보안, 컴퓨터 시뮬레이션