

체증해제 통보에 방식에 의한 IEEE 802.17 레질런트 패킷 링의 성능개선 연구

정회원 김 태 준*

A Congestion release Advertisement Method to Improve the IEEE 802.17 Resilient Packet Ring

Tae-joon Kim* *Regular Members*

요 약

근거리망의 이더넷 기술과 도시망에 적합한 링 토폴로지를 결합하여 성능이 뛰어나고 고장에 강하며 근거리망과의 호환성을 유지하는 RPR(Resilient Packet Ring)이 도시망의 핵심기술로 떠오르고 있다. IEEE 802.17에서 RPR에 대한 표준화가 완성중인데, 공평한 대역폭의 사용을 보장하기 위해 설계된 RPR의 공정성 제어기법이 비대칭 과부하 트래픽 환경에서 성능저하를 초래하는 문제점을 안고 있다. 본 논문에서는 이러한 성능저하 문제를 해결하기 위해 체증해제 통보 기반의 공정성 제어방식을 제안하고 이의 성능을 분석한다. 제안된 방식에서는 체증 발생노드가 자신의 체증해제 여부를 판단하여 상단노드로 통보하면 상단노드는 하단노드의 체증을 해소하기 위해 제한하였던 자신의 트래픽 전송속도를 즉시 원래의 속도로 복구한다. 제안된 방식은 종래의 공정성 제어방식과 호환성을 가지며 체증해제 임계값의 선택에 의해 성능저하의 정도를 임의대로 조정할 수 있다.

Key Words : Resilient Packet Ring, Metropolitan Area Network, Fairness Control.

ABSTRACT

The IEEE 802.17 Resilient Packet Ring Working Group develops standards to support the development and deployment of Resilient Packet Ring networks in Local, Metropolitan, and Wide Area Networks for resilient and efficient transfer of data packets at rates scalable to many gigabits per second. It was known that the fairness algorithm of the IEEE 802.17 Resilient Packet Ring suffers from throughput degradation under an unbalanced overload. This paper proposes a congestion release advertisement method to improve this throughput degradation and discusses its performance. Under the proposed method, a congested node decides whether its congestion is released or not. If released, it advertises the congestion release to upstream nodes, and then upstream nodes transmit their traffic without any regulation. The proposed method is compatible with the legacy fairness algorithm.

I. 서론

IEEE 802.17 워킹그룹에 의해 표준화 완성중인 도시망 기술 표준인 RPR(Resilient Packet Ring)은

근거리망에서 널리 사용되고 있는 이더넷 기술과 도시망에 적합한 링 토폴로지를 결합한 것으로 향후 도시망과 원거리망에서 뛰어난 신뢰성과 효율성을 갖는 광 이더넷 서비스를 제공할 수 있게 될 것

* 공주대학교 정보통신공학부 (tjkim@kongju.ac.kr)
논문번호 : KICS2004-12-270, 접수일자 : 2004년 12월 27일

으로 기대된다. RPR은 링이나 노드의 장에서 SONET/SDH에서 정의된 50mS이내의 복구시간을 보장하는 레질런시를 추구하고, 링의 특성인 대역폭의 공간적 재사용으로 우수한 트래픽 처리 성능을 보여주며, 우선순위 서비스를 지원함은 물론 링 대역폭 사용에 있어 공평성을 보장하도록 설계되었다^{[1][2]}.

RPR의 우수한 처리능력은 종래 발신지 노드에서 패킷을 소거하던 방식과는 달리 목적지 노드에서 패킷을 소거함으로써 얻을 수 있는 링 자원의 공간적 재사용 덕분이다. 그림 1에 이중 링으로 구성된 RPR의 공간적 재사용 개념도가 도시되어 있다. 노드 1에서 노드 i로 향하는 트래픽과 노드 i+1에서 노드 N으로 향하는 트래픽이 동시에 전송되므로 링 자원의 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 대역폭 사용에 있어 불공평성의 문제를 야기시키는 본질적인 문제점을 갖는다. 한 예로 그림 1에서 노드 1이 가용한 대역폭을 모두 점유하여 노드 i로 트래픽을 계속 전송하면 그 사이에 있는 노드들, 노드 2~노드 i-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. RPR의 공정성 제어 방식에는 두 가지 동작 모드가 정의되어 있는데, 현재 여러 도시망에 적용되고 있는 SRP(Spatial Reuse Protocol)^[5]로부터 발전된 AM(Aggressive Mode)과 알려진 알로리즘^[6]으로부터 발전된 CM(Conservative Mode)가 그것이다.

AM과 CM의 두 가지 동작 모드를 갖는 RPR의 공정성 제어방식은 비대칭 과부하 트래픽 환경에서 처리능력의 손실을 초래하는 문제점을 안고 있다^{[2][7]}. 이러한 문제점을 해결하기 위해 CQMA 방식이 제안되어^[8] IEEE 802.17 위원회에서 거론되었다. 하지만 CQMA 방식은 예약기반의 매체접근제어 방식을 채택하고 있어 경쟁기반의 이더넷과는 방식 자체가 다르므로 RPR의 규격에 반영되지 않았다. 한편 가상시간 개념을 도입한 DVSR 방식^[7]은 변동하지 않은 트래픽 환경에서 공정성을 완벽히 보장하고, 공정성을 보장하는 수렴시간이 아주 빠른 장점이 있다. 하지만 표준화 완성단계에 와 있는 공정성 제어 방식과는 공평성을 보장하는 접근방식이 상이하여 표준화에 반영되지 못하고 있다. 최근에

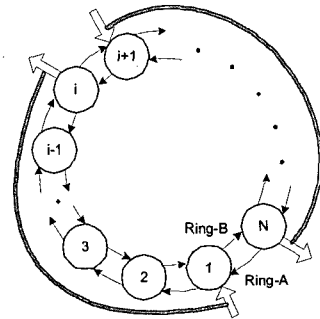


그림 1. 목적지 패킷 소거와 공간적 재사용 개념도

하단노드의 체증해소를 위해 자신의 트래픽 전송을 통제했던 상단노드가 전송 통제를 완화하는 과정에 하단노드의 부하상태를 피드백(feedback)하여 성능저하 문제를 해결하는 접근방식이 시도되었다^[9]. 본 논문에서는 [9]에서 시도된 피드백 방식을 확장하여 체증발생노드가 자신의 체증해제 여부를 판단하게 하고, 체증 해제시 이를 상단노드로 통보하면 상단노드는 자신의 트래픽 전송 통제를 완전히 해제하는 체증해제 통보기반의 공정성 제어 방식을 제안하고 이의 성능특성을 분석한다.

본 논문의 구성은 2장에서 RPR의 공정성 제어 방식과 이의 문제점을 살펴보고, 3장에서 제안된 공정성 제어 방식을 제시하며, 4장에서 제안된 방식의 성능특성을 분석한 후 5장에서 시뮬레이션을 통해 성능특성을 평가하고, 6장에서 결론을 맺는다.

II. RPR 공정성 제어방식과 문제점

2.1 RPR 노드 구조

RPR은 이중 링으로 구성되며 각 노드는 이중 링에 연결된다. 각 노드는 자신의 트래픽을 보관하는 전송버퍼와 상단노드에서 전달된 트래픽을 보관하는 중계버퍼를 구비하고 있다. RPR은 3가지 등급의 우선순위를 지원하도록 설계하였으므로 각 노드 내부에는 그림 2와 같이 3가지 우선순위에 따른 3개의 버퍼, 즉 HP(High Priority), MP(Medium Priority) 및 LP(Low Priority) 전송버퍼가 있다. HP, MP 및 LP전송버퍼 트래픽을 각각 A, B 및 C급 트래픽이라고도 한다. B급 트래픽은 각 노드별로 미리 정해진 양으로 제한되는 B-CIR(Committed Information Rate) 트래픽과 이를 초과하는 B-EIR(Excess Information Rate) 트래픽으로 세분화된다. 그리고 중계버퍼는 하나 또는 두개를 구비할 수 있는데, 두개를 구비할 경우 그림 2와 같이 A급 트래픽을 보관하는

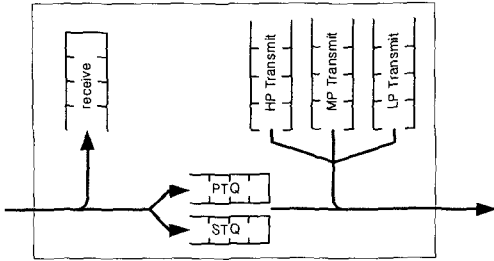


그림 2. RPR의 중계 및 전송 버퍼 구조

PTQ(Primary Transit Queue)와 B와 C급 트래픽을 보관하는 STQ(Secondary Transit Queue)로 구성된다. 각 노드에서 트래픽을 처리하는 방식을 살펴보면 PTQ, A급 및 B-CIR 트래픽을 나열 순서대로 우선적으로 처리하고, 남은 대역폭을 사용하여 B-EIR, C급 및 STQ 트래픽을 공정성 제어 방식에 따라 처리한다. 여기서 B-EIR, C급 및 STQ 트래픽을 공정성 제어의 대상이 되는 FE(Fairness Eligible) 트래픽이라 한다. 본 논문에서는 두개의 중계버퍼를 갖는 RPR과 FE 트래픽을 대상으로 기술한다.

2.2 RPR 공정성 제어 알고리즘

RPR 공정성 알고리즘에는 AM과 CM의 두 가지 동작 모드가 정의되어 있는데, 이들의 기본 동작은 다음과 같다. 체증이 발생한 노드, 즉 체증발생노드가 자신의 체증발생을 상단노드로 통보하면(이때 자신의 공정속도를 알려줌), 상단노드는 통보받은 체증발생노드의 공정속도로 자신의 트래픽 전송 허용속도를 제한하여 하단노드의 체증이 완화되도록 한다. 체증발생노드는 자신의 체증이 완화되었을 때 이를 상단노드로 통보하고, 통보받은 상단노드는 자신의 트래픽 전송 허용속도 값을 주기적으로 증가시킨다. AM과 CM의 주된 차이는 체증발생 검출과 공정속도의 계산에 있는데, AM은 트래픽 부하의 변화에 보다 빨리 적극적으로 대응하는 반면 CM은 보다 조심스럽게 대응한다. 본 논문에서는 IEEE 802.17에서 기본 동작 모드로 정의된 AM을 대상으로 한다.

공정성 제어 동작의 구현을 위해 정해진 관측구간(decay interval) 동안 측정되는 비트 카운트인 fwd_rate와 add_rate가 정의되는데, 전자는 중계 트래픽의 서비스 속도이고, 후자는 노드 자신의 트래픽, 즉 노드 트래픽의 서비스 속도이다. 여기서 서비스 속도는 가해지는 트래픽 량이 아니라 처리되는 트래픽 량을 의미한다. 자세한 공정성 제어 동작은 관련 표준 문서^[2]에 기술되어 있으므로 여기서는

공정성 제어방식의 문제점 분석과 제안된 방식의 이해에 필요한 기본적인 사항만 기술한다. 각 노드는, 예로 노드 n, 매 관측구간마다 자신의 체증상태를 조사하며, 다음과 같은 조건이 만족되면 체증이 발생한 것으로 판정한다,

$$STQ\text{길이}[n] > \text{체증발생검출임계값, 또는} \\ (\text{fwd_rate}[n] + \text{add_rate}[n]) > \text{가용대역폭}[n].$$

여기서 STQ길이[n]는 노드 n의 STQ에 대기중인 트래픽의 양을 의미하고, 체증발생검출임계값의 기본값은 STQ 크기의 1/8로 정의되며, 가용대역폭[n]는 노드 n의 출력링크 대역폭 중 공정성 제어의 대상이 되는 FE(Fairness Eligible) 트래픽에 할당된 대역폭을 의미한다.

체증이 발생, 즉 위의 체증발생 조건이 만족되면 자신의 노드 트래픽 서비스 속도, 즉 add_rate[n]를 담은 체증발생통보 패킷을 상단노드로 발송한다. 여기서 체증발생통보 패킷에 실리는 add_rate[n]은 바로 노드 n의 공정속도를 의미하는데, 이는 상단노드들에게 허용되는 트래픽 전송속도가 된다. 상단노드는 통보받은 공정속도로 자신의 트래픽 전송 허용속도를 의미하는 allow_rate를 설정한다. 각 노드, 예로 노드 m는 하단 노드의 공평한 대역폭 사용을 보장하기 위해 다음과 같은 3가지 조건이 만족되면 자신의 트래픽 전송을 중단한다,

- 1) $\text{add_rate}[m] > \text{allow_rate}[m]$,
- 2) $\text{add_rate}[m] > \text{최대전송속도}[m]$
- 3) 전송버퍼가 비어있지 않은 조건하에서 $\text{add_rate}[m] > \text{fwd_rate}[m]$,

여기서 최대전송속도[m]이란 노드 m가 자신의 트래픽을 전송할 수 있는 최대 허용속도를 의미한다.

체증발생을 검출한 노드, 즉 체증발생노드는 매 관측구간마다 자신의 체증이 완화되었는지를 조사한다. 자신의 체증이 줄어들어 위에 기술된 체증발생 조건이 충족되지 않을 때 체증이 완화된 것으로 판정한다. 체증이 완화되면 체증완화통보 패킷을 상단노드로 발송하는데, 이때 널값의 공정속도를 담아서 발송한다.

체증완화통보 패킷을 받은 상단노드, 예로 노드 m는 자신의 allow_rate[m]를 매 관측구간마다 점진적으로 증가시켜 트래픽 전송 제한값을 늘린다. 매 관측구간마다 증가되는 allow_rate[m]의 속도증가는 다음 식 (1)의 함수에 의해 계산된다,

$$a_k = (C - a_{k-1}) / Coeff \quad (1)$$

여기서 a_k 는 k번째 관측구간의 allow_rate이고, C는 링의 속도이며, Coeff는 계수로서 64의 기본값을 갖는다.

2.3 RPR공정성 제어 방식의 문제점

RPR의 공정성 제어방식은 비대칭 과부하 트래픽 하에서 지속적인 진동에 의해 처리능력 저하, 지연 지터의 증가 등의 문제점을 안고 있다. 이러한 문제점은 참고문헌^{[2][7]}에서 상세히 연구되었다. 본 논문에서는 그림 3과 같이 노드 3개로 구성되는 RPR에서 노드 1은 트래픽 흐름 1을, 노드 2는 트래픽 흐름 2를 전송하는 사례를 들어 문제점을 살펴본다. (흐름 1 요구속도(=C) > (흐름 2 요구속도) < 0.5C 인 비대칭 과부하가 가해진다고 가정하자. 여기서 C는 링크 2의 전송속도이다. 그러면 링크 2에 병목현상이 일어나서 노드 2에 체증이 발생한다. RPR의 공정성 제어는 RIAS(Ring Ingress-Aggregated with Spatial Reuse) 공정성^[10]을 지향하는데, 이는 어떤 병목링크를 지나가는 흐름들을 발생시키는 노드별로 동일하게 그 링크의 대역폭을 분배하는 방식이다. 어떤 흐름이 자신에게 할당된 대역폭 보다 속도가 낮을 경우 남은 대역폭은 다른 흐름에 공평하게 분배된다.

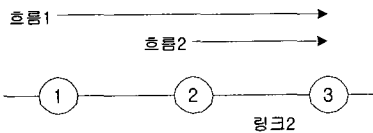


그림 3. 샘플 시나리오

노드 1과 노드 2 사이의 트래픽 흐름 및 노드 1과 노드 2에서 일어나는 동작이 그림 4에 도시되어 있다. 노드 2에서 STQ길이 > 체증발생임계값 조건이 충족되면 체증발생으로 판정되는데, 이때 노드 2는 자신의 공정속도(자신의 add_rate)를 담은 체증발생통보 패킷을 상단노드로 발송한다. 노드 1은 통보받은 공정속도로 자신의 allow_rate를 설정하고, 이 속도범위내에서 트래픽을 전송한다. 그러면 가정에 의해서 노드 2의 add_rate가 0.5C 보다 작으므로 링크 2에 입력되는 흐름 1과 흐름 2의 합이 C보다 작아져서 노드 2의 STQ길이가 줄어든다. 노드 2에서 STQ길이 < 체증발생임계값 조건이 충족되면 체증완화통보 패킷을 상단노드로 발송한다. 그러면

노드 1은 식 (1)의 함수에 의하여 트래픽 전송 허용속도를 점차 증가시킨다. 허용속도의 증가에 의해 흐름 1의 트래픽이 점차 증가한다. 하지만 체증완화를 통보받은 후 다소의 시간이 경과될 때까지는 여전히 속도가 낮아서 링크 2에 가해지는 트래픽의 총 합이 링크 2의 전송능력인 C보다 작게 지속될 수 있는데, 이의 결과로 노드 2의 STQ 길이가 감소되어 STQ길이가 0, 즉 STQ에 대기 중인 트래픽이 없을 수 있다. 그런데 STQ에 대기중인 트래픽이 없는 상황에서도 여전히 링크 2에 가해지는 트래픽의 총 합이 링크 2의 전송능력인 C보다 작게 지속될 수 있는데, 이럴 경우 노드 1에 전송할 트래픽이 있는데도 불구하고 링크 2에서 전송할 트래픽이 없어 병목링크인 링크 2의 대역폭의 일부가 사용되지 않고 그냥 버려진다. 이와 같은 대역폭손실 현상은 링크 2에 가해지는 트래픽의 총 합, 즉 흐름 1과 흐름 2의 합이 링크 2의 전송능력인 C보다 클 때 까지 지속된다. 참고문헌 [7]에 따르면 링의 속도가 622Mbps인 RPR에서 처리능력의 저하는 흐름 2의 속도에 따라 달라지는데, 50Mbps 경우 26%로서 가장 크게 저하되고, 5Mbps 경우 15.7%로 분석되어 있다.

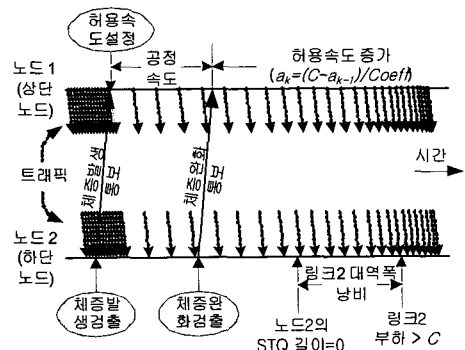


그림 4. 공정성 제어와 대역폭 낭비 개념도

III. 체증해제 통보기반의 공정성 제어방식

3.1 체증해제 통보의 필요성

2장에서 살펴본 바와 같이 체증발생노드로부터 체증완화 통보시 상단노드는 트래픽 전송 허용속도, 즉 allow_rate를 점진적으로 증가시키는데, 증가속도는 하단노드의 체증 해소의 정도와는 상관없이 식 (1)에 의해 결정된다는 점 때문에 성능저하가 발생된다. 증가속도는 계수 Coeff에 반비례하므로 Coeff 값을 줄여서 증가속도를 높일 수 있다. 그러나 증가

속도가 너무 빠르면 하단노드의 체증이 해소되기 전에 또 다시 체증이 발생하여 링의 성능특성이 나빠질 수 있고, 증가속도가 너무 느리면 병목링크에서 대역폭 낭비가 가중될 수 있다. 그래서 64의 기본값이 권장되고 있는데, 이는 활성화, 즉 트래픽을 전송하는 상단노드 수가 64개 정도인 중 규모의 링 네트워크를 기준으로 삼은 것이다. 이와 같이 식 (1)에 의해증가속도를 결정하는 종래의 방법은 하단노드의 체증해소 상태를 전혀 반영할 수 없어 성능 최적화에 그 한계가 있다. 따라서 체증발생노드의 체증해소 상태를 반영하여 상단노드의 트래픽 전송 허용속도의 증가속도를 최적화 할 필요가 있다.

3.2 제안된 공정성 제어방식

그림 5는 그림 3의 샘플 시나리오에 대해 제안된 방식의 동작 개념을 보여준다. 종래 방식의 동작 개념도인 그림 4에서 체증해제검출과 이의 통보 및 전송제한 해제 단계가 추가된다. 노드 2의 체증발생검출 및 통보기능과 노드 1의 전송 허용속도 설정기능은 종래 방식과 동일하나 상단노드인 노드 1에서 체증발생통보 패킷내 발신지 노드 주소를 체증발생노드 레지스트에 기록하여 나중에 그 노드로부터 체증해제 통보가 왔는지를 확인할 수 있도록 해야 한다. 종래 방식과 마찬가지로 노드 1이 체증완화통보를 받으면 식 (1)의 속도증가 함수에 의해 자신의 allow_rate를 늘려나간다.

체증해제 검출기능은 STQ 길이측정 및 체증해제 판정기능으로 구성된다. STQ 길이측정 기능을 상세히 기술하면 다음과 같다. 체증발생을 통보한 노드는 자신의 STQ 길이를 실시간 측정하여 buf_cnt라는 카운터에 수록한다. STQ의 길이는 양수, 0 또는 음수가 될 수 있는데, 양수라 함은 STQ에 트래픽이 쌓여있는 경우이고 0이라 함은 STQ에 쌓인 트래픽이 없는 경우이고, 음수라 함은 출력링크로 전달할

트래픽이 없어 출력링크의 전송능력이 낭비되었음을 의미한다. STQ 길이는 쌓여있는 트래픽 또는 버려진 전송능력을 수치화 한 것인데, 비트, 바이트 또는 패킷의 단위로 수치화된다. 예를 들어 설명하면 다음과 같다. 출력링크의 전송속도가 2.5Gbps이고 트래픽을 전송할 수 있는 1uS 동안 전송할 트래픽이 없어 트래픽을 전송하지 않았을 경우 1uS 시간이란 2500비트를 전송할 수 있는 전송능력을 의미하므로 buf_cnt가 2500비트만큼 줄어든다.

체증해제 판정기능을 살펴보면 체증발생을 통보한 노드는 주기적으로 자신의 체증이 해제, 즉 buf_cnt < 체증해제임계값의 조건이 충족되었는지 조사하고, 충족되면 체증해제로 판정한다. 체증해제임계값은 노드별로 미리 정해진 임계값을 사용할 수도 있고, 네트워크 관리 기능을 통해 온라인으로 체증해제 임계값을 통보받아 설정할 수도 있다. 체증해제 임계값은 처리능력의 저하를 최소화 또는 완전히 없앨 수 있는 값으로 설정할 수 있다. 체증해제임계값과 처리능력저하와의 관계는 수학적으로 또는 시뮬레이션에 의해 구할 수 있는데, 4장과 5장에서 상세히 기술된다.

체증해제 판정시 공정성 패킷을 사용하여 이를 상단노드로 통보한다. 구체적인 통보 방법은 다음과 같다. IEEE 802.17에서 정의된 공정성 패킷은 그림 6과 같은 공정성 제어 헤더를 갖는데, 버전값이 0인 유형 1의 공정성 패킷만 현재 정의되어 사용되고 있다. 체증해제 통보를 구현하는 방법은 첫째 현재 사용되고 있는 버전값이 0인 유형 1의 공정성 패킷내 예약비트들을 사용하거나 둘째 버전값이 2인 유형 3의 공정성 패킷을 새로 정의하여 사용할 수 있다. 본 연구에서는 종래 공정성 제어 방식과의 호환성을 위해 후자의 방법을 고려한다. 체증해제 통보용 유형 3의 공정성 패킷은 방송 패킷으로 발신노드 주소영역에 자신의 주소를 수록하고, 제어값 영역의 모든 비트값을 모두 1로 수록하거나 제어값 영역에 buf_cnt값을 수록할 수 있다.

체증해제 통보를 전달받은 상단노드에서 수행되는 전송제한 해제기능을 살펴보면 다음과 같다. 체증발생노드 레지스트에 수록된 모든 노드로부터 체증해제가 통보되었는지 조사한다. 하단노드의 체증이 모두 해제된 경우이면 자신의 트래픽 전송 허용속도, 즉 allow_rate를 최대값으로 설정하여 전송제한을 해제한다. 참고로 그림 5에서 체증발생노드인 노드 2로부터 체증완화 통보 없이 곧장 체증해제 통보가 전달될 수 있는데, 그러한 경우에도 마찬가지로 허용속도를 최대값으로 설정한다.

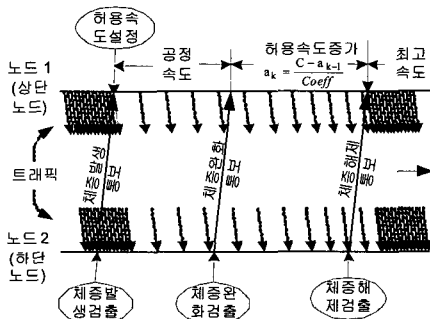


그림 5. 제안된 방식의 공정성 제어 개념도

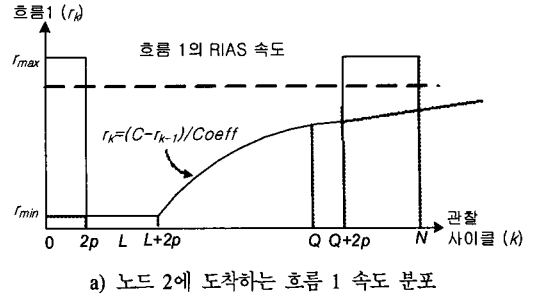
Bit 7	Bit 6	Bit 5	Bit 4	Bit 3	Bit 2	Bit 1	Bit 0
버전				예약			
예약							
제어값 (15: 8)							
제어값 (7: 0)							

그림 6. 공정성 제어 헤더

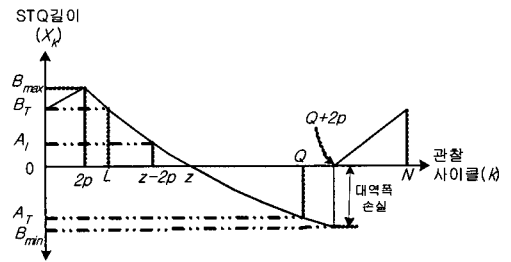
IV. 성능특성 분석

제안된 방식의 성능특성을 분석하기 위해 그림 3의 샘플 시나리오를 생각해보자. 여기서 2000비트 크기의 고정 데이터 패킷, 한 슬롯길이의 관찰구간, 그리고 인접 노드사이의 거리를 p 슬롯으로 가정한 다. 슬롯이란 하나의 데이터 패킷을 실어나를 수 있는 시간간격, 즉 대역폭을 의미한다. 지터특성을 좋게 하기 위한 트래픽 셰이핑(shaping)차원의 링 특성변수 저역필터링은 무시한다. 흐름 1과 흐름 2의 요구속도를 각각 r_{max}와 r_{min}으로 표기하자.

흐름 2 요구속도가 자신의 RIAS속도인 0.5C보다 적으므로 RIAS 공정성을 지향하는 공정성 제어에 의해 흐름 1의 서비스 속도는 r_{max}(=C)와 r_{min}사이의 값으로 통제된다. 이의 결과로 공정성 사이클내에서 볼 때 노드 2에 도착하는 흐름 1의 속도와 노드 2의 STQ 길이 분포는 그림 7과 같이 관찰될 수 있다. k번째 관찰사이클에 노드 2에 도착하는 흐름 1 속도를 r_k, 노드 2의 STQ 길이를 X_k라 하자. 공정성 사이클은 노드 2가 자신의 STQ길이가 체증발생 검출 임계값(B_T)을 넘어가는 것을 감지하여 공정속도(r_{min})를 노드 1로 통보하는 시점부터 시작된다. 그러면 r_k는 r_{max}에서 체증발생통보의 왕복지연시간(2p슬롯) 후 r_{min}으로 강력히 통제된다. X_k 역시 왕복지연시간동안 증가된 후 감소하는데, 링크 2의 전송 속도가 C이므로 X_k의 증가속도는 r_{min}이 되고, 감소속도는 (C-2r_{min})가 된다. X_k가 B_T이하로 내려가는 관찰사이클 L에서 노드 2가 체증완화를 통보하므로 2p 슬롯 후 r_k는 식 (1)의 속도증가함수에 의해 증가한다. 따라서 링크 2에 가해지는 트래픽은 (r_k+r_{min})으로 증가하고, 그만큼 X_k의 감소속도가 줄어든다. 하지만 X_k가 0이 되는 관찰사이클 z에서도 여전히 (r_k+r_{min})<C 조건이 지속되면 X_k가 음수, 즉 보낼 트래픽이 없어 링크 2에서 빈 슬롯을 보내는 대역폭 손실현상이 일어난다(그림 7 b)). 제안된 방식에서는 X_k가 체증해제임계값(A_T) 이하로 내려갈 때(사이클 Q) 노드 2가 체증해제를 통보하고, 이의 결과로 노드 1이 자신의 전송 허용속도를 최대로 설정하므로 사이클(Q+2p)부터 r_k는 r_{max}이 되고,



a) 노드 2에 도착하는 흐름 1 속도 분포



b) 노드 2의 STQ 길이 분포

그림 7. 흐름 1 속도와 STQ 길이 분포

X_{Q+2p}가 노드 2의 최소 STQ길이(B_{min})가 된다. 이 제부터 STQ에 패킷이 쌓이게 되므로 X_k는 양수의 값으로 대기중인 패킷의 갯수를 나타내는데, r_{min}의 속도로 증가한다. X_k가 B_T를 넘어가는 관찰사이클 N부터 새로운 공정성 사이클이 시작된다.

위의 관찰결과로부터 제안된 방식하에서 r_k는 다음과 같이 계산된다,

$$r_k = \begin{cases} r_{max}, & \text{for } 0 \leq k < 2p \\ r_{min}, & \text{for } 2p \leq k < L+2p \\ r_{k-1} + \frac{C - r_{k-1}}{Coeff}, & \text{for } L+2p \leq k < Q+2p \\ r_{max}, & \text{for } Q+2p \leq k < N, \end{cases} \quad (2)$$

여기서 $\begin{cases} L = \{k \mid X_{k-1} \geq B_T \text{ and } X_k < B_T\} \\ Q = \{k \mid X_{k-1} \geq A_T \text{ and } X_k < A_T\} \\ N = \{k \mid X_{k-1} < B_T \text{ and } X_k \geq B_T\}. \end{cases}$

종래 방식은 체증해제임계값 A_T가 -∞인 경우이므로 식 (2)로부터 r_k는 다음과 같이 계산된다,

$$r_k = \begin{cases} r_{min}, & \text{for } 2p \leq k < L+2p \\ r_{k-1} + \frac{C - r_{k-1}}{Coeff}, & \text{for } L+2p \leq k < N+2p, \end{cases} \quad (3)$$

여기서 $\begin{cases} L = \{k \mid X_{k-1} \geq B_T \text{ and } X_k < B_T\} \\ N = \{k \mid X_{k-1} < B_T \text{ and } X_k \geq B_T\}. \end{cases}$

종래방식의 경우 그림 7 a)에서 관찰사이클 0에서 r_k인 r₀가 이전 공정성 사이클에 종속되므로

그 값을 정확히 계산하기가 어렵다. 따라서 r_{\min} 로 r_k 의 값이 정해지는 관찰사이클 $2p$ 부터 공정성 사이클이 시작하는 것으로 간주하였다.

위의 관찰결과로부터 종래 방식과 제안된 방식 모두에 대해 X_k 는 다음과 같이 계산된다,

$$X_k = X_{k-1} + (r_{k-1} - R), \quad (4)$$

여기서 $\begin{cases} X_0 = B_T \\ X_k = X_k - X_{k-1} \text{ if } X_k > X_{k-1} \text{ under } X_{k-1} < 0. \end{cases}$

(4)에서 R 은 노드 1의 RIAS^[10] 속도로 $(C-r_{\min})$ 의 값을 갖는다.

처리능력의 저하, 즉 링크 2에서 대역폭 손실을 생각해보자. 대역폭 손실은 각 흐름에 할당된 RIAS 속도와 실제 서비스 속도의 차이로 계산되는데, 흐름 2의 경우는 대역폭 손실이 없으므로 흐름 1의 대역폭 손실만 계산하면 된다. 따라서 처리능력의 저하율은 다음과 같이 표시된다,

$$\rho_{\text{loss}} = \sum_{i=0}^{N-1} (R - r_i) / N \quad (5)$$

체증해제 개념이 없는 종래 방식의 경우 식 (3), (4) 및 (5)에 의해 처리능력 저하율을 계산할 수 있다. 식 (5)에서 n 는 식 (1)의 속도증가함수에 의해서 결정되므로 처리능력의 저하가 발생하여도 대처하기가 용이하지 않다.

한편 제안된 방식의 경우를 살펴보자. 체증발생 이후 체증해제여부를 조사하므로 체증해제임계값은 B_T 부터 최소 STQ길이 값까지 가능하다. 체증해제 임계값이 X_{z-2p} 보다 큰 경우 그림 7 b)에서와 같이 STQ길이는 항상 0 또는 양의 값이 되므로 처리능력의 저하가 발생하지 않는다. 체증해제 임계값이 X_{z-2p} 보다 작은 경우, 즉 $Q > (z-2p)$ 인 구간에서는 STQ길이가 음의 값이 될 수 있어서 처리능력의 저하가 발생하는데, 구체적으로 살펴보자. 체증해제통보 후 왕복지연시간 $2p$ 슬롯시간 후 효과가 일어나므로 그림 7 b)로부터 처리능력 저하율을 다음과 같이 체증해제임계값에 도달하는 관찰사이클 Q 의 함수로 표시할 수 있다,

$$\rho_{\text{loss}}(Q) = \left| \frac{B_{\min}}{N} \right| = \frac{|X_{Q+2p}|}{Q + 2p + B_T / r_{\min}} \quad (6)$$

식 (6)으로부터 체증해제임계값의 감소, 즉 Q 의 증가시 처리능력 저하율의 변화를 고찰해보자. 분자인

$|X_{Q+2p}|$ 는 0부터 증가하나 증가속도는 r_k 가 식 (1)의 속도증가함수에 의해 증가하므로 식 (4)에 의해 그만큼 줄어든다. 반면에 분모는 $(2p+B_T/r_{\min})$ 부터 일정한 속도로 증가한다. 따라서 처리능력 저하율은 0에서 점차 증가하다가 최대값을 넘어선 후 감소한다. 식 (6)에 의해서 Q 의 선택으로 처리능력 저하율을 결정할 수 있는데, Q 의 선택은 바로 체증해제임계값의 선택에 의해 결정된다.

다음으로 지연특성을 살펴보자. 지연시간은 링지연과 전송버퍼지연으로 구성되는데, 그림 3의 샘플 시나리오에 대해 흐름 1의 최대 링지연시간을 분석해본다. 흐름 1의 최대 링지연은 링크에서의 전파지연과 노드 2의 최대 STQ지연의 합이다. 한편 STQ의 최대길이는 그림 7 b)와 같이 체증발생검출 후 상당노드의 트래픽 통제의 효과가 나타나기 직전인 관찰사이클 $2p$ 에서의 길이인 B_{\max} 가 된다. 따라서 종래 방식에서 흐름 1의 최대 링 지연 T_{MO} 와 제안된 방식에서 흐름 1의 최대 링 지연 T_{MN} 은 다음과 같이 표시된다,

$$T_{MO} = 2p + \frac{B_T + p(r_N + r_{N+1} - 2(C - r_{\min}))}{C - r_{\min}} \quad (7)$$

$$T_{MN} = 2p + (B_T + 2pr_{\min}) / (C - r_{\min}) \quad (8)$$

식 (7)과 (8)을 비교해볼 때 체증해제임계값이 왕복지연시간동안 추가로 쌓이는 패킷 수보다 훨씬 크고, 종래 방식에서 r_N 과 r_{N+1} 이 모두 거의 r_{\max} 에 근접하므로 제안된 방식의 최대 링 지연이 종래 방식보다 특성이 나쁘다 하더라도 그 정도는 거의 무시할 수준으로 작다.

V. 성능평가

제안된 공정성 제어 방식의 성능특성을 고찰해보자. 먼저 성능평가 환경을 살펴보면 다음과 같다. 링크 속도는 622Mbps, 노드 수는 12, 노드 간격은 5 슬롯, 관찰간격은 40 슬롯, 패킷길이는 2000 비트, 흐름 1의 요구속도는 622Mbps이고, 흐름 2의 요구속도는 10Mbps에서 250 Mbps까지 20Mbps 씩 증가시킨다.

체증해제임계값을 감소시켜가면서 처리 능력, 즉 대역폭 사용도(utilization)의 변화를 전체적인 관점에서 살펴봤는데, 흐름 2의 속도별로 해석값과 시뮬레이션 값을 비교측면에서 그림 8에 도시하였다. 체증해제임계값을 감소시키면 앞에서 분석한 바와 같

이 처리능력이 점차 나빠지다가 최저값을 지난 시점부터는 개선되어 어떤값에 수렴하는 것을 확인할 수 있다. 여기서 수렴값은 바로 체증해제 방식을 사용하지 않는 종래 방식, 즉 제안된 방식에서 체증해제 임계값이 $-\infty$ 인 경우의 대역폭 사용도이다. 이로 부터 체증해제 임계값을 적절히 선택하지 않으면 오히려 종래 방식보다 처리능력이 저하될 수도 있음을 알 수 있다.

그림 8에서 해석값과 시뮬레이션 값이 약간의 차이를 보이는데, 해석대상 네트워크는 노드간 거리, 관찰간격 및 광고간격이 모두 1슬롯인 이상적인 환경을 가정한 반면 시뮬레이션 대상 네트워크는 실제 네트워크 환경을 적용하였기 때문이다.

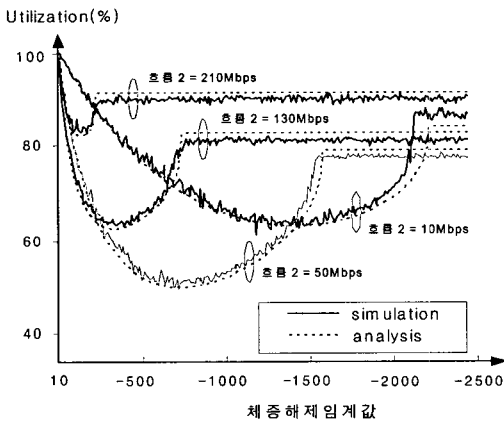


그림 8. 체증해제 임계값에 따른 대역폭 사용도

그림 8의 성능결과 중 중요한 성능척도를 표 1에 나타내었다. 흐름 2의 각 속도별로 대역폭 손실이 발생하지 않는 이상적인 체증해제 임계값, 최저 대역폭 사용도를 보여주는 임계값과 그때의 대역폭 사용도가 정리되어 있다. 이상적인 체증해제 임계값을 살펴보면 흐름 2의 속도가 작을수록 공정속도가 그만큼 작으므로 더 높은 임계값이 요구됨을 알 수 있다.

표 1. 체증해제 임계값 비교와 최저 처리능력

흐름 2 (Mbps)	이상적인 체증해제 임계값	최저 처리능력	
		체증해제 임계값	사용도
10	10	-1469	62.8
50	9	-750	49.9
90	8	-496	54.3
130	6	-339	62.2
170	5	-224	71.5
210	3	-131	81.7
250	1	-52	92.1

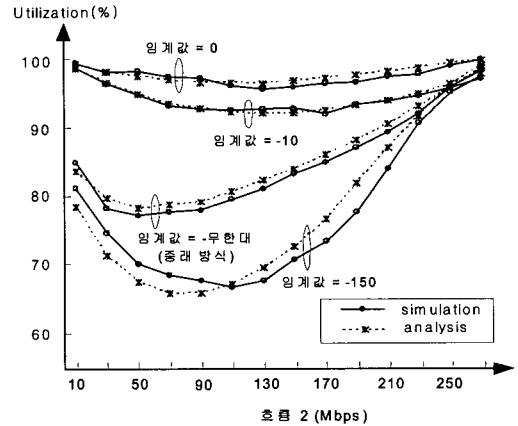


그림 9. 체증해제 임계값에 대한 대역폭 사용도

그리고 실제 환경에 적용되도록 권장될 수 있는 체증해제 임계값, 예로 0과 -10, 종래 방식에 해당하는 $-\infty$, 그리고 임의의 값인 -150에 대해 대역폭 사용도를 그림 9에 도시하였다. 그림 9로부터 -10의 임계값을 선택하면 92% 이상, 0의 임계값을 선택하면 96% 이상의 대역폭 사용도를 얻을 수 있음을 알 수 있고, 적절치 못한 체증해제 임계값인 -150을 적용하면 오히려 $-\infty$ 의 임계값에 해당하는 종래 방식보다 대역폭 손실이 더 커짐을 확인할 그림 9에서 임계값이 0, -10 및 -8인 경우 해석값과 시뮬레이션값은 오차 범위 2% 이내로 일치함을 보였다.

다음은 지연시간 특성을 살펴본다. 흐름 1이 흐름 2보다 큰 비대칭 과부하를 계속 가할 때, 흐름 2의 각 속도에 대해 흐름 2와 흐름 1의 링 지연의 최대값과 평균값을 측정하여 그림 10에 도시하였다. 아울러 식 (7)과 (8)에 의해 구해지는 최대 링 지연의 상한값을 도시하였다. 식 (8)에서 체증이 검출된 직후의 흐름 1의 속도는 링크의 전송속도에 근접하므로 종래 방식과 제안된 방식의 상한값이 거의 일치함을 보인다. 그림 10에서 링 지연시간의 최대값과 평균값이 종래 방식보다 제안된 방식에서 더 높게 측정됨을 보이는데, 이는 제안된 방식이 더 높은 처리능력 가져 더 많은 트래픽을 처리하였기 때문이다. 하지만 상한값 보다는 낮게 측정되었으며, 또한 지연값 자체가 1ms 미만으로 전체 지연에 비해 무시할 수 있는 수준이다.

종래의 방식과 제안된 방식의 동적 전달지연 특성을 살펴보기 위해 100,000슬롯(322ms에 해당됨) 동안 동일한 형태의 비대칭 과부하를 가하여 각각의 지연성능 특성을 살펴보았다. 패킷의 발생은 포와슨 분포를 갖도록 하였다. 체증해제 임계값은 이상적

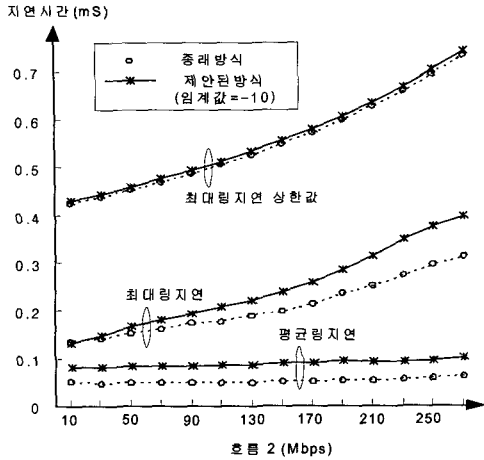


그림 10. 정적 비대칭 과부하에서 링 지연 특성

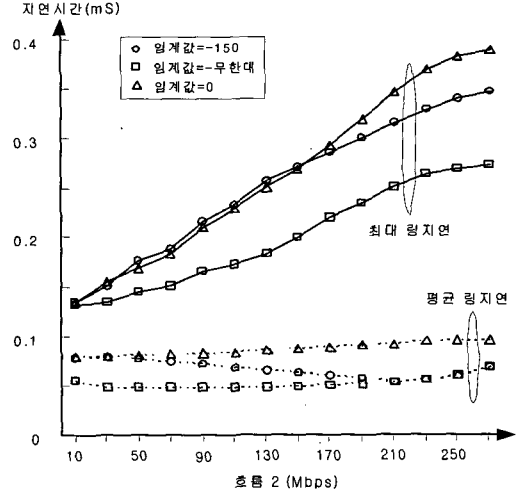


그림 12. 비대칭 과부하에서 링지연 특성

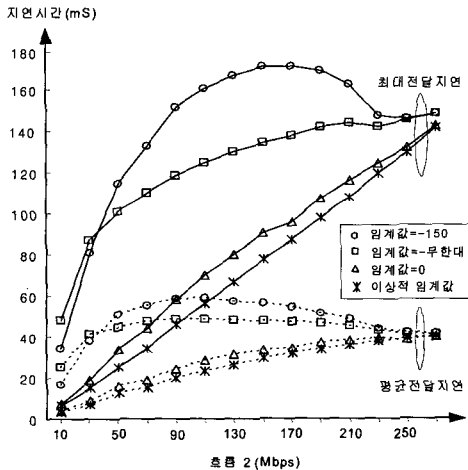


그림 11. 동적 비대칭 과부하에서 전달지연 특성

임계값, 0, $-\infty$ 및 -150의 4가지 경우에 대해서 살펴보았다. 먼저 패킷이 발생되어 목적지로 전달되기까지의 지연인 전달지연을 측정하여 그림 11에 도시하였다.

전달지연은 전송버퍼지연, 전송대기지연, 링지연으로 구성된다. 측정된 전달지연의 특성을 살펴보면 처리능력에 반비례함을 알 수 있다. 즉 이상적 임계값의 경우가 대역폭 사용도가 1로서 가장 높고, 그 다음 임계값이 0, 임계값이 $-\infty$ (종래 방식), 그리고 임계값이 -150의 순서로 대역폭 사용도가 낮아지는데, 전달지연은 반대로 증가함을 볼 수 있다. 평균 지연도 마찬가지로의 특성을 보인다. 그림 11에 도시된 전달지연 중 링 지연만 분리하여 그림 12에 도시하였다. 제안된 방식, 즉 체증해제임계값이 0과 -150인 경우 종래 방식보다 최대링 지연과 평균링

지연이 더 큼을 확인할 수 있다. 하지만 이러한 링 지연은 전체 전달지연에 비해 1% 정도 밖에 되지 않아서 무시할 수 있는 정도이다. 한편 그림 10, 11 및 12에 도시되어 있는 지연특성에서 흐름 2의 속도가 높을수록 지연값이 커지는 것은 그만큼 링에 가해지는 부하가 많아지기 때문이다.

VI. 결론

도시망과 원거리망에 널리 보급될 것으로 예상되고 IEEE 802.17에서 표준화 완성 중인 레질런트 패킷 링(RPR: Resilient Packet Ring)에 적용된 공정성 제어 방식의 성능저하 문제를 해결할 수 있는 개선된 AM (Aggressive Mode) 방식을 제안하고 성능을 분석 및 평가하였다. 개선방법은 상단노드의 트래픽 전송통제 결과로 체증이 해소된 하단노드는 이 사실을 상단노드에 통보하고, 통보받은 상단노드는 즉시 트래픽 전송통제를 해제하는 체증해제절차를 추가한 것으로서 종래의 AM 방식과 호환성을 보장하도록 설계하였다. 체증해제를 판단하는 임계값에 따른 성능저하 특성을 고찰하였는데, 0의 임계값으로도 96%이상의 대역폭 사용도를 얻을 수 있고, 전달지연 특성도 개선할 수 있음을 확인하였다. 앞으로 체증해제에 대한 명확한 정의와 분석이 필요하며, 본 논문에서 제안된 체증해제 방식을 HOL (Head of Line) 블록킹을 해소하기 위한 VDQ (Virtual Distributed Queue) 기반의 멀티초크 알고리즘에 적용하는 것에 대한 연구가 요망된다.

참 고 문 헌

[1] IEEE Standard 802.17: Resilient Packet Ring (Draft Version 1.0), <http://ieee802.org/17>, Aug. 2002.

[2] F. Davik, M. Yilmaz, S. Gjessing and N. Uzun, "IEEE 802.17 Resilient Packet Ring Tutorial," IEEE Communications Magazine, (3), 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, Y.Ofek, "METARING A Full-Duplex Ring with Fairness and Spatial Reuse," IEEE Trans on Communications, 41(1), 1993.

[5] D. Tsiang and G. Suwala, "The Cisco SRP MAC Layer Protocol," IETF, RFC 2892, Aug. 2000.

[6] A. Mekkittikul, et al., "Aladdin Proposal for IEEE Standard 802.17 (Draft Version 1.0)," IEEE, Nov. 2001.

[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, 12(1), 2004.

[8] J.H. Schuringa, G. Remsak, H.R. Van As, A. Lila, "Cyclic Queueing Multiple Access (CQMA) for RPR Networks," Proc. NOC 2002, pp. 285-292, 2002.

[9] T.J.Kim, "An Enhanced Fairness Algorithm for IEEE 802.17 Resilient Packet Ring," IEICE Trans. Comm., E-88-B(5) No. 5 pp. 2182-2184, 2005.

[10] E. Knightly, "RIAS Fairness Reference Model," <http://www.ece.rice.edu/networks/RIAS>

김 태 준 (Tae-joon Kim)

정회원



1980년 2월 경북대학교 전자공학과 졸업
 1982년 2월 한국과학기술원 전자공학 석사
 1999년 8월 한국과학기술원 전자공학 박사
 1982년 3월 한국전자통신연구소

1996년 3월 천안공업대학 교수
 2005년 3월~현재 공주대학교 정보통신공학부 교수
 <관심분야> 고속통신망, VoIP, 트래픽제어