

RPR에서 효율적인 대역폭 할당을 위한 유효 노드 수 기반의 새로운 공평 메커니즘

(A New Fairness Mechanism based on Number of Effective Nodes providing Efficient Bandwidth Allocation in the Resilient Packet Ring)

이 동 현 [†] 이 재 훈 ^{**}
(Dong-Hun Lee) (Jae-Hwoon Lee)

요 약 메트로 망은 기존의 회선 교환 방식인 SONET/SDH 망을 사용하고 있다. 이와 같은 회선 교환 방식의 망은 버스티한 특성을 갖는 인터넷 트래픽 전송에는 비효율적이며, 따라서 메트로 영역 망에서 병목 현상이 발생하고 있다. 이러한 문제를 해결하기 위해 패킷 교환 방식의 IEEE 802.17 RPR (Resilient Packet Ring) 기술이 제안되었다. RPR에서는 망에 접속한 모든 노드들이 링의 전체 대역폭을 공평하게 사용할 수 있도록 하기 위한 공평 메커니즘을 정의한다. 하지만 기존의 공평 메커니즘에서는 한 노드에서 혼잡이 발생하고 그 혼잡이 해결된 후, 사용 가능한 대역폭을 효율적으로 사용하지 못하는 문제점을 가지고 있다. 본 논문에서는 혼잡이 해결된 후 대역폭을 보다 효율적으로 사용하는 향상된 대역폭 할당 메커니즘을 제안한다. 제안된 메커니즘은 한 노드에서 혼잡이 발생하고 그 혼잡이 해결된 후에는 그 노드가 현재 트래픽을 전송 중인 노드의 수를 예측하고, 현재 사용하지 않고 남아 있는 대역폭을 측정하여 현재 트래픽을 전송 중인 노드들에게 사용 가능한 대역폭을 공평하게 할당해줌으로써 높은 대역폭 이용률을 제공한다.

키워드 : MAN, RPR, 공평 알고리즘, 공평 전송률

Abstract Metro networks use the existing circuit-switching technology like SONET/SDH. Such circuit-switching based networks are inefficient in carrying Internet traffic with bursty nature. Therefore, metro networks can become a bottleneck. In order to resolve this problem, the IEEE 802.17 working group has proposed the RPR (Resilient Packet Ring) technology. In addition to this, the RPR fairness mechanism has been defined to provide fairness among the stations in the RPR network. However, the current RPR fairness mechanism has the problem of inefficient use of the available bandwidth after when the congestion at a node is resolved. In this paper, we propose an improved bandwidth allocation mechanism in which, after the congestion resolution at a node, the node estimates the number of nodes transmitting data and measures the remaining bandwidth and fairly allocates the available bandwidth to active nodes. To show the performance of our proposed mechanism, we have performed simulation and showed that the proposed mechanism offers higher bandwidth utilization.

Key words : MAN, RPR, Fairness algorithm, Fair rate

1. 서 론

인터넷은 21세기 정보화 사회의 핵심 인프라로 자리

잡고 있으며, 인터넷을 통하여 전송되는 트래픽도 과거의 텍스트 모드의 트래픽에서 음성과 이미지, 그리고 영상을 포함하는 멀티미디어 트래픽으로 변화하였다. 인터넷 사용의 보편화와 더불어 이러한 멀티미디어 트래픽의 증가로 인하여 인터넷을 통해 전송되는 트래픽의 양은 매 6개월마다 2배씩 증가하고 있으며 이러한 증가 추세는 앞으로도 지속될 전망이다.

인터넷은 가입자 액세스 망, 기업망, 메트로 영역망, 그리고 백본망으로 구분할 수 있다. 백본망에서는 많은

· 본 논문은 ETRI와 한국과학기술재단(R01-2003-000-10628-0)의 지원에 의하여 수행되었음

[†] 비 회 원 : 동국대학교 정보통신공학과
windong@dongguk.edu

^{**} 종신회원 : 동국대학교 정보통신공학과 교수
(corresponding author)il
jaehwoon@dongguk.edu

논문접수 : 2004년 8월 3일

심사완료 : 2005년 5월 7일

양의 인터넷 트래픽을 처리하기 위하여 IP over WDM (IPoWDM) 이나 TSR (Terabit Switched Router)와 같은 기가비트/테라비트 급의 초고속 라우팅/스위칭 기술이 사용되어 왔다. 또한 이전의 가정에서는 56kbps의 모뎀을 이용하는 전화망 가입자가 대부분이었다. 이러한 전화망을 이용한 인터넷 접속 형태는 음성과 비디오를 포함하는 멀티미디어 트래픽을 전송하는 데에는 턱없이 부족하며, 또한 인터넷 트래픽의 양에 상관없이 접속 시간에 따라 과금이 되기 때문에 비교적 비싼 요금을 지불해야 했다. 이러한 용량 부족 문제와 비싼 요금을 해결하기 위하여 xDSL이나 Cable 망을 이용한 인터넷 접속 기술이 개발되어 가정에서도 적은 비용으로 수 Mbps의 속도로 인터넷을 이용할 수 있게 되었다. 회사 내에서 사용하는 근거리 통신망의 경우에는 이전의 10Mbps Ethernet에서 100Mbps, 그리고 1Gbps로 속도가 증가하였으며, 이더넷 스위치가 보편적으로 사용됨으로써 기업망 이용자에게 이전보다는 훨씬 더 많은 대역폭을 제공할 수 있게 되었다. 즉, 근거리 통신망을 기반으로 하는 기업망과 가정 가입자 액세스 망, 그리고 인터넷 백본망은 현재의 폭증하는 인터넷 트래픽을 처리할 수 있는 기술력을 가졌다고 할 수 있다. 그렇지만 대도시 내의 로컬 사이트 등과 인터넷 백본을 연결하는 네트워크인 메트로 영역 망(MAN: Metro Area Network)은 여전히 기존 TDM(Time Division Multiplexing) 기반의 SONET/SDH (Synchronous Optical Network/Synchronous Digital Hierarchy)[1-3] 방식의 링 망으로 구축되어 있어 전체 인터넷 성능의 병목이 발생하고 있으며 전체 네트워크 구조에 있어서 속도의 불균형이 발생하고 있다.

SONET/SDH 망은 원래 음성 트래픽 전송에 적합하게 설계되어진 망으로써 회선 교환 방식으로 이루어져 있다. 따라서 SONET 망에서는 통계적 다중화 이득을 얻을 수 없기 때문에 인터넷 트래픽과 같은 버스티한 특성을 갖는 데이터의 전송에는 비효율적이다. 또한 SONET 기반의 링 망에서 멀티캐스트와 브로드캐스트 트래픽을 전송하기 위해서는 소스 노드가 하나의 데이터에 대해서 모든 목적지마다 하나씩 여러 개의 복사 본을 만들어야 한다. 또한 SONET에서는 전체 대역폭 중에서 절반 정도가 링의 관리를 위해서 사용된다. MAN에서 링의 관리의 굉장히 중요한 요소이다. 그렇지만, SONET에서는 이러한 링을 효율적으로 관리하지 못하고 상당히 많은 양의 대역폭을 그냥 낭비하는 단점을 가지고 있다. 이러한 메트로에서의 SONET의 단점을 보완하기 위해서 메트로 이더넷 기술[4,5]이 제안되었다. SONET에 비해 이더넷의 장점들을 살펴보면, 이더넷은 패킷 교환 방식이므로 링크의 대역폭을 공유할 수 있어서 효율적으로 망 자원을 사용할 수 있다. 또한 이더넷은 LAN 시장에서

대단히 성공한 기술로서 이미 대량 생산 시스템에서 생산, 관리되고 있어서 이더넷과 관련된 칩과 장비의 가격이 싸다. 그리고 이더넷은 관리 및 운용이 용이하며 오랫동안 LAN 영역에서 사용되어 오면서 망 관리자에게 매우 익숙해져 있어서 이미 LAN의 95% 정도가 이더넷이므로 MAN, WAN을 이더넷 기반으로 구축하면 프로토콜 변환 등의 네트워크 오버헤드가 제거된다는 장점이 있다. 그렇지만 이러한 이더넷 기술도 이더넷 고유의 특징 때문에 현재의 MAN에 그대로 적용하는 데에는 문제점이 발생하게 된다. 가장 큰 단점 중의 하나는 이더넷은 point-to-point 또는 메쉬 토폴로지에 적합하게 설계되어져 있으나 현재의 대부분의 MAN이 링 토폴로지의 형태를 취하기 때문에, SONET 방식의 링 망에서 제공하는 빠른 망 보호 (protection) 메커니즘을 이더넷에서는 제공하지 못한다는 단점이 있다. 또한 이더넷은 링의 대역폭을 공유함에 있어서 전체적인 공정성을 위한 메커니즘의 구현이 어렵다[6,7].

이와 같이 SONET은 링 토폴로지의 이점을 가지나 데이터 트래픽을 효율적으로 처리하지 못하기 때문에 많은 대역폭을 낭비하고 있으며, 이더넷은 데이터 트래픽 전송에는 적합하지만 링 형태의 메트로 영역에서는 단점을 가지고 있다. 즉, SONET이나 이더넷 그 자체로는 링 형태의 MAN에서 데이터 트래픽을 처리하는데 비효율적이라 할 수 있다. 이러한 SONET과 이더넷의 장점을 살려 MAN에서 효율적으로 데이터 트래픽을 전송할 수 있는 기술이 Resilient Packet Ring (RPR)[8,9] 이다. RPR의 특징을 살펴보면 다음과 같다. RPR에서는 링을 구성하고 있는 링크나 노드에 고장이 발생하더라도 통신이 계속 가능하다는 점이다. 대역폭 측면에서 본다면 소스 노드로부터 전송된 프레임은 목적지 노드에서 제거되어, 그만큼의 대역폭을 다른 노드들이 사용할 수 있어서 대역폭을 “공간적 재사용”할 수 있기 때문에 훨씬 효율적으로 대역폭을 사용할 수 있다는 장점을 가지고 있다. 멀티캐스트나 브로드캐스트 트래픽의 경우에는 소스 노드가 하나의 프레임만 생성해서 링을 통하여 전송하면 그 프레임이 전체 링을 순환하는 동안 목적지에 해당하는 노드들이 수신하고 다시 그 프레임이 소스 노드에 도착하면 제거되므로 대역폭의 사용이 효율적이다. RPR에 정의되어 있는 “토폴로지 발견” 메커니즘을 이용하면 이더넷의 고유 성질인 “plug-and-play”를 유지할 수 있어서 새로운 노드의 추가가 용이하다는 장점을 가지고 있다.

현재 IEEE 802.17 RPR에서는 망에 연결된 모든 노드들이 링의 대역폭을 공평하게 사용할 수 있도록 “aggressive” 와 “conservative” 두 가지 방식의 RPR 공평 메커니즘이 제안되었다. aggressive 방식은 한 노드에서 혼잡이 발생하면 그 노드의 전송량은 상대적으로 줄어들

게 되고, 그 줄어든 전송량을 공평 전송률로 하여 업스트림 노드들에게 광고한다. 이를 수신한 업스트림 노드들은 자신의 전송량을 공평 전송률 만큼 낮추어 혼잡을 해결하는 방식이다. 하지만 이 방식은 혼잡이 해결된 후에 사용하지 않고 남아 있는 대역폭의 양과 현재 트래픽을 전송하는 유효 노드의 수를 고려하지 않고 단순히 모든 소스 노드들 스스로 전송량을 서서히 증가시키기 때문에 대역폭 이용률이 비효율적이라는 문제점을 가지고 있다. conservative 방식은 한 노드에서 혼잡이 발생하면, 그 노드는 자신에게 하나의 트래픽이라도 전송했던 모든 노드들의 개수로 전체 대역폭을 나눈 값을 공평 전송률로 하여 업스트림 노드들에게 광고하는 방식이다. 하지만 이 방식은 혼잡이 발생했던 노드가 혼잡에서 벗어나게 되어도 공평 전송률을 광고한 후 FRTT (Fairness Round Trip Time)가 완료되어야 공평 전송률을 재조정할 수 있기 때문에 혼잡 발생 지역이 커지면 FRTT도 길어지게 되므로 대역폭 이용률이 더욱 낮아지는 문제점과, 혼잡이 발생한 노드에게 하나의 패킷이라도 전송했던 노드들에게도 많은 트래픽을 전송하는 다른 소스 노드들과 똑같이 대역폭을 할당해주는 문제점이 있다. 또한, 전송되어져 오는 모든 패킷들의 소스 주소를 확인하여 기록 유지해야하는 오버헤드가 있다. 본 논문에서는 위 두 가지 방식의 문제점들을 향상시키기 위해 유효 노드 수 기반의 대역폭 할당 메커니즘을 제안한다. 이 메커니즘은 혼잡이 발생한 노드가 공평 전송률을 광고한 후 자신에게 전송되어져 오는 트래픽의 양을 측정하고 광고했던 공평 전송률과 비교하여 현재 자신에게 트래픽을 전송하는 실질적인 유효 노드의 수를 예측한다. 또한, 현재 사용하지 않고 남아 있는 대역폭의 양을 측정하여 현재 유효 노드들에게 일정한 비율로 공평하게 할당함으로써 대역폭 이용률을 향상시키는 장점을 가진다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 제 2장에서는 IEEE 802.17 RPR 공평 메커니즘에 대해 설명하고, 제 3장에서는 본 논문에서 제안하는 트래픽 기반 적응 공평 메커니즘에 대해 자세히 설명한다. 제 4장에서 모의실험을 통하여 제안한 알고리즘의 성능을 분석하고, 제 5장에서 결론을 맺는다.

2. Resilient Packet Ring(RPR)

RPR은 그림 1에 나타나 있는 것과 같이 두 개의 링으로 구성되어 있다. RPR에서는 두 개의 링 모두를 이용하여 트래픽을 전송할 수 있다. RPR을 구성하고 있는 노드는 바깥쪽 링이라고 하는 하나의 링을 통하여 시계 방향으로 트래픽을 전송할 수 있으며, 또한 안쪽 링을 통하여 시계 반대 방향으로 트래픽을 전송할 수 있다. 물론, 두 개의 링 중의 어느 하나를 이용하더라도 소스

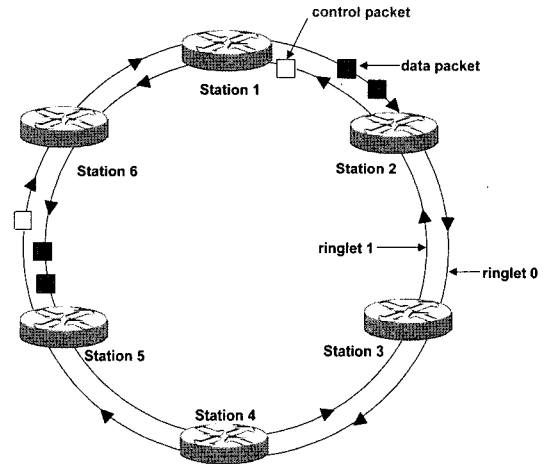


그림 1 RPR 네트워크 구성 모델

노드는 목적지 노드로 트래픽을 전송할 수 있다. 소스 노드는 두 개의 링 중에서 목적지 노드까지의 최단 경로를 갖는 링을 이용하여 트래픽을 전송한다.

RPR MAC은 상위 계층에게 Class-A(High Priority), Class-B(Medium Priority), 그리고 Class-C(Low Priority) 서비스를 제공한다. Class-A 서비스는 지연과 jitter에 민감한 트래픽을 전송하기 위한 서비스이다. 또한 Class-A는 대역폭이 미리 할당되어 예약되어진 Class-A0와 예약되어 있지 않는 Class-A1로 다시 나뉘어 사용된다. Class-B 서비스는 지연에는 민감하지 않지만 대역폭 보장을 필요로 하는 트래픽을 수용하기 위한 서비스이다. RPR MAC은 상위 계층으로부터 전송되는 Class-B 트래픽이 미리 설정된 협약 전송률(CIR: Committed Information Rate)을 준수하는지를 감시해서, CIR을 준수하는 트래픽은 Class-A 트래픽과 유사하게 처리한다. 반면 CIR을 위반하는 Class-B 트래픽을 eMP(Excess MP) 트래픽이라고 하며 다음에 설명될 Class-C 트래픽과 동일하게 처리한다. Class-C 서비스는 지연이나 jitter에 민감하지 않은 최선형 트래픽(BETC: Best Effort Traffic Class)을 전송하기 위한 서비스이다. Class-C 트래픽과 eMP 트래픽은 다음에 설명할 공평 제공 알고리즘에서 결정되는 비율로 서비스된다. RPR MAC은 위와 같이 서로 다른 우선순위를 갖는 트래픽을 전송하기 위하여 그림 2에 나타나 있는 것과 같이 addA 전송 버퍼, addB 전송 버퍼, 그리고 addC 전송 버퍼를 가지고 있다. 이들 세 개의 전송 버퍼들의 트래픽들은 stage 전송 버퍼를 통하여 링으로 전송되며 우선순위에 의해 stage 버퍼에 저장된다. 그리고 링을 제어하기 위한 각종 제어 트래픽들은 addMac 전송 버퍼를 통해 전송한다. 또한, RPR에는 노드들이 링 형태로 구성되기 때문에, 각각의 노드들

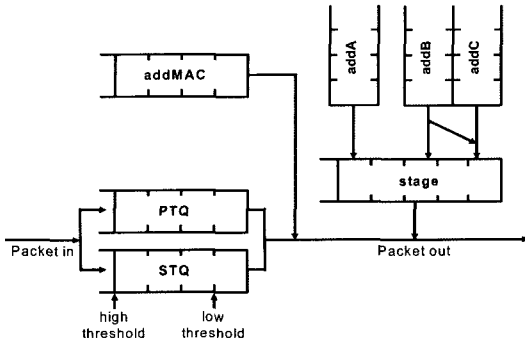


그림 2 RPR MAC 버퍼 구성도

은 소스 노드가 전송하는 트래픽을 다른 목적지 노드에게 전달하기 위한 경우 노드의 역할도 수행해야 한다. 따라서 RPR MAC에서는 이러한 경우 트래픽을 처리하기 위하여 첫 번째 경우 버퍼(Primary Transit Queue: PTQ)와 두 번째 경우 버퍼(Secundary Transit Queue: STQ)가 정의되어 있다. STQ는 혼잡 발견과 혼잡 제어를 위하여 high_threshold 와 low_threshold의 두 개의 미리 설정되어져 있는 임계치 값을 가진다. Class-A 트래픽은 PTQ를 통하여 전달되고, 반면 Class-B 트래픽과 Class-C 트래픽은 STQ를 통하여 전달된다.

RPR MAC에는 위와 같이 여러 개의 버퍼를 사용하고 있으며 다음과 같은 순서로 프레임 전송한다. PTQ 버퍼 트래픽이 우선순위가 가장 높고 다음으로 addMac 버퍼 트래픽, 그 다음으로 STQ 버퍼 트래픽의 양이 high_threshold를 초과하지 않았다면 stage 버퍼 트래픽이 전송된다. 하지만 STQ 버퍼 트래픽이 high_threshold를 초과하면 STQ 버퍼의 트래픽이 우선순위가 가장 높다.

2.1 IEEE 802.17 RPR 공평 메커니즘

링 구조를 가지는 기존의 방식인 Token ring이나 FDDI는 링의 액세스를 제어하기 위하여 토큰을 이용한다. 반면 RPR은 토큰을 사용하지 않기 때문에 링을 구성하고 있는 각각의 노드들이 망의 자원을 공평하게 이용할 수 있도록 하기 위한 메커니즘이 필요하다. 이를 위하여 RPR 노드는 공평 알고리즘(RPR-fa: RPR fairness algorithm)이라는 분산 트래픽 전송 제어 알고리즘을 구동한다. 공평 메커니즘은 MAC 클라이언트로부터 들어오는 트래픽 중에서 Class-C와 eMP 트래픽에 대해서만 적용한다.

RPR 공평 메커니즘은 노드 자신의 MAC 클라이언트가 전송하는 Class-C와 eMP 트래픽의 양과 업스트림 노드로부터 전달되는 Class-C와 eMP 트래픽의 양을 모니터 함으로써 구동되며, 이들 트래픽의 양을 제어하기 위하여 다음과 같은 파라미터들을 정의한다.

- addRate : 노드 자신이 링으로 전송하는 Class-C와 eMP 트래픽의 양을 측정.

- addRateCongested : 노드 자신이 링으로 전송하고 혼잡이 발생한 노드 이후의 다운스트림 노드에게 전송하는 addRate의 양을 측정.
- fwRate : 노드 자신의 STQ 버퍼를 통해 전송하는 Class-C와 eMP 트래픽의 양을 측정.
- fwRateCongested : 노드 자신의 STQ 버퍼를 통해 전송하고 혼잡이 발생한 노드 이후의 다운스트림 노드에게 전송하는 fwRate 트래픽의 양을 측정.
- allowedRateCongested : 혼잡이 발생한 노드 이후의 다운스트림 노드에게 전송할 수 있는 최대 addRate 트래픽의 양. 다운스트림 노드에서 혼잡이 발생하지 않은 경우 즉, 다운스트림 노드로부터 FULL_RATE 값의 공평 메시지를 수신한 경우 이 값을 aging interval 이 완료 될 때 마다 주기적으로 증가시킨다.
- fair_rate : 다음 aging interval 동안 혼잡이 발생한 노드에게 전송할 수 있는 Class-C와 eMP 트래픽의 양.
- FULL_RATE : 현재 혼잡이 발생하지 않았음을 나타내는 fair_rate 값으로써 공평 메시지의 fair_rate 필드 16비트 모두가 “1”의 값을 가진다.
- aging interval : 혼잡을 검사하는 주기.
- advertise interval : fair_rate를 광고하는 주기.

각각의 노드들은 aging interval 마다 자신의 STQ 버퍼를 검사한다. 이때, STQ 버퍼 트래픽의 양이 low_threshold를 초과하면 자신에게 혼잡이 발생한 것으로 간주하고 현재의 advertise interval이 완료되면 공평 메시지에 자신이 계산한 공평 전송률(fair_rate)과 자신의 MAC 주소를 담아 업스트림 노드들에게 광고한다. 공평 메시지를 수신한 업스트림 노드들은 자신의 allowed-RateCongested 값을 수신한 공평 메시지의 공평 전송률 값으로 재설정한다. 즉, 공평 메시지를 수신한 노드들은 다음 aging interval 동안 자신이 전송하는 트래픽의 양이 수신한 공평 전송률을 넘어서지 않게 전송해서 혼잡이 발생한 노드의 STQ 버퍼 트래픽 양이 low_threshold를 넘어서지 않게 하여 혼잡에서 벗어나도록 한다.

RPR 공평 메커니즘에서 혼잡이 발생한 노드가 광고하는 공평 전송률을 계산하는 방법은 “aggressive”와 “conservative” 두 가지 모드 중 한 가지를 사용한다. aggressive 모드에서 공평 전송률은 혼잡이 발생한 노드가 마지막 aging interval 동안 자신이 전송한 addRate (Class-C와 eMP)의 양으로 설정한다. 즉, 업스트림 노드로부터 전송되는 많은 트래픽으로 인하여 한 노드가 전송하는 addRate 양이 감소되면, 그 노드는 업스트림 노드로부터의 트래픽으로 인해 감소된 자신의 addRate를 공평 전송률로 설정하고 공평 메시지를 이용하여 업스트림 노드들에게 광고한다. 이러한 공평 전송률을 수신한 업스트림 노드들은 자신의 전송률을 수신한 공평 전송률

을 초과하지 않도록 전송률을 낮추게 되고, 업스트림 노드로부터 들어오는 트래픽이 줄어들면 혼잡이 발생했던 노드의 `addRate`는 다시 증가하게 되어 혼잡이 해결되는 방식으로 공평 알고리즘이 구동된다. 혼잡이 발생했던 노드가 혼잡에서 벗어나게 되면 그 이후의 공평 전송률은 혼잡이 발생하지 않았음을 나타내는 `FULL_RATE` 값을 가진 공평 전송률을 업스트림 노드들에게 광고하고, 이 `FULL_RATE`의 공평 전송률을 수신한 노드들은 자신의 전송량을 남아 있는 대역폭과 상관없이 `aging interval` 마다 서서히 증가시킨다.

`conservative` 모드에서는 모든 노드들이 `aging interval` 마다 자신에게 트래픽을 전송하는 업스트림 노드들의 개수를 지속적으로 측정한다. 만약 하나의 노드에서 혼잡이 발생하게 되면 그 노드는 링 전체 대역폭에서 예약되어진 대역폭을 뺀 대역폭의 양(전체 대역폭 - `ClassA0`)을 마지막 `aging interval` 동안 하나의 패킷이라도 전송한 모든 노드의 개수로 나누고 그 값을 공평 전송률로 하여 업스트림 노드들에게 광고한다. 이 공평 전송률을 수신한 업스트림 노드들은 `aggressive` 모드에서와 같이 자신의 트래픽 전송량을 수신한 공평 전송률로 낮추게 된다. 즉, 한 노드에서 혼잡이 발생하면 혼잡 발생지역 내에 위치하면서 하나의 패킷이라도 전송했던 모든 노드들은 링 전체 대역폭에서 예약되어진 대역폭을 뺀 대역폭의 양(전체 대역폭 - `ClassA0`)을 모두 똑같이 나누어 가진다. 또한, `conservative` 모드에서는 이 광고한 공평 전송률이 그림 3에서와 같이 혼잡 발생 지역의 마지막 노드에 까지 전파되었다가 다시 돌아오는 시간(`FRTT`: `Fairness Round Trip Time`) 만큼 기다린 후 재조정한다. 따라서 혼잡이 발생했던 노드가 혼잡에서 벗어나도 이 `FRTT` 시간이 완료되기 전에는 계속해서 혼잡 상태로 남아 있게 되고 처음 광고한 공평 전송률을 계속 광고한다. 이것은 광고 되어지는 공평 전송률 값의 안정화를 위해서이다. 혼잡이 발생했던 노드에서 `FRTT` 시간이 완료된 후 노드가 혼잡에서 벗어나게 되면 `aggressive` 모드에서와 마찬가지로 `FULL_RATE` 값의 공평

전송률을 광고하여 자신에게 혼잡이 사라졌음을 알리게 되고 이 `FULL_RATE`의 공평 전송률을 수신한 노드들은 자신의 전송량을 남아 있는 대역폭과 상관없이 `aging interval` 마다 서서히 증가시킨다.

RPR 에서는 위와 같이 두 가지 방법으로써 혼잡을 제어한다. 그러나 위 두 가지 방법 모두 대역폭을 효율적으로 사용하지 못하는 문제점이 있다. 두 방법 모두 한 노드에서 혼잡이 발생하고 그 혼잡이 해결된 후에는 단순히 `FULL_RATE`의 공평 전송률을 광고하게 되고 이 `FULL_RATE`의 공평 전송률을 수신한 업스트림 노드들은 스스로 전송량을 서서히 증가 시킨다. 즉, 한 노드에서 혼잡이 발생하면 모든 노드들의 트래픽 전송량이 한 순간에 공평 전송률 만큼 떨어진 후 사용하지 않고 남은 대역폭이 많이 남아 있음에도 불구하고 소스 노드들 스스로 트래픽 전송량을 서서히 증가 시키므로 대역폭 이용률이 비효율적이라는 문제점이 있다. 또한, `conservative` 모드에서는 혼잡이 발생했던 노드가 혼잡에서 벗어나게 되어도 `FRTT` 시간이 완료되기 전에는 처음 전송한 낮은 공평 전송률을 계속 광고하게 되므로 대역폭 이용률이 더욱 비효율적이다. 또한, 혼잡 발생 지역이 커지면 `FRTT` 시간이 더욱 길어지게 되므로 혼잡 발생 지역이 커지면 커질수록 대역폭 이용률은 더욱 떨어지게 된다. 그리고 `conservative` 모드에서 혼잡이 발생했을 경우 단지 하나의 패킷을 전송한 모든 노드들에게도 많은 트래픽을 전송하고 다른 노드들과 똑같은 양의 대역폭을 할당 해주어야 하므로 현재의 비스티한 특성을 가진 인터넷 트래픽에서는 대역폭을 더욱 비효율적으로 사용하게 되므로 적합하지 않다. 또한, `STQ` 버퍼로 전송되어져 오는 모든 패킷들의 소스 주소를 체크하여 기록 유지하여야 하므로 많은 오버헤드를 가지는 문제점이 있다.

본 논문에서는 위의 `aggressive`와 `conservative`의 문제점을 해결하기 위하여 유효 노드 수 기반의 대역폭 할당 매커니즘을 제안한다. 이 매커니즘은 광고한 공평 전송률과 전송되어져 오는 트래픽의 양을 측정하여 두 값을 비교함으로써 현재 트래픽을 전송하고 있는 실질적인 유효 노드 수를 예측한다. 또한 현재 사용하지 않고 남아 있는 대역폭의 양을 측정하여 유효 노드들에게 공평하게 할당하기 때문에 높은 대역폭 이용률을 가지는 장점이 있다. 이 매커니즘의 동작은 3장에 나타나 있다.

3. 유효 노드 수 기반의 대역폭 할당 매커니즘

본 논문에서 제안하는 기법은 혼잡이 발생했던 노드에서 혼잡이 해결된 후, 단순히 `FULL_RATE` 값의 공평 전송률을 광고하는 것이 아니라 현재 사용 가능한 대역폭을 현재 트래픽을 전송중인 유효 노드들에게 일정한 비율로써 공평하게 할당 해주는 기법이다.

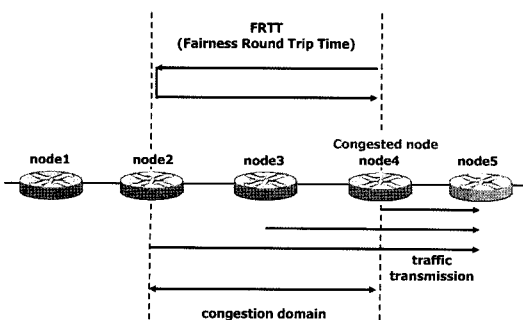


그림 3 혼잡 도메인

RPR 망에 연결 되어있는 모든 노드들은 aging interval 마다 자신의 STQ 버퍼를 검사하여 자신에게 혼잡이 발생했는지를 검사하고 또한, 모든 노드들은 aging interval이 완료될 때마다 현재 aging interval 동안 자신의 STQ 버퍼로 들어온 트래픽의 양을 측정한다. 만일 한 노드에서 혼잡이 발생하게 되면, 이 노드는 자신의 addRate 값을 공평 전송률로 하여 자신의 업스트림 노드들에게 광고한다. 공평 전송률을 수신한 업스트림 노드들은 자신의 allowedRateCongested 값을 수신한 공평 전송률로써 재설정한다. 즉, 업스트림 노드들은 다음 aging interval 동안 수신한 공평 전송률만큼의 트래픽만을 전송하게 되고 혼잡이 발생했던 노드는 혼잡에서 벗어날 수 있다. 혼잡이 발생한 노드는 자신의 STQ 버퍼로 들어오는 트래픽의 양을 계속 측정하고 있으므로 현재 자신에게 몇 개의 업스트림 노드들이 트래픽을 전송하고 있는지를 예측할 수 있다. 즉, 공평 전송률을 수신한 업스트림 노드들은 수신한 공평 전송률 만큼 트래픽을 전송하고 있으므로 마지막 aging interval 동안 STQ 버퍼로 들어온 전체 트래픽의 양을 광고했던 공평 전송률로 나누게 되면, 현재 평균 몇 개의 업스트림 노드들이 자신에게 트래픽을 전송하고 있는지 즉, 현재의 유효 노드 수를 예측할 수 있다. 또한 혼잡이 발생한 노드는 현재 전체 대역폭 중 얼마만큼의 대역폭이 사용 가능한지를 계산한다. 만약 현재 공평 전송률이 100Mbps 이고 업스트림으로부터 혼잡이 발생한 노드의 STQ 경유 버퍼로 들어오는 트래픽이 200Mbps 라면 현재 사용 중인 전체 대역폭의 양은 300Mbps 이고, 망 전체 대역폭의 양이 600Mbps 라면 현재 사용 가능한 대역폭의 양은 300Mbps 임을 알 수 있다. 따라서 혼잡이 발생 했던 노드는 현재 사용 가능한 모든 대역폭을 현재 트래픽을 전송 중인 모든 유효 노드들에게 할당 해줄 수 있다. 그러나 트래픽을 전송 중인 유효 노드들에게 현재 사용 가능한 전체 대역폭을 한번에 모두 할당 해주게 되면 다음 aging interval 동안 혼잡이 또 발생하게 된다. 따라서 현재 사용 가능한 대역폭의 1/2을 현재 트래픽을 전송 중인 노드들에게 공평하게 할당해준다.

위의 동작을 식으로 표현하면 다음과 같다.

$$\begin{aligned}
 N &= R / F \\
 m &= M - (R + f) \\
 F &= F + (m / 2) / (N+1)
 \end{aligned}
 \tag{1}$$

- M : 링의 전체 대역폭.
- m : 현재 사용 가능한 대역폭의 양.
- F : 공평 전송률.
- N : 현재 혼잡이 발생한 노드 이후의 노드에게 트래픽을 전송 중인 upstream 노드 수.
- R : 혼잡이 발생한 노드의 STQ 버퍼로 현재 aging

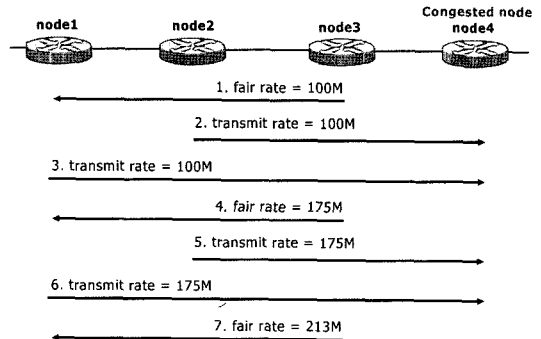


그림 4 제안 메커니즘에서의 공평 전송률 계산 및 전송

interval 동안 전송 되어져 온 트래픽 양.

- f : 혼잡이 발생한 노드가 현재 aging interval 동안 사용한 대역폭의 양.

위의 식들에 의해 현재 사용되지 않고 남아 있는 대역폭을 현재 트래픽을 전송중인 노드들에게 aging interval이 완료 될 때 마다 지속적으로 할당 해준다. 그러나 fluctuation을 최대한 줄이기 위해서 전체 대역폭 중 95% 이상이 사용되면 기존의 공평 메커니즘에서와 같이 FULL_RATE 값의 공평 전송률을 업스트림 노드들에게 광고해서 그 이후로는 소스 노드들의 트래픽 전송량을 서서히 증가 시키도록 한다.

그림 4는 본 논문에서 제안하는 대역폭 할당 메커니즘의 예를 보여준다. 링의 전체 대역폭은 600M 이고 노드 1, 2, 3이 노드 4에게 트래픽을 전송한다. 그러나 노드 3은 노드 4에게 100M의 고정된 전송률로 트래픽을 전송한다고 가정한다. 이때 만약 노드 3에서 혼잡이 발생하여 공평 전송률 100M를 업스트림 노드에게 전송하였다면 다음 aging interval 동안 노드 1, 2, 3은 각각 100M의 트래픽을 링으로 전송한다. 따라서 노드 3의 STQ 버퍼로 200M의 트래픽이 들어오게 되고, 그 양을 노드 3 자신이 광고했던 공평 전송률 100M로 나누게 되면 현재 2개의 업스트림 노드들이 트래픽을 전송하고 있는지 예측할 수 있다. 또한, STQ 버퍼로 들어온 트래픽의 양과 자신이 전송했던 트래픽의 양을 통해 현재 300M의 대역폭이 사용 중이고 300M의 대역폭이 사용되지 않고 남아 있음을 알 수 있다. 따라서 300M의 1/2인 150M를 노드 1과 2에게 각각 75M씩 더 할당해줄 수 있으므로 다시 광고하는 공평 전송률은 175M이다. 따라서 다음 aging interval 동안 노드 1, 2는 각각 175M씩 전송하고 노드 3은 100M를 전송한다. 위와 마찬가지로 현재 450M가 사용 중이고 150M의 대역폭이 남아 있음을 알 수 있고 150M의 1/2인 75M를 노드 1과 2에게 각각 38M 씩 더 할당해줄 수 있다. 따라서 다시 광고하는 공평 전송률은 213M이다.

4. 성능 분석

이 장에서는 모의 실험을 통하여 현재 IEEE 802.17 RPR 공평 메커니즘과 본 논문에서 제안된 메커니즘의 성능을 비교 평가하였다. 모의 실험은 네트워크 시뮬레이터 ns-2^[10]를 사용하였으며 모의 실험 망 구조는 그림 5와 같다. 두 링의 대역폭은 각각 600Mbps이며, 노드와 노드사이의 전파지연 시간은 0.1ms이다. 모든 노드들의 STQ 버퍼 크기는 128kbytes 이고 low_threshold는 16kbytes (STQ_buffer_size / 8), high_threshold는 118784 bytes (STQ_buffer_size - MTU (9216bytes))이다. 또한 모든 노드들의 aging interval 과 advertise interval은 100μsec이다.

모의 실험에서 소스 노드의 트래픽 전송은 다음과 같다. 노드 6과 0은 노드 2에게 트래픽을 greedy하게 전송한다. 또한, 현재의 버스티한 인터넷 트래픽 특성을 위하여 지수분포의 ON/OFF 트래픽을 발생시켰다. ON 기간 동안은 트래픽을 전송하고, OFF 기간 동안은 트래픽을 전송하지 않는다. 노드 1은 노드 2에게 100Mbps의 고정된 전송 속도로 CBR(constant bit rate) 트래픽을 전송한다. 이것은 모의실험을 위하여 노드 1에서 혼잡 발생

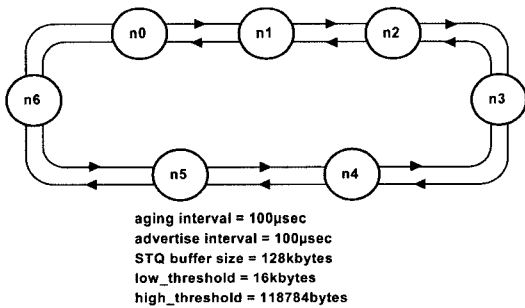


그림 5 모의실험 망 구조

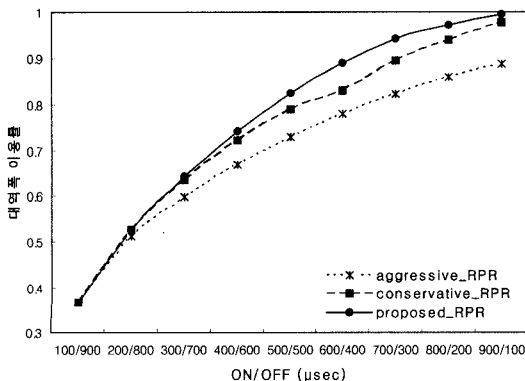


그림 6 on-off 기간이 1000μsec인 경우에 on 기간의 증가에 따른 전체 대역폭 이용률

과 혼잡 해결을 반복적으로 발생시키기 위해서이다.

그림 6은 노드 6과 0 두 노드 각각 ON/OFF 전체 주기를 1000μsec로 하고 ON의 기간은 100μsec부터 900μsec까지 100μsec씩 증가시키고, OFF는 반대로 900μsec부터 100μsec까지 100μsec씩 감소시켜 트래픽을 전송하였을 때 모든 노드들의 전체 대역폭 이용률을 나타낸다. ON/OFF의 주기가 100/900, 200/800과 같이 ON의 기간이 짧고 OFF의 기간이 길어서 혼잡이 거의 발생하지 않을 때는 기존의 메커니즘들과 제안된 메커니즘의 대역폭 이용률은 비슷하지만, ON의 기간이 점점 증가하고 OFF의 기간이 점점 감소할수록 제안된 메커니즘에서 대역폭 이용률이 더 좋아지는 것을 볼 수 있다. 이것은 ON 기간이 증가하고 OFF 기간이 감소할수록 혼잡이 더 많이 발생하게 되고, 제안된 메커니즘이 혼잡이 발생한 후 대역폭을 더 효율적으로 사용하기 때문이다. 또한 aggressive 모드 보다 conservative 모드의 대역폭 이용률이 더 높게 나타나는 이유는 모의 실험에서 사용한 혼잡 지역 노드의 개수가 작기 때문이다. aggressive 모드에서 혼잡이 발생하면 노드 1이 100Mbps의 CBR로 전송하고 있으므로 노드 6과 0은 100Mbps로 떨어진 후 전송량이 서서히 증가하게 되지만, conservative 모드에서는 혼잡이 발생하게 되면 전체 대역폭을 3개의 노드가 각각 200Mbps씩 나누어 가지게 된다. 즉 노드 6과 0은 200Mbps로 떨어진 후 전송량이 서서히 증가 한다. 또한 FRTT 시간도 짧기 때문에 본 모의실험에서는 conservative 모드가 aggressive 모드 보다 대역폭 이용률이 더 높게 나타난다.

그림 7은 그림 6 모의실험에서 노드 6, 0, 1 각각의 대역폭 이용률을 나타낸다. 노드 1은 100Mbps로 고정된 트래픽 전송을 하기 때문에 노드 1의 대역폭 이용률은 고정된 값을 가진다. 그러나 노드 6과 0은 ON의 기간이 증가하고 OFF의 기간이 감소할수록 대역폭 이용률은 증가한다. 또한 두 노드가 거의 같은 대역폭 이용률을 보

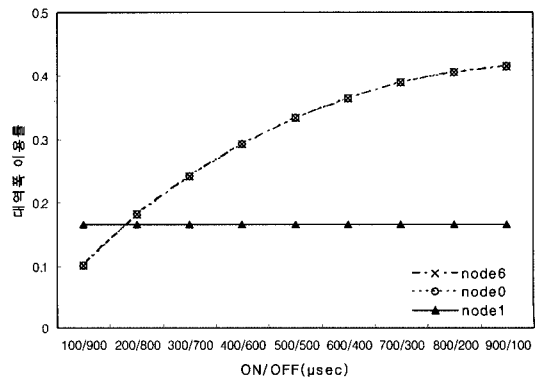


그림 7 on-off 기간이 1000μsec인 경우에 on 기간의 증가에 따른 각 노드의 대역폭 이용률

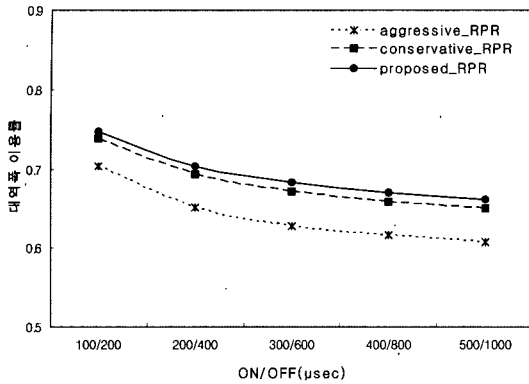


그림 8 on-off 기간의 증가에 따른 전체 대역폭 이용률

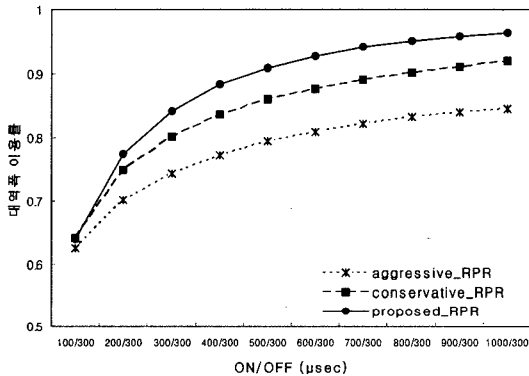


그림 9 off 기간이 고정된 경우에 on 기간의 증가에 대한 전체 대역폭 이용률

이고 있어 노드 6과 0은 대역폭을 공평하게 나누어 사용하는 것을 확인할 수 있다.

그림 8은 노드 6과 0 두 노드 각각 ON/OFF 기간의 비율을 1:2로 고정하고 ON, OFF의 기간을 각각 증가시키면서 트래픽을 전송하였을 때 노드들의 전체 대역폭 이용률을 나타낸다. 여기서도 제안된 메커니즘에서 대역폭 이용률이 더 높은 것을 확인할 수 있다. 그러나 ON/OFF의 주기가 1:2를 유지하면서 ON, OFF 기간을 각각 증가시킬 때 전체적으로 대역폭 이용률이 떨어지는 이유는 ON/OFF의 주기가 1:2로 동일하여도 ON의 기간이 증가할수록 혼잡이 더 많이 발생하기 때문이다. 그림 9는 노드 6과 0 두 노드 각각 OFF의 기간을 300 μ sec로 고정시키고 ON의 기간을 100 μ sec부터 1000 μ sec까지 100 μ sec씩 증가시키면서 트래픽을 전송했을 때 모든 노드들의 전체 대역폭 이용률을 나타낸다. 여기서도 100/300과 같이 혼잡이 많이 발생하지 않을 때는 제안한 메커니즘과 기존의 메커니즘의 대역폭 이용률이 비슷하지만 혼잡이 많이 발생하게 될수록 제안한 메커니즘이 대역폭 이용률이 더

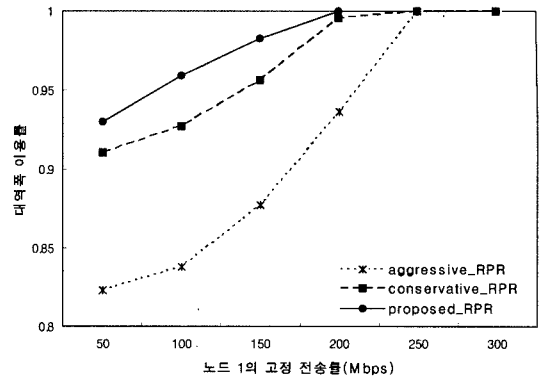


그림 10 노드 1의 전송률 증가에 대한 전체 대역폭 이용률

높은 것을 확인할 수 있다.

그림 10은 노드 0과 1 두 노드 모두 노드 2에게 CBR 트래픽을 전송하였을 때 대역폭 이용률을 나타낸다. 노드 0은 노드 2에게 greedy한 전송을 하였고, 노드 1은 노드 2에게 50~300Mbps 까지 50Mbps씩 증가 시키며 고정된 전송률로 전송을 하였다. aggressive 모드에서는 노드 1에서 혼잡이 발생하면 공평 전송률이 노드 1의 고정 전송률로 떨어지므로 대역폭 이용률이 가장 낮게 되고 conservative 모드에서는 노드 1에서 혼잡이 발생하면 전송 노드가 2개 이므로 공평 전송률은 300Mbps 떨어지므로 conservative 모드가 aggressive 모드 보다 대역폭 이용률이 높게 나타난다. 하지만 제안 알고리즘에서는 노드 1에서 혼잡이 발생하면 공평 전송률이 노드 1의 공평 전송률로 떨어지지만 그 이후에 남아 있는 대역폭을 가장 효율적으로 사용하므로 대역폭 이용률이 가장 높은 것을 확인할 수 있다. 또한 노드 1의 고정 전송률이 300Mbps로 가까울수록 3가지 방법 모두 노드 0과 1이 각각 300Mbps 씩 공평하게 사용하므로 3가지 방법 모두 대역폭 이용률이 비슷하게 나타난다.

5. 결론

본 논문에서는 현재 IEEE 802.17 RPR에서 정의한 RPR 공평 메커니즘에서 혼잡이 발생하고 그 혼잡이 해결된 후 대역폭을 효율적으로 사용하지 못하는 문제점을 해결하기 위한 향상된 대역폭 할당 메커니즘을 제안하였다. 본 논문에서 제안된 메커니즘은 한 노드에서 혼잡이 발생한 후 그 혼잡이 해결되면, 혼잡이 발생했던 노드는 현재 자신에게 트래픽을 전송중인 업스트림 노드들의 수를 예측하고, 현재 사용 가능한 대역폭을 현재 트래픽을 전송중인 노드들에게 공평하게 할당 해주어 대역폭 이용률을 높일 수 있다. 제안한 알고리즘에서는 혼잡이

발생했던 노드는 자신이 광고했던 공평 전송률과 업스트림 노드들로부터 자신의 STQ 전송 버퍼로 전송 되어진 트래픽의 양을 지속적으로 측정하고 있으므로 aging interval이 완료될 때 마다 현재 자신에게 트래픽을 전송 중인 업스트림 노드들의 수와 전체 대역폭 중 얼마만큼의 대역폭이 사용 가능한지 알 수 있다. 따라서 혼잡이 해결되면 현재 남아 있는 대역폭을 고려하지 않고 단순히 FULL_RATE 값의 전송률을 광고하여 소스 노드 스스로 트래픽 전송을 서서히 증가시키는 기존 메커니즘보다 현재 남아 있는 대역폭의 양을 일정한 비율로 소스 노드들에게 할당해주는 제안된 메커니즘이 대역폭 이용률을 더 높일 수 있다.

제안한 메커니즘의 성능은 네트워크 시뮬레이터 ns-2를 이용하여 분석하였으며, 현재 버스티한 성질의 인터넷 트래픽 특성에 맞게 지수 분포의 ON/OFF 트래픽을 사용하였다. 성능 분석의 결과 다양한 버스티 특성의 트래픽 전송에서 제안된 메커니즘이 기존의 메커니즘보다 대역폭 이용률이 높은 것을 볼 수 있었다.

참 고 문 헌

- [1] ANSI, "Synchronous Optical Network (SONET) Basic Description including Multiplex Structure, Rates and Formats," ANSI T1.105-1995.
- [2] ITU-T Recommendation G.707, "Network Node Interface for the Synchronous Digital Hierarchy," 1996.
- [3] Nortelnetwork white paper, "A tutorial handbook of advanced SONET networking concepts," http://www.nortelnetworks.com/products/01/sonet/collateral/sonet_101.pdf
- [4] IEEE Std. 802.3ae, "Media Access Control(MAC) Parameters, Physical Layers, and Management Parameters for 10Gb/s Operation," 2002
- [5] 10Gigabit Ethernet Alliance(10GEA) white paper, "10 Gigabit Ethernet Technology Overview White Paper", 2002, http://www.10gea.org/10GEA%20White%20Paper_0502.pdf
- [6] 손장우, 정우영, "차세대 MAN(Metro Area Network) 구축기술 분석", 전자공학회지, 제 27 권 제 10 호, 83-94쪽, 200년 10월.
- [7] 이재훈, "RPR 기술", 정보통신기술, 제 16 권 제 1 호, 50-63쪽, 2002년 5월.
- [8] Resilient Packet Ring Alliance white paper, "An Introduction to Resilient Packet Ring Technology," 2002, <http://www.rpralliance.org/articles/ACF16.pdf>
- [9] IEEE 802.17, "Draft Standard for Media Access Control(MAC) Parameters, Physical Layer Interface, and Management Parameters in RPR, 2004.
- [10] USC/ISI/Xerox/PARC/LBNL/UCB, "ns Notes and Documentation," <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>



이 동 현

2002년 2월 동국대학교 정보통신공학과 학사. 2004년 8월 동국대학교 정보통신공학과 석사. 2004년 8월~현재 LG전자 이동통신기술연구소 연구원. 관심분야는 RPR, Mobile IP, IPv6, 라우팅 프로토콜



이 재 훈

1985년 2월 한양대학교 전자공학과 학사. 1987년 2월 한국과학기술원 전기및전자공학과 석사. 1995년 8월 한국과학기술원 전기및전자공학과 박사. 1987년 3월~1990년 4월 데이콤 연구원. 1990년 9월~1999년 2월 삼성전자 정보통신부문 선임연구원. 2000년 3월~2000년 12월 삼성전자 자문교수. 2000년 5월~현재 한국인터넷포럼 운영위원. 1999년 3월~현재 동국대학교 정보통신공학과 부교수. 관심분야는 초고속통신, 다중 액세스 프로토콜, 인터넷 프로토콜, 메트로 인터넷