

B-ISDN 링 가입자망을 위한 액세스 제어 프로토콜의 공정성 제공 기법 연구

正會員 남 은 영*, 이 수 경*, 송 주 석*

A Fairness Control Mechanism for Access Control Protocol of B-ISDN Ring Subscriber Networks

Eun Young Nam*, Su Kyung Lee*, Ju Suk Song* *Regular Members*

요 약

본 논문에서는 광대역 종합정보통신망의 구축을 위한 가입자망의 링 구조 내에서 각 노드가 송신 큐의 셀 수를 고려하여 전송 큐터를 동적으로 변화시키는 액세스 큐터 조정 방안을 제안하였다. 이러한 기법은 비대칭적 트래픽 상황에 대한 대응을 통하여 공정성과 효율성을 함께 보장한다. 시뮬레이션을 통하여 공유 매체 액세스 제어 프로토콜의 평가 기준인 액세스 지연 시간 및 처리율 측면에서 제안한 알고리즘을 기존 프로토콜과 비교함으로써 성능의 우수성을 확인하였다.

ABSTRACT

In this paper we suggest a dynamic quota allocation mechanism for B-ISDN(Broadband Integrated Services Digital Network) subscriber networks. The quota adaptation decision based on the number of cells in the transmission queue is made distributively by each node in the ring network. This mechanism provides both fairness and efficiency for it enables each node to adapt its quota under asymmetric traffic condition. The simulation results show that substantial improvements in access delay time and throughput can be achieved with this algorithm.

I. 서 론

다양한 서비스 품질을 요구하는 여러 종류의 서비

스들을 통합적으로 지원하기 위한 광대역 종합정보통신망(B-ISDN: Broadband-Integrated Digital Network)에 대한 연구가 현재 활발히 진행되고 있다. 미래의 정보 통신망은 비동기 전송 방식(ATM: Asynchronous Transfer Mode)을 기반으로 하여 기존의 전화망과 사설 데이터 통신망, 케이블 TV 방송망 등 여

*연세대학교 컴퓨터과학과
論文番號: 97015-0113
接受日字: 1997年 1月 13日

러 종류의 망들이 경제적으로 통합되는 방향으로 진화되어 나갈 것으로 예견된다. 그러나 B-ISDN의 구축을 위해서는 이미 존재하는 소규모 망 자원을 최대한 이용하는 동시에 이를 종합 정보 통신망으로 통합하는 과정이 필요하므로 이후 각 단말기까지 실제로 종합 정보 서비스를 제공하기 위한 가입자망의 구조 설정이 필요하다.

액세스 제어 프로토콜은 B-ISDN의 맥내망에서 다수의 단말이 공유 매체에 접속되어 있는 경우에 각각 다른 서비스 품질을 갖는 ATM 연결들에 대한 트래픽 흐름을 제어하여 사용자 인터페이스(User Network Interface: UNI)에서의 과부하 현상을 해소하기 위하여 설계된다. ATM UNI에서는 ATM 셀 중 4비트의 GFC(Generic Flow Control) 필드가 이러한 액세스 제어 프로토콜을 위하여 할당되어 있다. 프로토콜을 설계할 때에는 B-ISDN의 다양한 서비스들에 대한 서비스 품질 요구 조건을 모두 만족할 수 있도록 해야 한다. 광대역 가입자망에서의 공유 매체 액세스 제어 프로토콜은 터미널이 요구하는 대역폭을 보장하고 각 트래픽 특성에 따른 액세스 지연의 보장을 위하여 공정성을 유지해야 한다.

지금까지 제안된 고속 공유 매체 액세스 제어 프로토콜로는 FDDI-II, ATMR[1], MetaRing[2] 등이 있다. 그러나, 이들 프로토콜들은 본래 기존 망을 위하여 설계되었기 때문에 광대역 종합정보통신망과의 호환성 문제를 일으킬 수 있다. 또한 처리율을 지나치게 강조한 나머지 링 네트워크의 결점 중 하나인 노드간의 공정성 결여 문제를 해결하지 못하는 등 몇 가지 문제점들을 안고 있다. 본 논문에서는 이러한 문제점을 개선하고 링 프로토콜에서 노드 간 공정성을 제공하는 기법에 대한 연구를 수행하였다.

II. 광대역 가입자 망과 고속 링 프로토콜

2.1 가입자 액세스망의 구성

B-ISDN은 각 가입자들에 의해 직접 설계 또는 구성이 가능한 가입자맥내망(CPN: Customer Premises Network)과 가입자맥내망들을 단국 교환기까지 연결하기 위한 액세스망(Access Network), 그리고 각 단국 교환기들을 연결하여 액세스망들 사이의 접속을

위한 전달망(Transport Network)과 이러한 전달망들의 서비스를 관리하는 서비스망(Service Network), 관리망(Management Network) 등의 구성 요소를 갖는다. 가입자망은 전체적인 광대역 통신망의 망 구성 요소들 중 각 가입자의 단말로부터 단국 교환기 사이의 망을 통틀어 일컫게 된다. B-ISDN의 가입자망은 고속 정보의 전달을 위하여 광케이블을 사용함에 따라 광케이블의 전송 능력을 충분히 활용할 수 있는 경제적인 망 구성을 위하여 각 단말로부터 단국 교환기까지의 선로가 공유되는 방식으로 망 구성이 이루어진다[3].

2.2 기존의 고속 링 프로토콜

슬롯 링은 일반적으로 단일링 또는 반대 방향으로 회전하는 이중링의 형태를 갖는다. 초기의 슬롯 링은 노드 별로 공정한 슬롯 사용을 보장하기 위하여 전송 원 소거 방식을 사용했다. 그러나 공간적 재사용의 이점을 취하기 위하여 슬롯을 목적지에서 제거하는 목적지 소거 방식이 등장하면서 전송 능력의 공정한 배분을 위하여 부가적인 공정성 알고리즘 적용이 필요하게 되었다.

링 구조에서 발생할 수 있는 전송량의 편중 문제를 해결하고 노드 별로 공정한 쿼터를 할당하기 위한 공정성 알고리즘은 크게 직접적인 방식과 간접적인 방식의 두 가지 종류로 분류할 수 있다. Orwell Ring, ATMR[1], MetaRing[2] 프로토콜 등은 링 상에서 각 노드에 대한 전송 쿼터를 결정된 후에 전송 카운터를 주기적으로 갱신해주는 간접적인 공정성 제어 방식을 채택하고 있다. 반면에 CRMA-II와 같은 예약 방식의 프로토콜들은 주 스테이션이 망 내의 불공정성 발생을 포착한 다음 이를 억제해 주는 직접적인 방법을 사용한다.

ATMR(ATM Ring)은 비동기 전송 방식을 기초로 하는 고속 다중 액세스 장치에 대한 멀티미디어 서비스를 지원하는 프로토콜로서 주기적 리셋 과정과 분산 윈도우를 갖는다. ATMR의 단점은 입력 트래픽의 목적지 분포가 균일하지 않을 경우 특정 노드가 상위 링 트래픽의 영향으로 링 트래픽에 장기간 접근하지 못하는 기근 현상(starvation)의 발생을 방지하지 못한다는 것이다. 이에 따라 ATMR은 링 구조 때문에 발생하는 기근 현상의 해결을 위한 별도의 공정성 알

고리즘을 채택하고 있다. 각 노드의 전송 가능한 셀의 개수는 초기에 설정되는 윈도우라는 카운터에 의하여 제한받는다[1].

MetaRing 프로토콜의 공정성 보장 알고리즘은 다음과 같이 작동한다. 각 노드에서는 자신이 전송한 셀의 수를 세는 카운터 변수를 유지하고, 전송 방향과 반대 방향으로 SAT(SATisfied)라는 하드웨어 제어 신호가 회전한다. 이때 SAT가 링을 한번 회전하는 동안 최소 보장 트래픽량과 최대 허용 트래픽량을 결합함으로써 결과적으로 전체 트래픽의 제어가 이루어진다[2]. MetaRing은 노드마다 하나의 윈도우만을 할당하는 ATMR과는 달리 두개의 윈도우, 즉 최대 전송 허용 쿼터와 최소 전송 보장 쿼터를 이용하여 망의 공정성을 보장한다. 이에 따라 각 노드는 최소한의 보장량을 전송하고 여분의 대역폭을 확보하여 다른 노드에 피해를 주지 않는 한도 내에서 최대 허용량까지 전송 상태에 있을 수 있다. 노드마다 이 상태에 머무르는 시간을 조정함으로써 부하가 비균질적인 상황에서 공정성을 제공하게 된다.

III. 제안 적응 쿼터 액세스 제어 프로토콜

3.1 기존 알고리즘의 문제점

광대역 통신망의 가입자망에서 동작할 수 있는 기존의 액세스 제어 프로토콜들 중 CRMA-II는 공정성의 보장을 확실하게 할 수 있는 대신, 예약과 확인 수락 과정에 대역폭을 낭비하고 노드 구조가 상대적으로 복잡하여 구성 비용이 높아진다는 단점이 있다. ATMR은 각 노드가 각자의 윈도우 크기 만큼의 셀을 모두 전송한 다음에는 리셋셀 발생 이후 다시 활성화 상태가 되기까지 오래 대기하기 때문에 대역폭이 낭비되는 단점이 있다. 그리고 이러한 현상은 고속 망 환경에서 더욱 두드러질 것이다. 이에 반하여 MetaRing의 경우에는 이와 같은 별도의 리셋 사이클이 없는 대신에 SAT라는 별도의 제어 신호가 각 노드의 전송 카운터를 계속 리셋시키며 쿼터를 재할당한다. 이처럼 두개의 쿼터로 운용되는 MetaRing은 자신이 받은 쿼터만큼의 셀을 모두 전송한 뒤 리셋 신호가 쿼터를 재설정해주시기를 기다리는 시간, 즉 비활성 상태에서 머무르는 시간을 최소화할 수 있다는 것으로 해석할 수 있다. 이는 Q_{max} 와 Q_{min} 의 차이를 높임으로써 처리

율을 증가시킬 수 있지만 그만큼의 공정성이 저하되는 반면에, 이 폭을 줄이면 공정성을 보장할 수 있지만 남은 대역폭을 사용하지 못하게 된다는 의미이다. 그러므로 MetaRing의 쿼터를 가변적으로 운용하여 부하량에 따른 탄력적 셀 전송이 가능하도록 적응력을 높일 수 있는 방안이 필요하다.

3.2 제안 적응적 액세스 제어 알고리즘의 쿼터 재조정 방법

링 가입자망을 위하여 이미 제안된 ATMR 프로토콜은 링 위의 모든 노드들이 동일한 자격으로 액세스 망에 접근하는 것으로 가정하고 있다. 그러나 가입자망은 교환 노드와 가입자 간의 트래픽 흐름이 전체 트래픽의 많은 부분을 차지한다는 특성을 갖는다. 광대역 가입자망에서는 액세스 제어 노드가 OAM(Operation, Administration and Maintenance) 기능을 수행한다. 따라서 망과 교환기 간의 인터페이스로 작동하는 특별한 액세스 노드라 볼 수 있는 액세스 제어 노드(ACN: Access Control Node)와 일반 액세스 노드 사이의 트래픽 교환이 상대적으로 많을 것임을 예상할 수 있다[4]. 그러므로 트래픽 분포가 균질적임을 전제로 설계된 ATMR이나 고정 쿼터 할당 방식의 MetaRing은 이러한 환경에서 공정성을 보장하지 못할 것으로 예측된다. 일반적으로 가입자망 내에서 한 노드가 링 위의 다른 모든 노드의 상태를 전역적 관점에서 파악하고 이에 근거하여 자신의 트래픽을 제어할 수 있다면 가장 완벽한 공정성 제어가 가능하다. 그러나 이를 위해서는 노드 간 상태 정보 교환을 위한 대역폭의 낭비가 따르고 각 노드마다 이 정보를 해석하기 위한 복잡한 알고리즘이 운용되어야 할 것이므로 비효율적이다. 따라서 제안한 프로토콜에서는 자기 노드의 상태와 제어 신호가 링을 회전하면서 전달할 수 있는 정보만으로 다른 노드의 상태를 유추하여 자신의 트래픽량을 분산적으로 조정한다.

알고리즘의 기술을 위하여 SAT 제어 신호가 링을 회전하는 시간을 측정하여 각 노드가 망내 다른 노드의 상태를 추측할 수 있도록 해 주는 SAT-Rotation-Time(SAT 회전 시간) 파라미터를 먼저 정의한다. SAT 신호가 망을 회전하는 시간이 길다는 것은 다른 노드들이 Q_{min} 만큼의 최소 쿼터량을 채 전송하지 못하고 있는 시간이 길다는 의미이다. 특정 노드의 n 번

제 SAT-Rotation-Time 파라미터는 n 번째 SAT 주기에서 자기 노드를 떠난 SAT 제어 신호가 링을 한 바퀴 회전하여 다시 자기 노드로 되돌아오기까지 걸리는 시간을 의미한다.

망의 전체 부하가 적은 경우에는 한번의 SAT 회전 시간 동안에 한 노드에게 허용되는 최대 전송량인 Q_{max} 가 클수록 전체 시스템의 성능 특성이 좋아진다. 그리고 최소 보장 전송량인 Q_{min} 이 작을수록 쿼터 재설정 정이 좀더 자주 이루어지기 때문에 균집성 트래픽이 많은 경우에 유리하다. 아무런 공정성 알고리즘도 포함하지 않은 순수한 슬롯 링은 Q_{max} 가 무한대이며 Q_{min} 은 1인 극단적인 경우가 되어 공정성에 대한 배려 없이 처리율과 지연 시간의 성능만을 강조하게 된다. 따라서 링의 공정성을 고려하기 위해서는 이와 반대로 Q_{max} 를 줄이고 Q_{min} 은 증가시켜 두 쿼터 사이의 차이를 줄임으로써 기근 현상을 막을 수 있다[6][7].

한 노드의 입장에서는 자신의 노드에 가해지는 트래픽의 양을 자신의 전송 큐를 조사함으로써 알아낼 수 있다[5]. 즉, 전송 큐에 셀이 많이 쌓이는 경우 해당 노드에 기근 현상이 일어났거나 망 전체에 높은 부하량이 걸려 있어 자신의 노드에 많은 양의 트래픽이 가해지는 것으로 판단할 수 있다. 반대로 전송할 셀이 없어 큐가 비어있는 경우라면 자신이 망을 독점중이라 원하는 만큼의 셀을 보낼 수 있는 경우거나 망 전체에 트래픽이 적어 자신의 노드 역시 부하가 적은 경우에 해당된다고 볼 수 있다. 그러나 큐 길이만을 근거로 공정성 제어를 수행하면 자신의 노드에서의 셀 처리 속도만을 고려하게 되기 때문에 각 상황에 대한 대처가 부정확할 수 있다. 따라서 본 논문에서 제안하는 적응적 쿼터 할당 알고리즘에서는 큐 길이와 더불어 SAT의 망 회전 시간도 쿼터 조정의 근거로 삼는다. SAT 제어 신호가 빠른 시간 내에 링을 회전하는 경우에는 전체 트래픽의 양이 적거나 다른 노드의 전송 셀 처리 상태가 양호한 것으로 판단하고, SAT의 회전 시간이 긴 경우에는 망 내에 과부하가 걸렸거나 또는 기근 현상이 일어나 특정 노드가 Q_{min} 을 만족시킬 때까지 오랜 시간이 걸리는 것으로 간주한다.

이러한 각 경우에 대응하여 각 노드는 자신의 쿼터를 적응적으로 변화시킬 수 있다. 망 내의 트래픽 부하량이 높지 않은 경우에는 Q_{max} 를 증가시켜 남는 대

역폭을 확보하고, 반대로 트래픽의 전송량이 많아서 전체적으로 부하가 심하게 걸릴 때에는 Q_{max} 를 감소시켜 전송량을 억제한다. 기근 현상이 발생하여 자신의 노드가 만족할 만큼의 트래픽 전송을 하지 못하는 경우에는 Q_{min} 을 증가시켜 Q_{max} 와의 차이를 작게 하면서 자신에 대한 공정성을 요구한다. 반면에 스스로가 망을 독점하면서 트래픽을 전송시켜 다른 노드들을 기근 상황에 빠뜨렸을 때에는 Q_{min} 을 감소시켜 Q_{max} 와의 차이를 크게 함으로써 기근 현상을 막는다.

이와같은 쿼터 조정 알고리즘을 그림 1의 셀 전송 알고리즘과 그림 2의 SAT 제어 신호 전송 알고리즘으로 표시하였다.

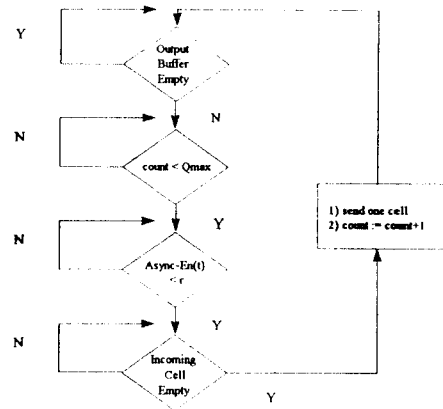


그림 1. 제안한 액세스 프로토콜의 흐름도: 셀 전송

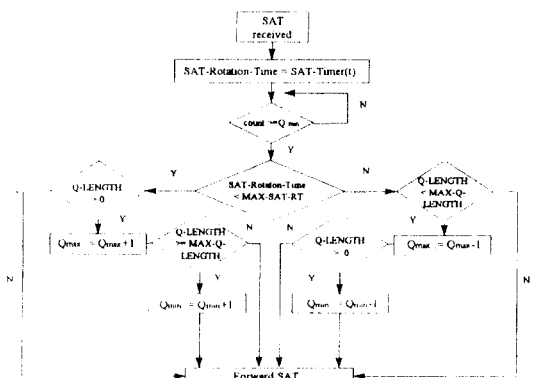


그림 2. 제안한 액세스 프로토콜의 흐름도: SAT 전송

각 노드는 SAT 주기마다 SAT 제어 신호의 회전 시간을 측정한다. 이 값이 작아서 다른 노드들의 셀 전송 상태가 양호함에도 아직 자신의 큐에는 셀이 남아 있는 경우라면, 자신이 셀을 더 전송한다 하더라도 다른 노드의 전송량에 영향을 미치지 않을 것이라고 판단한다. 이 경우 자신의 Q_{max} 를 증가시켜 전송 큐에 남아 있는 셀을 전송할 수 있다. 같은 상황에서 자신의 큐 길이가 매우 길다면 이는 자신의 노드만이 기근 현상을 보이고 있는 것으로 생각하고 Q_{min} 을 증가시켜 Q_{max} 의 증가분을 보충한다. 이러한 쿼터 조정 과정을 거친 뒤에 SAT 신호가 이웃 노드로 전송된다. 이때 SAT 신호의 전송 유보 조건은 자신의 셀 전송 횟수를 세는 카운터 변수가 Q_{min} 보다 작을 때이며, 이것은 해당 노드가 불만족(unsatisfied) 상태에 있기 때문에 다른 노드의 카운터 리셋을 연기시키는 것이다.

3.3 가입자망에서의 셀 헤더 형식 정의

앞 절에서 제안한 액세스 제어 알고리즘을 광대역 가입자망에서 이용하기 위해서는 ATM 방식의 이미 정의된 셀 형식을 따라야 한다. ATM 셀 헤더의 4 비트 GFC(Generic Flow Control) 필드에 프로토콜의 동작에 필요한 정보를 포함시켜 ATM 망과의 연동이 가능하도록 한다. GFC 필드는 광대역 통신망의 대내망에서 다수의 단말이 공유 매체에 접속된 경우 각종 QOS의 ATM 연결들에 대하여 단기간의 과부하 상태를 완화하기 위하여 트래픽 흐름을 제어하는 목적으로 정의된 필드이다[8].

본 논문에서 제안한 액세스 제어 알고리즘을 사용하기 위해서 이러한 알고리즘이 포함된 프로토콜의 ATM UNI에서의 셀 포맷을 그림 3에서와 같이 정의하도록 한다. GFC 필드의 구조에서 첫번째 MT(Monitoring) 비트는 링형 망에서 일반적으로 헤더 부분에 오류가 발생한 셀을 찾아서 제거하기 위한 비트이다. 두번째 SAT(SATisfied) 비트는 제안 메커니즘에서 비동기 데이터 간의 공정성 유지를 위하여 데이터와는 반대 방향으로 순환하면서 각 노드의 전송 쿼터를 재설정해주는 SAT 신호를 위한 비트이다. Async-En(Asynchronous Enable) 비트는 동기 데이터로 하여금 비동기/동기 데이터 간의 우선순위 제어를 위한 비트이며, 남은 한 비트는 예약 비트로 사용된다.

ATMR이 일부 기능을 위해서는 GFC 필드만으로

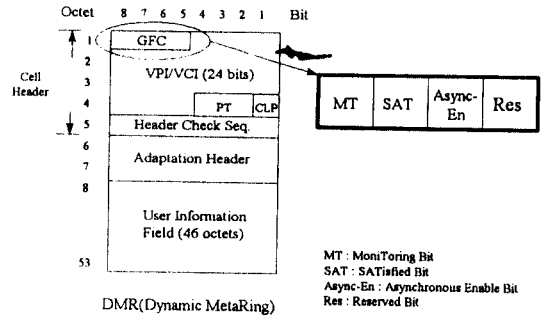


그림 3. 제안한 알고리즘을 위한 셀 헤더 형식

는 부족하여 연속된 두개의 셀을 사용해야 하는 것과 달리, 제안 알고리즘은 ATM UNI 셀 포맷의 GFC 필드 4비트만을 사용하기 때문에 ATM 망과의 연동이 용이하다. 기존 망들의 통합을 통하여 ATM 방식의 광대역 통신망을 확장하기 위해서는 가입자망의 ATM 망과의 호환성이 중요한 문제가 된다. 제안 메커니즘은 기존의 GFC 필드를 이용함으로써 ATM 망과의 접속에서 별도의 변환 작업이 필요없기 때문에 효율적인 가입자망 구성을 위한 셀 헤더 형식에서의 요구 사항을 만족하고 있다.

IV. 시뮬레이션 환경 및 결과 분석

제안 알고리즘의 성능을 평가하기 위하여 SUN SPARC 10에서 C 언어로 시뮬레이션 프로그램을 작성하여 다음과 같은 시뮬레이션 환경을 가정하고 모의실험을 수행하였다.

4.1 시뮬레이션 환경

제안한 방식의 공정성 메커니즘을 채택한 액세스 제어 프로토콜의 성능을 시뮬레이션을 통하여 분석하기 위해서 먼저 시뮬레이션 환경을 표 1과 같이 정의하기로 한다.

이들 시뮬레이션 파라미터 중 노드의 수는 6, 12, 18, 24의 네 가지 경우로, 노드 간 거리는 0.1(km)에서부터 1.0(km)까지 변화시켜 시뮬레이션을 수행하였으며, 각 경우에 대하여 공정성 알고리즘이 없는 슬롯 링과 기존의 MetaRing, 제안한 방식이 지연 시간과 처리율 특성은 큰 차이를 보이지 않았다. 따라서 앞으로 표시하는 시뮬레이션 결과는 노드의 수가 12

표 1. 시뮬레이션 파라미터

파라미터(Parameter)	값(Value)
라우팅 방법(routing strategy)	최단거리
노드 수(number of node)	6, 12, 18, 24
노드 간 거리(distance between nodes)	0.1 - 1.0 km
슬롯 크기(slot size)	53 옥텟
전송율(transmission rate)	155Mbps
부하량 모델(load model)	헤비 로드(heavy load)
입력 트래픽 분포(traffic distribution)	포아송(Poisson)

개, 노드 간 거리는 0.5km로 균등한 경우에 대한 결과 그래프이다. 이러한 파라미터 값의 범위는 [9]의 시뮬레이션 환경을 참조하여 선택하였다.

시뮬레이션을 통하여 측정해야 할 값은 노드별 매체 액세스 지연과 노드별 셀 처리율이다. 매체 액세스 지연 시간은 각 노드에서 셀이 발생한 시간부터 서비스가 될 때까지 전송 큐에서 대기한 평균 시간이며 슬롯 시간으로 정규화시켜서 나타낸다. 각 노드에서의 액세스 지연 시간이란 전송 셀이 매체에 대한 액세스 권한을 얻어 이에 액세스하는 시간과 전송 큐에서 대기 중이던 셀이 버퍼의 앞 부분에 도착하는 시간 간의 차이이다. 그리고 처리율은 각 노드에서 처리된 셀의 수를 자기 노드를 거쳐 간 모든 셀의 수로 나눈 값으로 정의한다.

4.2 시뮬레이션 모델 분석

목적지 소거 방식을 사용하는 슬롯 링에서 최대 처리율은 송신원과 목적지 간의 평균 거리에 의존한다. 망 내의 노드 수는 n 개이고, 트래픽 발생은 헤비 로드(heavy load) 모델로서 항상 모든 노드에는 전송하고자 하는 셀이 있다고 가정한다. 반대 방향으로 회전하는 이중링에서 최단 거리 라우팅을 채택한다면 전송원과 목적지 사이의 최대 거리는 $n/2$, 평균 거리는 $n/4$ 이다. 그러므로 어느 순간에 4개의 노드가 동시에 자신의 셀을 전송하는 것이 가능하기 때문에 이중링은 단일링에서보다 4배의 용량을 얻을 수 있다[9]. 그러나 이러한 수치는 노드의 갯수가 무한할 때에 얻어지는 이론적인 최대 처리율이다. 노드의 갯수가 유한할 때의 최대 처리율을 계산하기 위하여 이중링에서의 처리율을 하나의 링에 동시에 존재할 수 있는 비

트의 갯수로 다음과 같이 정의하기로 한다.

$$T_{max} = \frac{n}{d} \tag{1}$$

이때 T_{max} 는 최대 처리율이고, n 은 링 위의 노드 수, d 는 송신원과 목적지 사이의 평균 거리를 의미한다. 노드의 갯수가 짝수일 때에는 트래픽 교환이 일어나는 두 노드 사이의 평균 거리와 최대 처리율을 다음과 같이 계산할 수 있다.

$$d = \frac{n^2}{4(n-1)} \quad T_{max} = 4 - \frac{4}{n} \tag{2}$$

같은 방법으로 노드의 갯수가 홀수일 때의 노드 간 평균 거리와 최대 처리율은 다음과 같다.

$$d = \frac{n+1}{4} \quad T_{max} = 4 - \frac{4}{n+1} \tag{3}$$

한편, 3장에서 기술한 적응적 쿼터 할당 알고리즘에서 SAT 신호의 회전 시간을 측정할 때 그 경계값은 단일 쿼터 MetaRing에서의 SAT 회전 시간을 계산하여 사용하기로 한다. Q_{min} 과 Q_{max} 값이 같은 MetaRing에서는 입력 트래픽의 목적지 분포가 균일할 때 다음과 같이 SAT 회전 시간을 구할 수 있다[10].

$$SAT - Rotation - Time = \frac{\sum_{i=1}^n Q_i}{T_{max}} \tag{4}$$

즉 이러한 경우의 SAT 회전 시간은 모든 노드들에게 주어진 쿼터의 합만큼의 셀이 목적지 소거 방식을 이용하여 전송될 때 SAT 신호가 링을 한 바퀴 회전하는데 소요되는 시간과 같다. 본 논문에서는 공정성이 보장되는 단일 쿼터 MetaRing에서의 SAT 회전 시간을 식 (4)를 이용하여 계산하고 이 값을 시뮬레이션에 적용하였다.

4.3 시뮬레이션 결과 및 분석

본 절에서는 앞에서 언급한 시뮬레이션 환경 모델을 기초로, 제안 액세스 제어 메커니즘의 성능을 분석한다. 이를 위하여 고정 쿼터 할당 방법을 사용하는 기존의 MetaRing 프로토콜과 공정성 알고리즘을 적용하지 않은 이중링에 대하여 처리율과 매체 액세스

스 지연 시간을 측정하여 비교한다. MetaRing의 경우 초기에 고정적으로 할당되는 최대 전송 허용 큐터 Q_{max} 와 최소 전송 보장 큐터 Q_{min} 의 값은 전체 망 성능에 영향을 줄 수 있다. 따라서 Q_{min} 을 0, Q_{max} 를 20으로 하여 처리율을 강조한 MetaRing(MR1)과 Q_{min} 과 Q_{max} 를 동일하게 15로 할당하여 공정성을 강조한 MetaRing(MR2)의 두 가지 방식을 택하였다. 그 외에 공정성 알고리즘을 적용하지 않은 NF(No Fairness) 방식을 함께 비교한다.

또한 네 가지의 트래픽 환경 시나리오를 사용하여 각각에 대하여 시뮬레이션을 수행하고 그 결과를 분석하기로 한다. 시나리오는 다음 네 가지의 경우를 가정한다. 시나리오 #1은 일반적으로 각 노드의 트래픽 부하량이 균등하고 목적지도 모든 노드에 대하여 동일한 확률 분포로 선택되는 경우이다. 시나리오 #2는 트래픽 부하량은 균일하지만 특정 노드의 목적지 채택 확률을 낮추었다. 목적지로 채택되지 않는 노드들은 자신의 셀을 전송할 기회가 적으므로 기근현상을 경험할 것이다. 시나리오 #3은 특정 노드에 높은 부하량이 집중되도록 하여 해당 노드와 인접 노드의 반응을 살펴 보기로 한다. 시나리오 #4에서는 한 노드에 높은 부하량이 주어지는 동시에 그 노드가 목적지로 채택될 확률도 높여서, 이 노드가 마치 가입자망에서의 액세스 제어 노드(ACN)의 역할을 수행하는 것처럼 트래픽 흐름을 조절하였다.

표 2와 표 3은 모든 노드의 전송 셀이 균일한 목적지 분포로 발생하는 시나리오 #1의 시뮬레이션 결과로 각 부하량에 따른 액세스 지연 시간과 처리율을 표시하였다. 여기서 무하량 100%란 각 노드마다 n (노드의 개수) 슬롯 시간 동안 한 개씩의 셀을 발생시킨다는 의미이다.

표 2. 시나리오 #1에서의 부하량별 액세스 지연 시간(Slot Time)

알고리즘 부하량(%)	NF	MR1	MR2	DMR
100	0.98	0.95	1.00	0.95
200	2.05	2.09	2.18	2.09
300	6.6	7.19	7.34	6.66
400	402.32	405.41	422.40	416.81

표 3. 시나리오 #1에서의 부하량별 처리율(%)

알고리즘 부하량(%)	NF	MR1	MR2	DMR
100	100	100	100	100
200	99.99	99.99	99.99	99.99
300	99.98	99.98	99.97	99.98
400	97.94	97.97	97.26	97.71

공정성 알고리즘을 적용하지 않은 슬롯 링 방식의 성능이 가장 좋으며 처리율을 강조한 MetaRing인 MR1도 이에 근접한 성능을 보인다. 이것은 목적지 분포와 트래픽의 양이 일정할 때 순수한 슬롯 링의 성능이 가장 뛰어날 것이라는 예측과 일치한다. 제안 알고리즘인 DMR은 이보다는 성능이 떨어지지만 공정성을 강조한 MR2 방식보다는 우수하다.

일부 노드의 목적지 선택 확률을 낮춘 시나리오 #2에서의 시뮬레이션 결과는 그림 4, 그림 5와 같다. 평

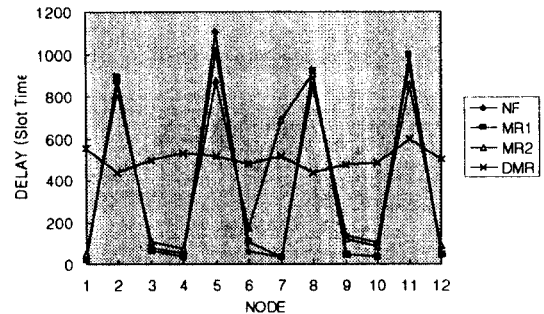


그림 4. 시나리오 #2에서의 노드별 액세스 지연 시간

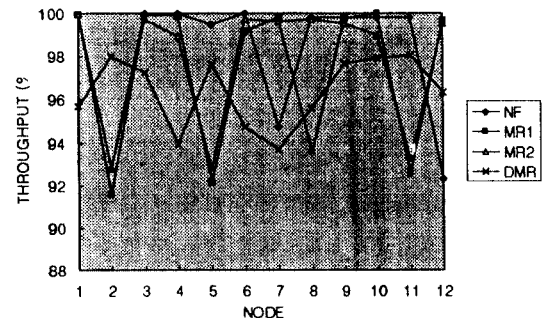


그림 5. 시나리오 #2에서의 노드별 처리율

균적 지연 시간과 평균 처리율 값은 시나리오 #1과 마찬가지로 NF 방식과 MR1 방식이 약간 좋은 결과를 보이니, 이들 방식에서는 자신이 목적지가 될 확률이 적은 네 곳의 노드에서 모두 심각한 기근 현상이 일어나고 있다. MR2 방식은 이런 현상을 약간 완화시키고는 있지만 여전히 기근 노드의 성능 특성이 좋지 않고, DMR의 경우에는 전체적으로 고른 성능 분포로 공정성 유지에 성공하였음을 보여 주고 있다.

시나리오 #3에서는 특정 노드에만 높은 부하량이 가해지도록 트래픽 발생률을 조정하였다. 예상대로 그림 6과 그림 7에서 모든 알고리즘에 대하여 6번 노드의 지연 시간과 처리율 특성이 좋지 않았다. 그러나 DMR 알고리즘은 다른 노드들의 성능이 약간씩 저하되는 대신에 6번 노드의 지연 시간과 처리율을 개선하고 있다. 공정성 알고리즘이 없는 슬롯 링인 NF는 과부하 노드가 있을 경우 성능이 크게 떨어지는 것을 알 수 있다.

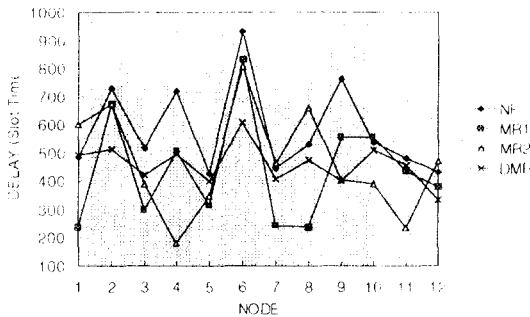


그림 6. 시나리오 #3에서의 노드별 액세스 지연 시간

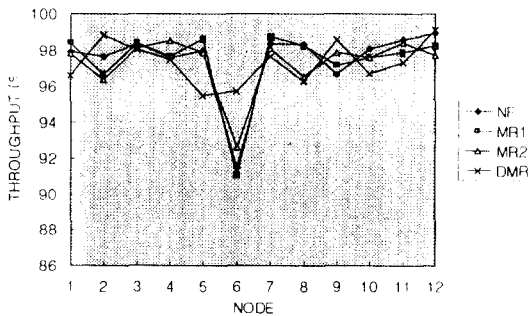


그림 7. 시나리오 #3에서의 노드별 처리율

마지막으로 시나리오 #4에서는 가입자망의 액세스 제어 노드에 해당하는 6번 노드에 높은 부하량을 가하면서 동시에 이 노드를 목적지로 하는 셀들이 많이 발생되도록 하였다. 표 7과 표 8에 부하량별 지연 시간과 처리율을 표시하였다.

표 4. 시나리오 #4에서의 부하량별 액세스 지연 시간(Slot Time)

알고리즘 부하량(%)	NF	MR1	MR2	DMR
100	1.24	1.24	1.26	1.27
200	2.66	2.63	2.89	2.68
300	96.98	109.2	122.13	16.75
400	566.03	569.39	555.35	441.41

표 5. 시나리오 #4에서의 부하량별 처리율(%)

알고리즘 부하량(%)	NF	MR1	MR2	DMR
100	100	99.99	100	100
200	100	99.99	99.99	99.99
300	99.51	99.47	99.34	99.95
400	96.16	96.07	96.17	97.06

위 표에 의하면 이러한 시나리오 하에서는 MR1의 적응력이 떨어져서 성능이 크게 저하되고 있다. NF의 경우도 MR1과 마찬가지로 낮은 성능을 보이고 있고, DMR은 지연 시간과 처리율 양쪽 측면에서 다른 알고리즘에 비하여 상당히 우수하다. 부하량이 400% 일 때의 노드별 액세스 지연 시간은 그림 8에 표시되

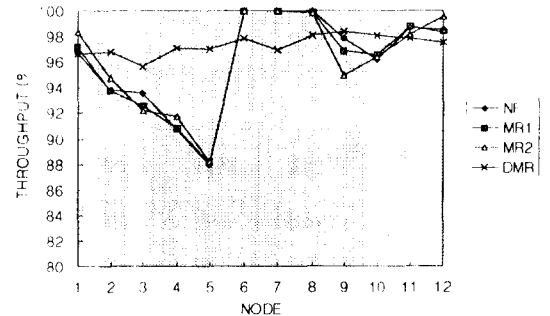


그림 8. 시나리오 #4에서의 노드별 처리율

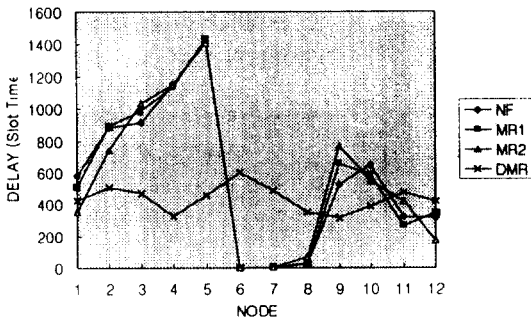


그림 9. 시나리오 #4에서의 노드별 액세스 지연 시간

어 있다. 다른 알고리즘들이 6번 노드를 중심으로 비대칭적인 분포를 보이는 데 반하여 DMR의 경우는 전체적으로 낮은 평균 지연 시간을 유지하면서 동시에 모든 노드의 지연 시간을 어느 정도 비슷하게 만들고 있다. 그림 9의 노드별 처리율 분포 또한 유사한 결과를 나타내고 있다.

위와 같이 네 가지의 트래픽 시나리오를 가정하여 시뮬레이션을 수행한 결과로부터 각 상황에 대하여 적용 쿼터 알고리즘이 공정성을 잘 보장하고 있는 것을 알 수 있다. 이는 적용 쿼터 알고리즘이 대역폭 사용량이 적은 노드에게 더 많은 셀 전송 기회를 부여하려 하기 때문이다.

V. 결 론

본 논문에서는 기존의 통신망을 통합해 나가는 광대역 종합정보통신망(B-ISDN) 구축 과정에서 가입자 액세스망 구조를 위한 공유 매체 액세스 제어 프로토콜을 제시하고 그 성능을 분석하였다. 제안한 메커니즘은 고속 링 프로토콜로 제안되어 있는 슬롯형 MetaRing 프로토콜을 기본으로 동작한다. 기존의 MetaRing 프로토콜이 고정된 전송 쿼터 Q_{min} 과 Q_{max} 를 사용하여 트래픽을 제어하기 때문에 변화하는 트래픽 상황에 적절한 대응을 하지 못한다는 단점을 가진다. 이에 따라 제안 프로토콜은 제어 변수 Q_{min} 과 Q_{max} 를 가변적으로 운용하도록 하고, 동적 쿼터 할당을 위하여 각 노드에서 측정된 SAT 제어 신호의 링 회전 시간과 자신의 전송 큐 길이를 고려하도록 하였다.

알고리즘의 성능 비교를 위해서는 공정성 알고리

즘을 적용하지 않은 기본형 슬롯 링 프로토콜과 정적 쿼터 할당 방법을 사용한 MetaRing의 공정성 알고리즘, 그리고 제안한 동적 쿼터 할당 방식을 이용한 제안 알고리즘의 지연 시간, 처리율 특성을 측정하였다. 시뮬레이션 결과 동적 쿼터 할당 방식의 알고리즘을 적용한 경우 링 구조에서 발생할 수 있는 기근 현상을 방지하여 공정성을 보장할 수 있었다.

그리고 제안한 DMR 프로토콜은 ATM UNI에서의 셀 포맷을 그대로 따르면서 GFC 필드의 4 비트만으로 동작하기 때문에 향후 B-ISDN과의 접속이 용이하다는 장점을 갖는다. DMR 프로토콜에서 우선 순위의 보장과 공정성 유지를 위한 제어 신호들은 모두 GFC 필드 내의 비트들을 정의하여 사용함으로써 ATM 망과의 호환성을 최대한 고려하였다.

앞으로 다양한 서비스를 통합 제공하는 B-ISDN의 구축이 필연적이기 때문에 멀티미디어 데이터의 전송을 위한 고속 링 프로토콜에 대한 연구가 지속적으로 이루어지고 있다. 그러나 이들 링 형태의 망에서 발생하는 기근 현상을 방지하고 노드 간 공정성을 제공하기 위해서는 성능의 희생이 뒤따르는 것이 일반적이다. 따라서 B-ISDN을 위한 가입자망을 포함한 슬롯형 고속 링에서 공정성과 성능을 동시에 보장할 수 있는 좀더 효율적인 방법에 대한 지속적인 연구가 진행되어야 할 것이다. 특히 슬롯 링 망에서의 액세스 지연 시간에 대한 분석과 이에 대한 고려가 포함된 액세스 제어 프로토콜의 성능 향상 방안에 대한 연구가 필요할 것으로 보인다.

참 고 문 헌

1. K. Imai, T. Honda, H. Kasahara, and Tadashi Ito, "ATMR: Ring Architecture for Broadband Networks", IEEE GLOBECOM '90, Vol. 3, pp. 1734-1738, December 1990.
2. I. Cidon, Y. Ofek, "MetaRing-A Full-Duplex Ring with Fairness and Spatial Reuse", IEEE transactions on Communications, Vol. 41, No. 1, pp. 110-120, January 1993.
3. N. Tokura, K. Kikuchi, K. Oguchi, "Subscriber Access Network Architecture based on ATM Techniques", IEEE GLOBECOM '89, V46.3, pp.

1655-1659, 1989.

4. T. Saito, H. Aida, B.S. Kim, "FADM: A New Access Control Method for Distributed Access Subscriber Network", ICC '95, pp. 157-162, 1995.
5. 강문식, 이상현, 이상배, "고속통신을 위한 최적 액세스 제어 프로토콜의 성능 분석", 한국통신학회 논문지 94-10, pp. 1945-1956, 1994.
6. Chen, I. Cidon, Y. Ofeck, "A Local Fairness Algorithm for Gigabit LANs/MANs with Spatial Reuse", IEEE Journals on Selected Areas in Communications, 11(8): pp. 1183-1192, October 1993.
7. I. Cidon, L. Georgiadis, R. Guerin, Y. Shavitt, "Improved Fairness Algorithms for Rings with Spatial Reuse", IEEE INFOCOM '94, pp. 1103-1111, 1994.
8. Z. Budrikis, G. Mercankosk, "A Generic Flow Control Protocol for B-ISDN", Proceeding of IEEE INFOCOM '92, pp. 895-904, 1992.
9. A. Grebe, C. Bach, "Performance Comparison of ATMR and CRMA-II in Gbit/s-LANs", IEEE ICC '94, May 1994.
10. B.C. Jeon, D.Y. Kim, C.M. Han, "A New Priority Control Protocol for High-Speed Ring Networks", Asia-Pacific Conference on Communications, pp. 46-51, 1993.



남 은 영(Un Yong Nahm) 정회원
 1995년: 연세대학교 컴퓨터과학과 졸업(이학사)
 1997년: 연세대학교 대학원 컴퓨터과학과 졸업(공학석사)
 ※주관심분야: ATM 망관리, 네트워크 보안

이 수 경(Su Kyoung Lee)

정회원

1993년: 연세대학교 컴퓨터과학과 졸업(이학사)
 1995년: 연세대학교 대학원 컴퓨터과학과 졸업(이학석사)
 현재: 연세대학교 공과대학 컴퓨터과학과 박사과정
 ※주관심분야: ATM 망 트래픽 제어



송 주 석(Joo Seok Song) 정회원

1976년 2월: 서울대학교 전기공학
 과 졸업(공학사)
 1979년 2월: 한국과학원 전기 및
 전자공학과 졸업(석사)
 1988년 8월: Univ. of California at
 Berkeley 전산과학과

졸업(박사)

1979년 2월~1982년 2월: 한국전자통신연구소 전임연구원
 1988년 9월~1989년 2월: Naval Postgraduate School
 Information System Department 조교수
 1989년 3월~1996년: 연세대학교 컴퓨터과학과 부교수
 현재: 연세대학교 컴퓨터과학과 교수
 ※주관심분야: 네트워크 보안, 프로토콜 공학