ATM 스위칭 시스템의 VBR/ABR 서비스 품질 지원을 위한 트래픽 관리 기법

정회원 유 인 태*

Traffic Management Scheme for Supporting QoS of VBR/ABR Services in ATM Switching Systems

Intae Ryoo* *Regular Member*

요 약

본 논문은 ATM 네트워크에서 예측하기 힘든 트래픽 특성을 갖는 VBR 및 ABR 서비스를 효과적으로 관리하여 서비스 품질을 지원할 수 있는 실시간 통합 트래픽 관리 (RITM : real-time integrated traffic management) 기법을 제안한다. RITM 기법은 독특한 ATM 셀 제어 블럭을 운용하여 버스트 특성을 갖는 트래픽을 실시간으로 감시하여 셀 도착 율의 측정 시 소요되는 지연 시간을 최소화하고, 기존의 연결들의 서비스 품질에 영향을 미치지 않도록 여분의 네트워크 자원을 동적으로 재 할당하도록 한다. 컴퓨터 시뮬레이션을 통하여 제안한 RITM 기법이 입력 트래픽을 정확히 감시하고 네트워크 자원을 효율적으로 관리함을 보였으며, 이는 주어진 네트워크 상황에서 수용 가능한 최적의 사용자 연결 수를 결정할 수 있음을 증명한다. 마지막으로 이 연결 값이 가격 대비 성능을 최대화 할 수 있는 버퍼 설계 및 네트워크 혼잡 상태를 방지하는 임계치로 사용될 수 있음을 보였다.

ABSTRACT

This paper presents a real-time integrated traffic management (RITM) scheme that can effectively manage variable bit rate (VBR) and available bit rate (ABR) traffics having unpredictable characteristics in asynchronous transfer mode (ATM) networks. An unique feature of this scheme is that it has a special ATM cell control block, which makes it possible to monitor bursty traffics in real-time so that the delay incurred to measure cell arrival rate is minimized. Additionally, the proposed scheme intends to dynamically reassign the leftover network resources to VBR/ABR connections without any deterioration in quality of service (QoS) of the existing connections. The RITM scheme has been verified to reliably monitor incoming traffics and to efficiently manage network resources by computer simulations. The capability of managing the incoming ATM traffics in real-time helps determine an optimal acceptable number of user connections for a given network condition. We can use this value as a threshold to protect the network from being congested and to find out a cost-effective buffer design method.

I. 서 론

ATM 네트워크의 서비스 품질 (QoS : Quality of Service)에는 대역폭 사용 율, 셀 지연, 셀 손실 율 등의 다양한 요구 사항이 존재한다. 사용자 연결에 대한 이러한 QoS를 만족하고 다양한 트래픽 원으

* 경희대학교 전자정보학부(itryoo@khu.ac.kr)
논문번호 : 00092-0308, 접수일자 : 2000년 3월 8일

로부터 발생하는 ATM 셀들을 통계적으로 다중화하기 위하여 호 수락 제어, 대역 관리, 혼잡 제어, 사용 파라미터 제어 및 우선 제어 등과 같은 트래픽 관리가 권고되어 왔다[1]. 그러나 네트워크 내를 통과하는 VBR 및 ABR 트래픽에 대하여 만족할 수 있는 수준의 QoS를 제공하는 것은 트래픽 원의 다양하고도 예측하기 어려운 트래픽 특성과 스위칭 시스템 내의 트래픽 제어 모듈의 구현 상의 복잡성을 고려할 때 상당히 어려운 작업이다.

ATM 트래픽에의 폴리싱과 혼잡 제어가 GCRA (generic cell rate algorithm)나 윈도우 메커니즘을 이용하여 운용될 수 있다고 생각할 수 있지만 ATM 셀의 감시 및 제어, 그리고 자원 관리를 위한 최상의 방법이라는 일치된 견해가 있지는 않다. 그 이유는 트래픽 제어를 정확하게 수행하기 위한 상당한 양의 입력 셀 버퍼가 필요하게 되고, 이는 ATM 트래픽 제어 모듈을 더욱 복잡하게 하여 결과적으로 전체적인 셀 처리 지연 시간이 증가되기 때문이다. 또 다른 이유로는 VBR 및 ABR 서비스와 LAN 에뮬레이션, Classical IP over ATM, 인터넷 트래픽 등과 같은 버스트 특성을 갖는 어플리케이션에 대하여 정해진 수준의 QoS를 지원하기 위하여 네트워크 자원이 낭비된다는 점이다. 이러한 문제는 버퍼 제어 기법을 이용하여 해결할 수는 있지만 이는 결국 트래픽 관리 기법을 더욱 복잡하게 한다.

본 논문은 다음과 같은 사항에 초점을 둔다. 우선 연결 수락된 가상 연결들에 제한된 네트워크 자원을 효율적으로 할당하기 위하여 사용자 셀 율을 실시간으로 감시하고 제어하는 것이다. 그리고 표준화안에서 제시된 트래픽 관리 기능중 사용 파라미터 제어, 연결 수락 제어, 혼잡 제어, 네트워크 자원 관리 및 ABR 트래픽 제어를 위한 피드백 제어 기법들이 통합적으로 수행될 수 있는 플랫폼을 제시하는 것이다. RITM은 이러한 사항을 만족할 수 있도록 정의되어, ATM 셀 제어 블럭 (ACCB : ATM Cell Control Block)과 룩업 테이블, 그리고 감시 데이터 처리 부 (MDPP : Monitor Data Processing Part)로 설계되었다. ACCB는 사용자 데이터 셀을 직접 감시하고 제어하며, MDPP는 감시된 셀들에 대한 통계적 처리를 하여 룩업 테이블 내의 트래픽 제어 정보를 갱신함으로써 다시 ACCB가 사용할 수 있도록 한다.

시스템 감시 정보는 트래픽 관리 기법의 설계 시 포함되어야 할 사항을 결정하기 위한 필수적인 것으로 지적되었다[2]. 즉, 트래픽 감시 기능은 연결 수락된 가상 연결들의 QoS를 지원하고 트래픽 관리가 통합적 방식으로 효율적으로 수행되기 위한 대전제 조건이라 할 수 있다. 제안한 방식은 셀 클럭 (cell clock)에 의해 구동 되는 셀 카운터를 사용하여, 입력되는 데이터 셀을 감시하고, 룩업 테이블에 설정되어 있는 셀 제어 정보를 참조함으로써 ATM 셀을 제어한다. 셀 감시 결과는 ATM 제어 평면에 위치하는 MDPP의 소프트웨어 모듈로 선택적으로 보고된다. 이러한 보고 기능에 의하여 MDPP는 해당 가상 연결로부터 발생된 셀에 대한 통계 정보를 계산한다. 이 모듈은 가상 연결들의 협상 파라미터들을 저장하고 있으며 이상적인 시스템 성능을 얻기 위한 새로운 트래픽 제어 정보를 계산하여 그 결과를 입력 트래픽 패턴이 정해진 제한치 이상으로 변화할 경우 룩업 테이블로 전송한다. MDPP는 바로 이전의 트래픽 감시 결과에 기초하여 룩업 테이블을 갱신하기 때문에 ACCB는 단지 이 테이블을 참조만 함으로써 데이터 셀들을 제어할 수 있게 된다. RITM의 성능 평가는 데이터 셀에 대한 버퍼 크기를 어느 정도 감소하고, 통계 다중화 효율을 어느 정도 향상시킬 수 있으며, 전체적인 네트워크 자원을 얼마나 효율적으로 관리하였는가에 중점을 두어 수행하였다. 시뮬레이션 결과로부터 제안한 기법은 사용자에게 만족할 수 있는 서비스 품질을 제공하고, 높은 다중화 이득을 성취하고, 가능한 한 사전에 네트워크 요소들이 혼잡 상태에 빠지지 않도록 할 수 있는 점 등의 ATM 트래픽 관리 기술의 목적을 고려할 때 만족할 만한 결과를 나타냄을 알 수 있었다. 본 장에 이어 II 장에서는 트래픽 관리 기술 구현의 전 단계에 고려해야 할 몇 가지 사항들에 대하여 논하고, III 장에는 제안한 RITM 기법의 기능 요구 사항과 구조적 모델에 대하여 소개한다. IV 장에서는 RITM의 성능 검증을 수행하여 그 특징을 논하고, V 장에서 본 논문의 결론을 맺는다.

II. ATM 트래픽 관리의 주요 사항

ATM 트래픽 관리에는 자원 요구의 다양성 및 트래픽 원의 버스트 성, 그리고 셀 제어 알고리즘 수행 시의 처리 지연 시간 등으로 인하여 몇 가지 문제가 내재되어 있으며, 트래픽 관리 기능의 구현 상의 문제점으로는 설계에 대한 엄격성을 들 수 있다. ATM 트래픽 제어 알고리즘에서 VBR 트래픽에 대한 평균 셀 율을 정확히 측정하려면, 셀 제어 정보를 얻기 위하여 시스템으로 입력되는 데이터

셀을 버퍼에 저장할 필요가 있다. 결과적으로 트래픽 감시를 위한 일정한 양의 셀 버퍼의 필요성과 이로 인하여 나타나는 처리 지연은 버스트 성이 높을수록 전체적인 시스템의 성능을 저하시키는 요소가 되기도 한다. 이와 더불어, ABR 흐름 제어에서는 모든 중간 스위칭 노드가 자신의 가용 대역폭과 다른 병목 지점에서의 대역폭에 대한 감시를 계속적으로 수행해야 하기 때문에 하드웨어 복잡성과 메시지 오버헤드가 증가된다.

한편, ATM 트래픽 원은 트래픽 감시나 자원 관리 기술이 제대로 동작되지 않을 경우 ATM 스위칭 시스템을 혼잡 상태에 빠뜨릴 수 있는데, 적용 가능한 혼잡 제어 기법은 고속 채널 효과 때문에 제한된다. 혼잡 제어 메커니즘은 일반적으로 각 스위칭 노드의 버퍼 점유율을 감시하거나, 해당 구간에 특수한 관리 셀[2]을 사용하여 혼잡 상태를 찾아내는데, 이는 실시간으로 운용되는 직접적 방법은 아니다. 따라서 이러한 방법은 처리 및 전파 지연으로 인한 문제가 매우 예리하게 작용할 수 있다.

더 심각한 상황은 ATM 트래픽 관리 기능들이 독립적으로 운용될 경우 나타난다. 예를 들어, 사용 파라미터 제어와 자원 관리 기법 간에 사용하는 제어 정보의 교환이 없을 경우에 최적의 시스템 성능을 낼 수가 없다. VBR 및 ABR 트래픽에 대한 감시 정보는 네트워크 관리 모듈에 현재의 실제 셀 율을 알리기 위하여 사용될 수 있고, 또한 전체 네트워크 자원의 효과적인 재할당과, 새로운 호의 수락 여부 결정 및 미사용 자원을 다른 가상 연결에 제공하기 위하여 이용될 수 있다. 따라서 ATM 네트워크의 통계적 다중화 효과라는 가장 큰 장점은 트래픽 관리 기능 간의 상호 작용이 없이는 충분히 성취될 수 없다. 향후의 초고속 광대역 네트워크에서 사용자 트래픽의 대부분을 차지하게 될 버스트성의 트래픽을 처리하거나, ATM 스위칭 시스템을 사용하여 인터넷 서비스를 지원하게 될 때를 생각하면 시스템 성능은 더욱더 떨어지게 된다.

서비스 품질을 지원하는 트래픽 관리 기법이란 네트워크 자원 이용률을 최대화하는 것과 동시에 이러한 네트워크 자원이 혼잡 상태에 빠지지 않도록 하는 기술로 생각할 수 있다. 여기서 혼잡이란 스위칭 시스템이 연결 수락된 사용자 연결에 대하여 협상된 수준의 성능을 지원할 수 없는 상태로 정의되며[3], 이는 보통 트래픽 흐름의 예상하기 어려운 통계적 유동성이나 네트워크 장치의 고장에 의해 야기된다. 트래픽 관리 기능과 네트워크 상태는 그림 1과 같이 나타낼 수 있는데, 본 논문에서 제안하는 기술은 이 그림에서 네트워크를 정상(normal) 또는 최적(optimum) 상태로 유지하도록 동작한다.

트래픽 감시는 [2]에서 알 수 있는 바와 같이 ATM 스위칭 시스템에서는 선결 요건 중의 하나이며, 트래픽 측정에 관련된 연구로는 [4, 5, 6]과 같은 내용이 있다. 이들 연구 결과를 요약하면, 트래픽 측정은 네트워크 자원 이용률을 높이고 지연 시간에 대한 조건을 만족하기 위해서 필수적인 사항이라는 것이다. 결국, 각 가상 연결의 셀 율을 제어하고, 서비스 품질을 보장하고, 간단한 하드웨어 구조로서 네트워크 성능을 최대화하기 위해서는 ATM 스위칭 노드를 통과하는 임의의 가상 채널의 트래픽 흐름은 정확히 감시되고 관리되어야 하며 이렇게 할 수 있도록 스위칭 시스템의 트래픽 관리 모듈을 설계하고 분석하는 것이 본 논문의 목적이다.

비록 GCRA나 제어 루프를 순환하는 특수한 관리 셀을 이용하여 트래픽 부하를 측정할 수는 있지만, 이러한 방법들은 기본적으로 실시간 트래픽 감시를 위한 것은 아니며, 각 VBR 및 ABR 가상 연결의 트래픽을 감시하기에는 부적절하다. 따라서 연결 수락된 가상 연결들은 실제로 사용되고 있지 않는 가용 대역폭이 있더라도 이를 할당받지 못하여 서비스 품질에 영향을 받을 수 있으며, 앞에서도 언급한 바와 같이 트래픽 관리 방법이 실시간으로 운용되지 않거나 각각의 트래픽 관리 기능이 독립적으로 운용되는 한 시스템 성능을 최적화 하거나 VBR 및 ABR 서비스의 서비스 품질을 원활히 지원하기 어렵게 된다 [7, 8].

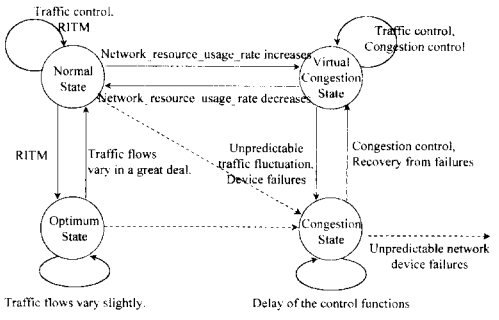

그림 1. 트래픽 관리 기능과 네트워크 상태

Ⅲ. 실시간 통합 트래픽 관리 (RITM)

본 장에서는 ATM 트래픽 관리와 관련된 표준화

내용에 따르는 동시에 앞 절에서 살펴 본 문제점을 효율적으로 해결할 수 있는 실시간 통합 트래픽 관리 기법의 구조를 제안한다. 제안된 구조는 크게 ATM 셀 제어 블럭과 룩업 테이블, 그리고 감시 데이터 처리 부분으로 설계되는데, 각각에 대한 상세 내용은 다음과 같다.

3.1 ATM 셀 제어 블럭 ACCB

ACCB 내부 설계는 그림 2와 같다.

헤더 데이터 처리 유닛 (HDPU; Header Data Processing Unit): 셀 헤더 정보가 물리 계층으로부터 바이트 단위로 동기 되어 전송되어 처리된다. ABR 셀이나 자원 관리 (RM; resource management) 셀의 경우는 바로 ABR 서비스 엔진 (ASE; ABR Service Engine)으로 연결되고, 그렇지 않은 경우는 VPI (virtual path identifier)/VCI (virtual channel identifier), PTI (payload type identifier), CLP (cell loss priority) 등의 정보가 추출되어 기능 별로 트래픽 감시 부 (TMP; traffic monitor part)나 제어 행위 결정 유닛 (CADU; control action determination unit)으로 전송된다.

트래픽 감시 부 (TMP; traffic monitor part): 연결 수락된 모든 가상 채널의 셀 도착 율은 셀 클럭에 의해 구동 되는 TMP 내부의 카운터에 의해 감시된다. 각각의 도착된 셀에 대한 카운터 값은 CADU에 넘겨져 해당 셀이 트래픽 파라미터 값을 위반했는지를 검사하기 위하여 사용된다. 셀 감시를 위하여 사용되는 모든 카운터는 하나의 셀이 물리 계층에 도착할 경우 발생되는 셀 클럭에 의하여 구동 되는데, 각 카운터는 해당 셀에 대한 감시 값 C_m이 CADU와 감시 정보 보고 유닛 (MIRU; monitor information reporting unit)에 전송되면 리셋된다. ABR 트래픽 셀이 입력될 경우, TMP는 ABR 버퍼 관리기에 해당된다.

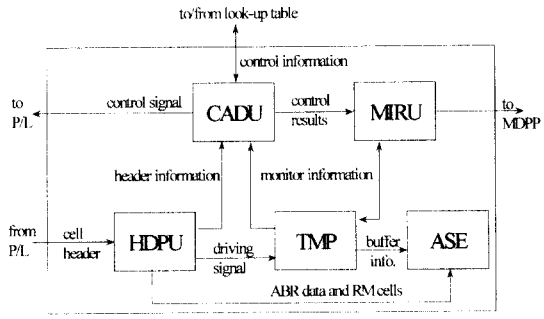

그림 2. ACCB 블록도

제어 행위 결정 유닛 (CADU; control action determination unit): TMP로부터 받은 임의의 데이터 셀에 대한 감시 값 C_m을 룩업 테이블로부터 참조되는 해당 VC의 유효 데이터 셀에 대한 셀 제어 정보 C_c와 비교하여 셀 제어 행위를 결정한다. 셀에 대한 실제 처리는 결정된 내용 (control signal)이 물리 계층으로 전송된 후 수행되고, 이에 따른 결과 (control result)는 MIRU로 전송된다. 셀 감시 정보를 포함한 셀 제어 결과의 보고는 사용자 트래픽에 대한 셀 태그 및 폐기 율을 관찰하기 위함이나, 구현 시 CADU나 MIRU의 부하를 줄이기 위하여 생략될 수도 있다.

감시 정보 보고 유닛 (MIRU; monitor information reporting unit): 각 연결에 대한 VPI/VCI 값과 감시 정보 C_m을 MDPP에 보고한다. 물론, 이러한 보고는 C_m과 C_c가 어느 정도 이상 차이가 날 때 이루어지며, 보고된 카운터 값 C_m은 해당 연결의 현재 셀 도착 율 및 평균 셀 율을 측정하기 위하여 사용된다. 이후 네트워크 자원 이용 율에 기초하여 새로운 셀 제어 정보 C_c가 계산되어 룩업 테이블 내의 정보가 갱신된다. 이러한 방법으로 MDPP는 전송되는 셀들에 대한 실시간 정보에 기초하여 네트워크 자원을 효과적으로 재할당하게 된다.

ABR 서비스 엔진 (ASE; ABR Service Engine): ASE는 HDPU로부터 ABR 데이터 셀 및 RM 셀을, TMP로부터는 버퍼에 대한 상태 정보를 수신하여 ABR 셀에 대한 제어를 수행하는데, 이 역시 하나의 셀이 ABR 엔진을 통과함에 따라 실시간으로 동작되며 동작을 위한 내부 파라미터는 MDPP로부터 제공된다.

3.2 룩업 테이블

룩업 테이블에는 연결 수락된 연결의 VPI/VCI값, 유효 데이터 셀임을 확인하기 위한 *match flag*, 셀 제어 정보 C_c, ACCB 제어 신호 *A_I*, 혼잡 통지 신호 *CNS* (congestion notification signal), ABR 트래픽에 대한 *buffer flag* 등의 제어 정보가 기록되어, 각 VC에 대한 감시와 관리를 위하여 CADU가 사용한다. 표 1은 룩업 테이블의 한 예를 보인다.

예를 들어, VPI/VCI 값이 10인 셀이 도착하면 ACCB는 *match flag*의 값이 0이므로 바로 셀 폐기 신호를 발생하게 된다. 이것은 현재의 셀이 정상적으로 연결 수락된 호로부터 발생된 셀이 아닌 경우에 해당한다. 한편, VPI/VCI 값이 20인 셀이 도착

할 경우는 유효한 셀 (*match flag*가 1이므로)로 판단되고 도착한 순간의 C_m 값을 테이블로부터 참조한 C_c 값과 비교하는데, 상기 표의 경우 *A_I*가 0이므로 비록 C_m 이 C_c 보다 작더라도 셀 태그나 셀 폐기 신호를 발생하지 않는다. 이것은 입력되는 버스트가 현재 할당된 대역폭보다 큰 대역폭을 요구하지만 연결 수락 시 협상된 트래픽 파라미터 (예를 들면 평균 셀 율)는 위반하지 않은 경우에 해당한다. 결과적으로 셀 제어 신호는 $(C_m + CDV) < C_c$ 이고 *A_I* 값이 1일 경우에만 발생되게 된다. 물론, 현재의 셀 도착 율을 나타내는 C_m 값은 MDPP에 보고되고 이 연결에 대한 C_c 값은 다음 절의 MDPP 동작 규칙에 따라 갱신되어 룩업 테이블에 저장된다. 결국, *A_I* 값이 1로 설정된 경우의 C_c 값이 실제로 셀 도착 율 위반을 찾아내는 방법으로 사용되고 있음을 알 수 있다. MDPP에서의 셀 율 측정 이후 트래픽이 협상된 최고 셀 율 또는 평균 셀 율을 위반했을 경우 *A_I* 값과 C_c 값이 재조정되어 차기 셀부터는 C_m 값이 C_c 값을 위반할 경우 자동적으로 셀 제어 행위가 수행된다. 즉, 이 경우는 표 1의 VPI/VCI 20에 대한 셀 제어 정보가 VPI/VCI 30에 대한 셀 제어 정보와 동일해지게 된다. 표 1의 마지막 행은 ABR 트래픽에 대한 셀 제어 정보의 예를 보여주는데, 이 경우 TMP로부터의 감시 정보는 현재의 셀 도착 율에 대한 정보 또는 queue_read/queue_write 신호로 선택하여 사용할 수 있게 설계된다. 특히, 후자의 경우에는 per-VC 제어 정보가 필요하지 않게 되는데, 이는 RITM이 대역폭 정보에 기초하여 명시적으로 셀 율을 계산하는 것이 아니라 ABR 버퍼의 점유 율에 따라 셀 율을 계산하기 때문이다[9].

표 1. 룩업 테이블 예 (XX: 카운터 값)

VPI/VCI 24Bits	*Match flag* 1 bit	C_c 14 bits	*A_I* 1 bit	*CNS* 1 bit	*Buffer flag* 1 bit
# 10	0	—	—	—	—
# 20	1	XX	0	0 또는 1	—
# 30	1	XX	1	0 또는 1	—
# 40	0 또는 1	XX (옵션)	1 (옵션)	0 또는 1	0 또는 1

3.3 감시 데이터 처리 부 MDPP

MDPP에서는 MIRU로부터 보고된 C_m 값에 기초하여 새로운 트래픽 관리 정보를 결정하여 이를 룩업 테이블에 등록하는 일련의 처리 작업을 수행한다. 기본적으로, 초기의 C_c 값은 호 설정 단계에서 협상된 최고 셀 율을 변환하여 룩업 테이블에 기록되고, 이 후의 전송 단계에서는 MIRU로부터 보고된 변화된 데이터 셀 율 값에 따라 계속적으로 갱신된다. 이 과정에서 통계적 트래픽 파라미터 값이 계산되며, 제어 정보는 자원 이용 율의 수준에 따라 그림 3에 나타낸 바와 같이 결정된다. 임의의 VC에 대한 현재 셀 율은 단순히 전송 링크의 속도를 카운터 감시 정보로 나눔으로써 얻어짐을 알 수 있다. 그림 3의 알고리즘이 기존의 GCRA와 다른 점은 트래픽 측정을 위한 별도의 버퍼가 필요 없으며, 협상된 최고 셀 율을 위반하지 않는 한 전체 대역폭에 여유가 있다면 어떠한 크기의 버스트가 입력되어도 아무런 셀 손실 없이 셀 전송이 이루어진다는 것이다. 이러한 특징은 향후 트래픽 비중의 대부분을 차지할 데이터 및 인터넷 트래픽에 대한 지원을 훨씬 원활하게 수행할 수 있게 한다. 한편, 가변 비트 율 트래픽에 대한 실제 평균 셀 율은 그림 4와 같이 감시 정보의 보고 주기 별로 계산된 현재 셀 율 값에 대한 적분을 취함으로써 얻어진다.

이와 같이 트래픽을 감시하고 네트워크 자원을 재할당하는 방법은 ATM 시스템의 통계적 다중화

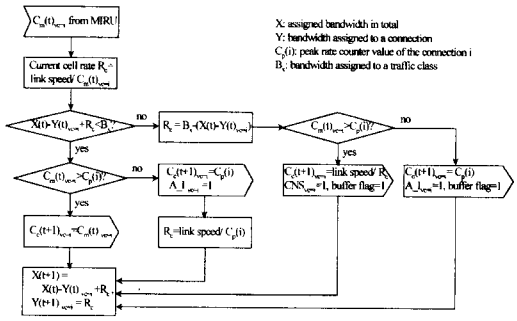

그림 3. 대역 할당 알고리즘

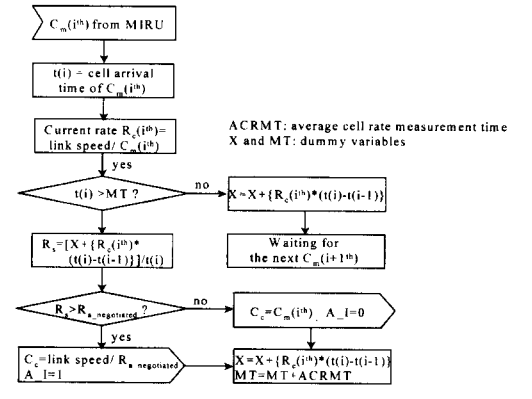

그림 4. 가변 비트 율 트래픽에 대한 평균 셀 율 제어 알고리즘

효율을 증가시키는데 매우 중요한 역할을 한다. 즉, 연결 수락된 VC 들에 대한 셀 전송 율을 보고 받음으로써, MDPP는 네트워크 자원의 전체적인 사용 율을 관리할 수 있으며, 여분의 자원을 기존 연결들의 QoS가 보장되는 한 새로운 호에 할당할 수 있게 된다. 이때 만약 자원 사용 율이 미리 정해진 임계 값을 초과한다면 혼잡 통지 신호 *CNS*가 바로 ACCB로 전달되어, 차후에 들어 오는 셀 들의 *PTI* 값을 변경하게 된다.

Ⅳ. 실험 및 고찰

4.1 하드웨어 구성 측면

기존의 GCRA와 제안한 기법의 트래픽 제어 모듈에 대한 하드웨어적 복잡성을 정량적으로 비교하는 것은 쉽지 않다. 즉, RITM은 카운터 값을 직접 사용하여 트래픽을 감시하고 제어하는 반면 GCRA는 카운터 값을 증가 또는 감소함으로써 트래픽을 제어하기 때문에 카운터 크기나 사용하는 제어 정보 자체가 매우 다르다. 한 예로 전자의 경우 카운터 크기가 트래픽 원의 데이터 발생 율에 의해 결정되고, 후자의 경우에는 버스트 길이에 의해 결정된다.

그러나, 각각의 기법들이 임의로 주어진 트래픽을 제대로 제어하기 위하여 필요로 하는 카운터 크기 값과 버퍼 크기, 그리고 사용하는 제어 정보 등을 비교하면 하드웨어적 복잡성에 대한 대략적 비교를 할 수 있다. 표 2에 2가지 종류의 가변 비트 율 트래픽에 대하여 최고 및 평균 셀 율 제어를 수행할 경우 요구되는 카운터 크기 및 버퍼 요구량 등을 정리하였다. 여기서 트래픽 A는 대역폭이 64Kbps ~ 2Mbps, 버스티니스 (burstiness)가 2.5, 버스트 길이가 2~10Kbytes인 비디오 전화 트래픽이고, 트래픽 B는 대역폭이 128Kbps ~ 14Mbps, 버스티니스가 2.5, 버스트 길이가 1.6 ~ 40Kbytes인 비디오 회의 트래픽이다. 비록 특성이 다른 연결에 대하여 서로 다른 양의 제어 정보가 필요하지만, 같은 트래픽에 대하여 필요한 제어 정보와 하드웨어 복잡성은 RITM의 경우가 감소함을 알 수 있다. 이러한 특성은 버스티니스와 대역폭 요구량이 증가할수록 더욱 명확해 진다.

ABR 트래픽 제어 모듈 ASE에 대해서는 필요한 핀 I/O가 매우 간단하게 구성될 수 있는데, 그 이유는 ASE가 per-VC 모드로 동작하는 것이 아니라 virtual per-VC 모드로 동작하기 때문이다. ASE는 입력되는 모든 ABR 데이터 셀 및 RM 셀을 실시간으로 (on the fly) 처리하여 활성 연결 수를 찾고 실제 전송 율 (ER; explicit rate)을 계산해 낸다[9].

표 2. 카운터 크기 및 버퍼 요구량 비교

	GCRA	RITM
트래픽 A	2개의 8 비트 카운터, I 파라미터, 버스트 수용을 위한 버퍼, 평균 셀 율 제어를 위한 셀 저장 버퍼	SRC 제어를 위한 8 비트 또는 MCR 제어를 위한 12 비트 카운터, Cc는 8 또는 12 비트
트래픽 B	2개의 10 비트 카운터, I 파라미터, 버스트 수용을 위한 버퍼 (증가), 평균 셀 율 제어를 위한 셀 저장 버퍼	SCR 제어를 위한 5비트 또는 MCR 제어를 위한 11비트 카운터, Cc는 5 또는 11 비트로 감소

4.2 트래픽 측정과 RITM의 특징

기존의 알고리즘은 정해진 주기동안 일정한 양의 대역폭을 할당하여 이전 주기에 측정된 입력 셀의 양에 따라서 윈도우 크기나 leaky rate을 변화시킨다. 그러나, 버스티니스가 큰 트래픽을 정확하게 제어하기 위해서는 긴 감시 시간이 필요하게 된다. 이와 더불어 정확한 평균 셀 율을 측정하고 제어하기 위한 큰 버퍼와 토큰 풀 역시 약점으로 지적된다. 이에 반하여, 제안한 기법은 감시 시간이나 버퍼의 크기에 영향을 받지 않으면서도 매우 큰 버스티니스 값을 가지는 트래픽을 정확하게 감시하고 제어할 수 있도록 설계되었다. 이는 RITM이 트래픽 관리 기능을 ACCB와 MDPP의 두 부분으로 나누어 룩업 테이블을 동적으로 갱신하는 방법으로 운용되기 때문이다. 그림 6에 그림 5의 트래픽 파라미터 값을 갖는 임의의 ATM 트래픽 원으로부터 발생되는 셀들을 제안한 기법을 사용하여 감시하여 입력 셀 율을 측정한 결과를 나타내었다. 그림에서 시간 축 X의 단위 (sec)가 시스템 내부에서 셀 감시를 위해 동작하는 시간의 단위 (nano second)와 차이가 커서 육안으로 식별하기 어려우나, 트래픽 원에서 발생된 셀들에 대한 실시간 셀 제어가 가능함을 알 수 있다. 모든 연결 수락된 호에 대하여 측정된 셀 도착 율은 MDPP에 보관되어 가용 대역폭을 동적으로 재할당하는데 사용된다.

동질의 (homogeneous) 트래픽 원에 대하여 이들 트래픽 클래스에 할당된 최대 대역폭을 R 이라 하고, 이들이 대역폭 R 내에서 최고 셀 율로 동시에 서비스될 수 있는 최대의 VC 수를 M, 그리고 한 VC의 평균 셀 율을 m라 하면, 다중화 효율 Mux_{eff} 와 다중화 이득 Mux_{gain} 은 다음과 같이 정의할 수 있다.

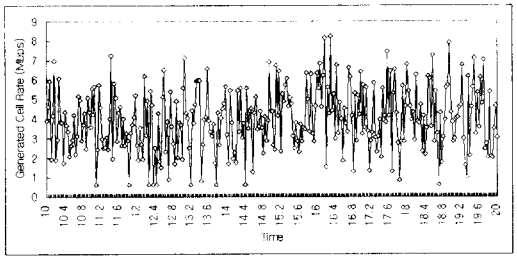

그림 5. PCR=10.577Mbps, MCR=600Kbps, burstiness=2.7 인 임의의 트래픽 패턴

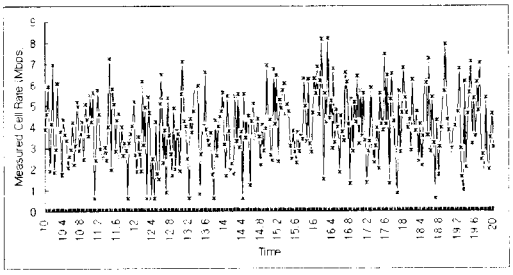

그림 6. 그림 5의 트래픽을 RITM 기법으로 측정한 결과

$$Mux_{eff} = M \times \mu / R,\ Mux_{gain} = M / m \qquad (1)$$

이 경우 VBR 트래픽에 해당되는 4.1 절의 트래픽 A와 B, 그리고 트래픽 특성이 다른 임의의 ABR 트래픽 C (PCR = 10Mbps, MCR = 64Kbps, burst length = 1Mbps)와 트래픽 D (PCR = 10Mbps, MCR = 1.5Mbps, burst length = 5~8Mbps)에 대하여 컴퓨터 시뮬레이션을 수행한 결과를 그림 7에 나타내었다.

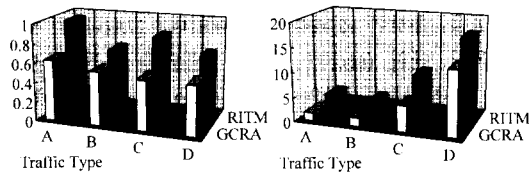

그림 7. 통계적 다중화 효율 및 다중화 이득의 비교

다중화 효율 측면에서 RITM이 네 가지 트래픽에 대하여 평균적으로 대략 80%의 효율을 나타내는 반면 GCRA는 약 60% 정도의 효율을 나타낸다. 그림에서 특히 트래픽 A의 경우 다중화 효율이 현저히 차이가 남을 알 수 있는데, 이는 트래픽 클래스 A의 평균 셀 율이 해당 클래스에 할당된 기본 대역폭 R (본 시뮬레이션에서는 50 Mbps)보다 상대적으로 작아서 정확한 트래픽 감시 기능을 통한 대역폭의 효과적인 재할당이 이루어졌기 때문이다.

RITM의 또 다른 특징으로는 정해진 대역폭 B_x 내에서 수용 가능한 VC 수를 계산할 수 있다는 점이다. 여기서 B_x 는 임의의 트래픽 클래스에 할당된 대역폭이다. 만약 모든 연결 수락된 VC의 순간적인 대역폭 요구량이 B_x 를 초과한다면, 다른 트래픽 클래스와 공유할 수 있는 공유 대역폭이 할당되거나 임의의 버퍼 제어 기법이 적용되어야 한다. 즉, 어떠한 순간에 임의의 VC m에 의해 요구되는 대역폭이 B_x 를 초과하여 추가적으로 $BW_{req}(m)$의 대역폭이 필요하다고 가정할 때, 추가 대역폭 요구량 $BW_{req}(m)$은 다음과 같이 계산된다.

$$BW_{req}(m) = \sum_{n \neq m} BW_{assigned}(n) + Rc(m) - Bx \qquad (2)$$

여기서 n은 VC의 총 수, $BW_{assigned}(n)$은 각각의 VC n에 의해 현재 사용되고 있는 대역폭, $Rc(m)$은 VC m의 현재의 셀 도착 율을 나타낸다. 추가 대역폭 요구량과 함께 고려해야 하는 항목으로는 추가 대역폭 사용 시간 T_{req}와 이러한 추가 대역폭이 요구되는 시간 간격 T_{int}가 있다. 즉 T_{req}가 추가 대역폭을 사용하는 시간이라면, T_{int}는 한번의 추가 대역폭 요구가 있고 나서 다시 또 추가 대역폭 요구가 발생할 때까지의 시간 간격을 의미한다. 결국, $BW_{req}(m)$은 특정 트래픽 클래스에 의하여 독점적으로 사용돼서는 안되기 때문에 MDPP가 추가 대역폭 요구량과 함께 추가 대역폭 사용 시간 T_{req}와 추가 대역폭이 요구되는 시간 간격 T_{int}를 함께 고려하여 공유 대역폭의 할당을 결정해야 한다. 따라서 우리는 그림 8과 같은 실시간 자원 관리 및 연결 수락 제어, 혼잡 제어와의 관계에 관한 개념을 정립할 수 있다.

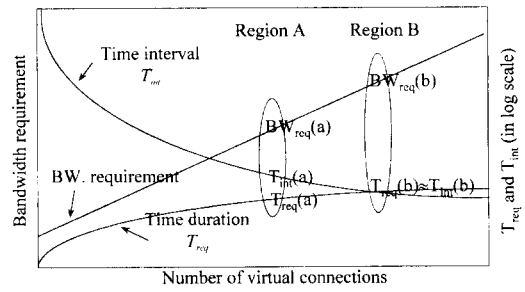

그림 8. RITM을 이용한 네트워크 자원관리, 연결 수락 제어, 혼잡 제어의 개념

즉, 그림 8의 영역 B의 경우 $T_{int}(b)$의 간격으로 $T_{req}(b)$의 시간 동안 평균 $BW_{req}(b)$의 공유 대역폭을 할당할 수 있다면 이 영역에 해당하는 수 만큼의 VC들의 QoS를 보장할 수 있다. 그러나, 이 이상으로 VC 수가 증가한다면 T_{req}는 T_{int} 값을 초과하게 되어 추가 대역폭 $BW_{req}(m)$이 전혀 반환되지 않는 상황에 이른다. 결국, 셀 손실과 네트워크 혼잡의 가능성을 동시에 고려하여, 트래픽 관리 기법이 그림 8의 영역 B에 빠지지 않도록 하고, 다음과 같은 조건을 만족하는 영역 A를 찾아 내야 한다.

- 통계 다중화 효율과 이득을 최대화 할 것
- 모든 연결 수락된 VC의 QoS를 보장할 것
- 공유 또는 미사용 대역폭을 독점하지 말 것
- 연결 수락 제어와 혼잡 제어의 임계 영역으로 사 용할 수 있을 것
- $BW_{req}(a) \leq BW_{common}$, $T_{int}(a) \geq n \times T_{req}(a)$, 여기서 n은 트래픽 클래스의 수

따라서 트래픽 입력 상황이 영역 A에 도달하게 되면, MDPP는 새로운 VC 설정 요구를 거부하고 혼잡 제어 메커니즘 (룩업 테이블의 CNS 신호를 활성화 함)을 구동한다. 앞에서 언급한 트래픽 클래스 A와 B, 그리고 C (또는 D)의 각 트래픽 클래스가 STM-1급 155.52Mbps의 총 대역폭 중에서 B_x=50Mbps의 대역폭을 기본적으로 할당 받고, 공유 대역폭 BW_{common}은 나머지 5Mbps로 설정되었다고 가정할 경우, 상기의 5가지 조건을 만족하는 영역 A에 해당되는 요구 대역폭과 시간, 그리고 QoS 지원이 가능한 VC 수에 관한 값을 얻게 된다. (표 3) 이 값은 시스템 운용에 따라 실시간적으로 계산되어 얻어 진다. 이해를 돕기 위하여 표 3의 트래픽 A에 대한 두 번째 열의 값이 어떻게 얻어지는 가를 그림 9에 나타내었다. 다른 트래픽 클래스에 대한 그림은 지면상 생략한다. 결국, 상기의 기준을 가지고 우리는 주어진 ATM 네트워크의 자원의 통계 다중화 이득을 최대화 할 수 있다.

표 3. 연결 수락 제어와 혼잡 제어의 임계치로 사용될 수 있는 VC 수

	트래픽A (VBR1)	트래픽B (VBR2)	트래픽C (ABR1)	트래픽D (ABR2)
BW_{req}(in Mbps)	1.749	4.219	3.674	4.229
T_{req}(in sec)	0.031	0.197	0.513	0.667
T_{int}(in sec)	0.168	4.152	2.889	2.762
Number of VCs	60	6	42	90

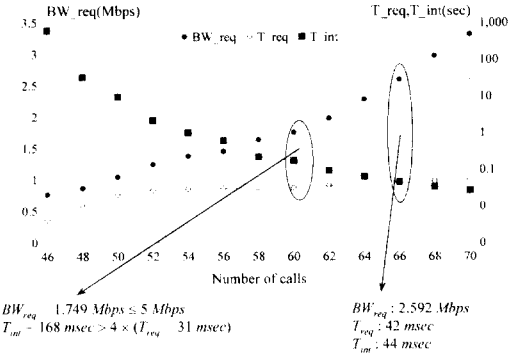

그림 9. 트래픽 A에 대한 최적 VC 수의 결정 방법

V. 결 론

본 연구의 주 목적은 하드웨어 복잡성을 최소화하여 구현할 수 있는 효율적이고 신뢰성 있는 ATM 트래픽 관리 기능을 개발하는 것이다. 제안된 RITM은 ATM 스위칭 시스템이, 특히 트래픽 관리 모듈 및 ATM 버퍼 관리기 측면에서, 고속 네트워크의 실시간 및 방대한 데이터 서비스를 지원해야 한다는 진화 방향을 어떻게 극복하고 인터넷 트래픽을 포함한 상당한 수의 버스트 트래픽 원을 어떻게 수용할 것인가에 대한 하나의 방법을 제시한다. 모든 입력 트래픽 흐름을 실시간으로, 아울러 트래픽 제어 기능들이 통합된 방식으로 관리함으로써 RITM은 VBR 및 ABR 서비스에 대한 네트워크 자원 관리와 혼잡 제어, 그리고 연결 수락 제어를 원활히 수행할 수 있는 간단 명료한 해결책을 제공한다. RITM을 이용한 네트워크 자원 관리 면에서 한 가지 고려해야 할 중요한 사항으로는 추가 대역폭 사용 시간 T_{req}가 추가 대역폭이 요구되는 시간 간격 T_{int}에 근접하는 경우이다. 이러한 상황에서는 스위칭 시스템 내에서 전송되는 데이터 셀들이 손실되거나 큰 지연 시간을 겪게 된다. 이를 사전에 방지하기 위하여 MDPP는 미리 정해진 임계 치 이상으로 T_{int} 대 T_{req} 의 비가 커지지 않도록 유지하기 위하여 사전에 VC 수를 제한하여야 한다. 앞의 표 3에는 4.2절에서 제시한 5가지 조건을 만족하는 이상적인 VC 수를 나타내었지만 이보다는 더 완만한 조건으로 VC 수의 임계 치를 정하는 것이 바람직하며 이는 실제 시스템 구동 시 여러 가지 운용 조건들에 의존적인 값이 된다. 결국, 이러한 고찰을 통하여 우리는 제안한 트래픽 관리 기법이 각각의 사용자 연결에 대한 QoS 요구 조건을 위반하지 않

으면서 네트워크 성능 요구 사항을 지원하고, 제한된 네트워크 자원을 이용하여 데이터 셀들에 대한 효과적인 통계적 다중화 효율을 성취할 수 있음을 보였다. 향후 ATM 스위칭 시스템이나 멀티서비스 스위칭 시스템 등에서 지원하게 될 다양한 특성을 가지는 여러 종류의 트래픽 특성에 대한 연구가 더 이루어져 본 논문에서 제시한 트래픽 관리 구조 모델의 성능을 극대화 할 수 있는 연구가 이루어져야 할 것이다.

참 고 문 헌

[1] The ATM Forum, Traffic Management Specification Version 4.1, AF-TM- 0121.000, March 1999.

[2] T. M. Chen, S. S. Liu D.Wang, V. K Samalam, M. J. Procanik, and D. Kavouspour, "Monitoring and Control of ATM Networks Using Special Cells ," *IEEE Network*, Vol. 10, No 5, pp. 28-38, September 1996.

[3] ATM Forum, ATM User-Network Interface Specifications Version 3.1, September 1994.

[4] S. Jamin, P. B. Danzing, S. J. Shenker, and L. Zhang, "A Measurement-Based Admission Control Algorithm for Integrated Service Packet Network," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Vol. 5, No. 1, pp. 56-70, February 1997.

[5] S. Li and C. Hwang, "On the Convergence of Traffic Measurement and Queueing Analysis: A Statistical-Matching and Queuing (SMAQ) Tool," *IEEE/ACM Transa- ctions on Networking*, Vol. 5, No. 1, pp. 95-110, February 1997.

[6] B. Bensaou. S. T. C. Lam, H.-w. Chu, and D. H. K. Tsang, "Estimation of the Cell Loss Ratio in ATM Networks with a Fuzzy System and Application to Measurement Based Call Admission Control," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Vol. 5, No. 4, pp. 572-584, August 1997.

[7] K. Ramakrishnan and Peter Newman, "Integration of Rate and Credit Schemes for ATM Flow Control," *IEEE Network*, Vol. 9, No. 2, pp. 49-56, March/April 1995.

[8] Peter Newman, "Traffic Management for ATM Local Area Network," *IEEE Communications Magazine*, Vol. 32, No. 8, pp. 44-50, August 1994.

[9] SEC, "A study on High-performance ABR Service Engine," Technical Report, February 1999.

유 인 태(Intae Ryoo) 정회원

1987년 : 연세대학교 전자공학과 학사

1989년 : 연세대학교 대학원 전자공학과 석사

1994년 : 연세대학교 대학원 전자공학과 박사

1997년 : 동경대학 대학원 정보통신전공 박사

1999년~현재 : 경희대학교 전자정보학부 조교수

<주관심 분야> 컴퓨터 네트워크, 초고속 정보 통신 이론, 차세대 인터넷 프로토콜, 네트워크 QoS, 멀티미디어 통신 시스템