

ATM 네트워크에서 멀티 룰-베이스 기법을 이용한 트래픽 제어

正會員 金 榮 一* 正會員 柳 寅 太* 正會員 沈 鐵* 正會員 李 相 倍*

Traffic Control using Multi Rule-Base in an ATM Network

Young Il Kim*, In Tae Ryoo*, Cheul Shim*, Sang Bae Lee* *Regular Members*

要 約

본 논문에서는 ATM 방식으로 운용되는 사용자 네트워크를 구축하기 위해서 필수적인 주요 기능 그룹들-B-TE, B-NT2, LEX-이 수행하여야 할 트래픽 제어 기법에 대하여 연구한다. 사용자 네트워크에서 가장 중요한 기능 그룹인 B-NT2의 구성을 매우 단순화하여 정의한다. 또한 LEX의 구성기능 역시 B-NT2와 유사하게 정의한다. 가상 경로 식별자를 트래픽의 특성별로 고정할당하여 전체적인 트래픽 제어 기능의 분산을 가능하게 한다. 트래픽 제어를 위해서 연결수락 제어, 사용 파라미터 제어, 대역폭 할당 기능등의 연관성을 정의하고 소스 트래픽의 특성에 따라 최적의 제어를 수행하기 위한 구조로서 멀티 룰-베이스 트래픽의 특성에 따른 최적의 제어를 수행하기 위한 구조로서 멀티 룰-베이스 구조를 제안한다. 그리고 멀티 룰-베이스 구조에 적합하도록 간단하게 구성된 실시간 가변 윈도우 알고리즘을 제안한다. 컴퓨터 시뮬레이션을 통하여 제안된 하드웨어적인 구성을 가지는 가상 시스템에 온 오프 소스 트래픽을 발생시켜서 제안한 알고리즘의 성능을 분석한다. 그리고 분산 제어의 기능성과 보다 단순화된 시스템의 구현이 가능함을 확인한다.

ABSTRACT

In this paper, in order to build up the User Network Interface based on ATM, a study on traffic control techniques which should be performed by main function groups-B-TE, B-NT2, LEX-is discussed. The structure of B-NT2 which is the most important function group in the User Network Interface is defined in quite a simple manner. In addition, the functional blocks of LEX are defined in a similar manner as those of B-NT2. It is possible to distribute total traffic control functions by using the similarities between B-NT2 and LEX and by allocating virtual path identifiers fixedly according to the characteristics of the traffics. For the traffic control techniques of ATM, relations among Connection Admission Control, Usage Parameter Control and Bandwidth Allocation Control are defined and Multi Rule-Base structure to realize optimal control functions according to the

*延世大學校 電子工學科
Dept. of Electronics Engineering, Yonsei University
論文番號 : 93-187

characteristics of the source traffics is proposed. And the Real-time Variable Window algorithm simply designed to be suitable for the Multi Rule-Base architecture is also proposed. The performances of the proposed algorithm are analyzed through the computer simulation by generating on-off source traffic in a virtual system that has the form of the proposed hardware. The analyzed results show that the distributed control is possible and that the implementation of the proposed architecture and algorithm is possible.

I. 서 론

광대역 종합 정보 통신망을 구축하고 운용하기 위해서는 음성과 일반 데이터 궁극적으로는 영상 정보를 포함하는 멀티 미디어 서비스를 위한 환경을 제공하여야 한다. 따라서 영상 정보가 내포하고 있는 근본적 특성인 다양성과 대용량의 정보로 인하여, 고속, 실시간 처리의 필요성이 요구되고 있다. 그리고 광대역으로 증대된 자원을 효율적으로 사용하는 방법이 필요하게 되었다. 이러한 필요성을 충족시키기 위하여 기존의 전송기술로서 주종을 이루던 STM(Synchronous Transfer Mode) 방식 대신 ATM(Asynchronous Transfer Mode) 전송기술에 대한 연구가 활발하게 진행되고 있다.

ATM 전송기술의 가장 중요한 문제는 다양한 서비스의 특성을 분석하고 그 서비스의 품질을 보장하기 위한 최선의 제어 기법을 구현하며, 통계적 다중화와 통계적 대역 할당기법 등으로 얼마나 많은 전송효율을 얻을 수 있는가 하는 점이다.[5, 7, 10, 17] 이러한 목적을 충족시키기 위해서 ATM 기술의 중심 개념은 네트워크의 많은 제어 기능들-흐름 제어, 오류 복구 기능들-을 네트워크의 주변부나 종단 사용자가 수행하도록 한다는 점이 근본적인 기반을 이루고 있다.[2, 17] 그러나 통계적 다중화 기법, 사용 파라미터 제어(UPC: Usage Parameter Control)를 위해서 제안된 여러 알고리즘, 그리고 그러한 알고리즘이 사용하는 파라미터의 모호함과 부정확성으로 인해서 오히려 더욱 복잡한 제어 기능이 필요하게 되었다.[17] 이러한 모순의 근본적인 출발점은 중앙집중식 통계적 다중화를 위한 제어 기법 때문으로 생각한다. 즉, 통계적 다중화를 위해서 우주만물을 어떤 정형화된 통계 상자로 축소시키는 것이라 할 수 있다.[17] 또한 기존의 사용 파라미터 제어 기능은 네트워크 제공자의 관점에서 다중화 정도에 따른 요금부과(Charge-by-Usage)를 바탕으로 구성되어있다.[17] 따라서 제안된 파라미터나 그 기능이 다양성과 유연

성을 제한하는 형태를 취하게 되었다고 할 수 있다. 이러한 모순을 해소하고 ATM 기법의 장점을 최대한 유지하기 위해서는 제한적인 통계적 다중화 보다는 소스 트래픽의 특성에 따라서 보다 유연한 비동기적 다중화(Asynchronous Multiplexing)로 대체되어야 한다. 이러한 관점의 전환은 사용자의 입장에서 트래픽 발생형태와 정도에 따른 요금부과(Charge-by-Behavior) 방법을 채택해야 한다.[17] 또한 네트워크의 제어 기능을 최소화하기 위해서 가능한한 사용자에게 기능을 분담시킴으로써 가능할 것이다.[2, 4]

따라서 본 논문에서는 새로운 관점에서 보다 단순한 구조의 실험 시스템을 구현하기 위한 토대를 형성한다는 목적하에 기존의 알고리즘들의 취약점을 보완할 수 있는 정도의 새로운 기법을 제안하여 ATM 전송기법의 기초 모델을 구성하고자 한다. 특히 트래픽 제어 기능을 사용자 네트워크(User Network Interface)의 기능 그룹에 분산하여 정의한다. 분산된 제어 환경에 적합하도록 소스 트래픽의 특성에 따른 제어 기능들을 멀티 룰-베이스로 구성한다. 멀티 룰-베이스를 포함하는 하드웨어의 구조를 간단하게 하기 위해서 가상 경로 식별자를 트래픽의 특성별로 구분하여 고정할당한다. 그리고 멀티 룰-베이스 구조에 적합한 실시간 가변 윈도우 알고리즘을 제안하여 그 성능을 분석하고 타당성을 검증한다.

서론에 이어지는 제 2장에서는 사용자 네트워크(UNI: User Network Interface)를 구성하는 기능 그룹들을 정의하고 B-NT2와 LEX에서 수행하여야 할 제어 기능들을 정의한다. 그리고 멀티 룰-베이스 구조를 위한 가상 경로 식별자/가상 채널 식별자를 할당하는 방법을 기술한다. 제 3장에서는 제안하고자 하는 제어 기능 블록과 제어 알고리즘에 대해서 기술한다. 마지막으로 4장에서는 소프트웨어적인 시뮬레이션을 통하여 성능을 분석하고 결과에 대하여 고찰한다. 그 결과들을 통하여 본 논문이 제안한 방법들의 가능성을 제시한다.

II. 사용자 네트워크의 기능그룹과 제어 기능

사용자 네트워크는 일반 사용자가 B-ISDN 네트워크에 접속하여 필요로 하는 서비스를 받을 수 있는 방법론을 제공해야 한다. 또한 연결이 수락된 모든 호들이 요구하는 서비스를 만족시켜 주어야 한다. 따라서 사용자 네트워크가 수행하는 주요 기능은 사용자의 트래픽을 적절하게 제어하여 네트워크 내에서의 혼잡을 미리 예방하고, 발생한 혼잡을 해소하며, 주어진 자원들의 효율을 극대화하여 네트워크 전체를 최적으로 운영하기 위한 것이다. 또한 멀티미디어 서비스에 대비한 다양성과 유연성의 확립은 매우 중요한 문제이다. 그러나 다양한 품질의 서비스를 요구하게 됨으로써 발생하는 올바른 제어의 난해성과 구현에 있어서의 복잡성은 ATM의 개념이 내포하고 있는 많은 장점에도 불구하고 이 분야의 발전을 저해하는 주요 요인이 되고 있다. 따라서 이번 장에서 제안하려는 기본적인 구조는 상당한 정도의 질서를 부여하여 보다 용이한 구현 및 제어가 가능하도록 함을 연구의 출발점으로 한다. 다음은 설계를 위한 토대를 이루고 있는 연구의 목적이다.

- (1) 일정한 질서를 부여하여 전체적인 구성을 단순화 시킨다.
- (2) 트래픽의 특성별로 세분화 특성별 제어가 가능한 방법을 제안한다.
- (3) 제어 기능을 각 기능 그룹으로 분산시켜 비동기적 다중화의 가능성을 검토하여 본다.
- (4) 특히 사용자 네트워크의 기능 그룹 중에서 B-NT2와 LEX의 트래픽 제어 기능을 중심으로 한다.

II-1. 사용자 네트워크의 기능그룹과 트래픽 제어 기능

B-ISDN의 사용자 네트워크는 국제 규격인 국제 전신 전화 자문회의, 즉 CCITT(International Telegraph and Telephone Consultative Committee)에서 규정한 권고안 I.413에 규정되어 있다. 참조 모델은 B-TE(Broadband Terminal Equipment), B-NT1(Broadband Network Termination 1), B-NT2 등의 필수 기능그룹들과 광대역용이 아닌 기존의 터미널 장비인 TE(Terminal Equipment)가 있고 이러한 터미널을 광대역 기능에 접속하는 B-TA(Broadband Terminal Adapter)가 있다. 이와같은 기능그룹과 더불어서 각 기능그룹들의 기능을 구분하는 기준을 정하기 위해서 S_B , T_B , R_B 등의 기준점으로 구성되어

있다.

B-TE는 광대역 통신기능을 갖추고 있는 각종 통신 장비들의 통칭으로 전화, 팩시밀리, 텔레비전, 컴퓨터 또는 멀티 미디어 서비스를 위한 지능적인 기능을 보유한 장비일 수도 있다. 최근에는 터미널에 트래픽 제어 기능을 포함하여 제어 효율의 증진을 위한 시도가 필요하며 터미널에 부과될 제어 기능의 규격화가 필수적임을 지적하고 있다.[2, 4] B-NT1은 OSI 참조 모델의 1계층인 물리 계층의 역할로써 물리적인 송, 수신을 위한 변, 복조기능을 담당하고 그에 필요한 운영 및 유지보수, 즉 Operation and Maintenance(OAM) 기능을 수행한다. B-NT2는 OSI 참조 모델의 계층 1과 계층 2 이상의 상위 계층의 기능을 수행한다. 주요 기능으로는 매체 흐름 제어(GFC) 기능, 멀티 플렉싱, 디멀티 플렉싱 기능, 자원 관리 기능, 시그널링 기능, 사용 파라미터 제어 기능, 그리고 내부 터미널들사이의 스위칭 기능등 사용자 네트워크의 가장 중요한 기능들을 총괄하고 있다. B-TA는 광대역 기능을 갖추지 못한 기존의 단순, 저속, 저기능 터미널들을 광대역 통신 기능으로 정합하여 주기 위한 매개 역할을 하고 서로 다른 프로토콜의 연동을 위한 변환기능을 수행하기도 한다. Local Exchange(LEX)는 사용자와 네트워크의 접점에서 네트워크로 들어오는 트래픽을 모니터링하고 적절한 제어 기능을 수행한다. 네트워크내에서 혼잡이 발생하면, 그 상황을 사용자 네트워크에 통지하고 관련된 운영 및 유지보수 기능을 수행한다. 또한 B-ISDN 네트워크를 경유하여 복직하는 노드까지 스위칭 기능을 수행한다.

그림 2-1은 사용자 네트워크를 구성하는 기능 그룹이 계층별 구조와 제어 기능을 나타낸 것이다. 화살표로 나타낸 선은 네트워크로 향하는 업스트림을 나타낸 것이다. 터미널이 수행하는 제어 기능은 기본적으로 연결 수락 제어시에 협약한 최대 셀율을 위반하지 않도록 하는 세이핑 기능으로 구성된다. 따라서 셀을 저장하는 버퍼가 필요하며 버퍼의 크기는 소스 트래픽의 특성에 따른 서비스의 품질(QoS)을 만족시켜 주는 정도를 유지해야 한다. 각각의 터미널이 수행하는 세이핑 기능에 의해서 발생하는 셀은 비동기적 다중화를 통해서 155 Mbps의 전송 링크로 삽입된다. 전송 링크는 155 Mbps의 일정한 속도로 동작하는 슬롯화된 공유 매체이다. 전송 링크의 부하가 증가하여 빈셀의 수량이 감소하면 버퍼에 대기중인 셀의 갯수가 증가하여 전송 지연이 허용 범위를 초과

할 수 있다. 버퍼용량을 초과하면 셀의 손실이 발생한다. 따라서 셀 손실율을 조절하기 위해서는 버퍼의 크기를 조절하는 기능이 필요하게 될 것이다. 셀 전송 지연은 매체 흐름 제어(GFC: Generic Flow Control) 기능에 의해서 해결할 수 있다. 매체 흐름 제어는 터미널, B-NT2 그리고 공유미디어를 구성하는 토폴로지에 따라서 다른 제어 기능이 필요하다.

터미널이 수행하는 제어 기능은 단순히 협약된 최대 셀율을 준수하는 셰이핑 기능 뿐만 아니라 다양한 기능이 연구될 수 있을 것이다. Charge-by-Behavior에 의한 요금 부과 방식을 채택한다면, 각 터미널은 자신이 필요로 하는 최소한의 정보를 전송하는 기능이 필요하게 될 것이다.

그림 2-1에 나타난 것처럼, B-NT2와 LEX가 수행하는 제어 기능은 매우 유사함을 알 수 있다. 따라서 이러한 유사성을 이용하여 전체적인 제어 기능을 적절하게 두 기능 그룹으로 분산시켜서 병목 현상이 발생하지 않도록 하는 구성이 가능할 것이다.

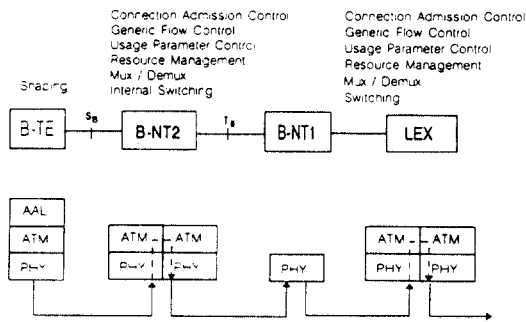


그림 2-1. 사용자 네트워크의 계층별 구성과 제어 기능

II -2. B-NT2의 구성

B-NT2는 사용자 네트워크를 구성하고 있는 주요 기능을 모두 포함하고 있는 가장 중요한 기능그룹으로써 이 기능의 설계는 사용자 네트워크의 기능 전체를 대표하고 트래픽 제어를 위한 모든 기능을 총괄한다고 할 수 있을 것이다. 그림 2-2는 B-NT2의 기능 블록 구성도이다.

매체 흐름 제어(GFC) 기능부에서는 다수의 터미널들이 하나의 공유 매체를 사용하기 위해서 공정성(Fairness)과 전송 지연(Delay)의 문제를 해결하기 위한 제어를 수행한다. 이러한 기능은 셀 헤더에 있

는 4 비트의 GFC 필드를 이용하여 수행된다. 또한 GFC 기능을 수행하기 위해서는 트래픽 제어 기능부와 자원 관리부와 연계하여 처리되어야 한다. 지연 민감성이 있는 소스 트래픽은 실시간으로 처리하고 지연 민감성이 없는 소스 트래픽은 전송 지연이 허용 범위 내에서 유지되도록 하는 기능으로 정의할 수 있다.

트래픽 제어 블록에서는 현재 입력된 셀이 포함된 가상 채널에 대한 사용 파라미터 제어(UPC)와 동적 대역 할당 기능을 수행한다. 자세한 사항은 제 3장에서 기술하게 될 것이다.

스위칭 기능부(Switch Fabric)에 대한 연구는 매우 많은 결과를 보이고 있다. 고속의 스위칭 기능으로 최소의 지연을 갖는 우수한 구조의 아키텍처들이 개발되고 있다.[12, 13, 14]

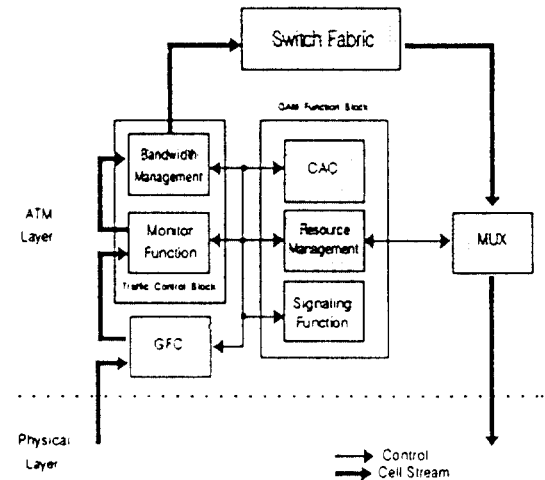


그림 2-2. B-NT2의 기능 블록 구성도

다중화기는 자신의 큐에서 대기중인 셀들의 가상 경로 식별자/가상 채널 식별자를 적절한 값으로 교체하여 150Mbps의 속도로 물리 계층으로 전송하는 역할을 수행한다. 이러한 기능은 출력 링크에 대한 라우팅 정보를 저장하고 있는 참조표(Look-up Table)를 이용하여 수행된다. 참조표는 OAM 기능 블록의 연결 수락 제어(CAC) 기능부에 저장되어 있다. 멀티플렉서 큐가 용량을 초과하면 내부적인 혼잡이 발생하여 유효 셀들의 손실이 일어난다. 따라서 셀 손실

이 발생하기 전에 한계치에 도달하면 혼잡 신호를 제어 영역과 OAM 영역에 통지하여 트래픽 제어 블록에서 워만 셀들을 폐기할 수 있도록 한다.

터미널로부터 새로운 호 설정 요구를 위한 시그널링 셀이 도착하면 연결 수락 제어 기능부에서는 트래픽 파라미터를 분석하여 필요한 정도의 자원을 할당하고 그 정보를 자원관리부에 저장한다. 연결 수락 제어는 현재 서비스를 받고 있는 터미널과 새로이 추가되는 터미널이 발생시키는 트래픽이 함께 비동기적 다중화 될 때 요구되는 QoS를 만족시켜 줄 수 있는 한도내에서 수행된다. 저장된 정보는 트래픽 제어 블록에서 사용 파라미터 제어를 수행하기 위해 사용된다. 자원 관리부에서는 사용 파라미터 제어와 운영 및 유지보수 기능에 의해서 실시간으로 갱신되는 정보도 저장하여 관리되어야 한다.

II-3. LEX의 구성

그림 2-3은 LEX의 기능에 대한 기능 블록 구성도이다. LEX는 다수의 사용자 네트워크로부터 전송된 트래픽을 다중화하는 기능이 필요하다. 스위칭 기능은 B-NT2에 비하여 고속, 고기능으로 구성된다. 또한 트래픽 제어 블록과 스위치의 처리 속도에 따라서 사용자 네트워크별 사용 파라미터 기능 블록을 모듈화할 수 있을 것이다.

사용자 네트워크 멀티 플렉서(UNI MUX) 기능부는 N개의 사용자 네트워크에서 전송되는 셀 스트림

을 단일의 물리적인 링크로 다중화하는 기능을 수행한다.

LEX의 트래픽 제어 블록에서는 각각의 사용자 네트워크에 할당된 가상 경로에 대해서 UPC를 수행한다. 이러한 제어를 거친후에 다수의 사용자 네트워크로부터의 트래픽들을 B-NT2의 스위칭 기능보다 상당히 복잡한 스위칭 기능이 수행된다. 스위칭 기능부는 K개의 입력과 M개의 출력으로 구성된다. 따라서 K개의 트래픽 제어 블록이 구성될 수 있고 M개의 출력 링크로 셀을 전송하는 멀티 플렉싱부로 구성된다. N, K 그리고 M값은 실제로 설계하고 구축하려는 네트워크의 규모와 시스템의 성능에 의해서 정의될 수 있다. 그리고 스위칭 기능부를 통과한 트래픽은 다중화기를 통하여 네트워크로 향한다.

II-4. VPI/VCI의 할당

가상 경로 식별자/가상 채널 식별자를 할당하는 기본적인 구조는 트래픽의 클래스를 기준으로 하여 고정된 형태의 범위를 갖는 값을 할당한다. 클래스를 구분하는 기준은 다양한 형태가 가능하겠지만 본 논문에서는 가장 단순한 기준을 선정한다. 즉, 연결을 요구하는 호의 품질과 특성에 따라서 클래스 A는 손실 민감성과 지연 민감성을 특징으로 하여 그에 대비한 서비스를 요구하는 것이고 클래스 B와 클래스 C는 각각 지연 민감성과 손실 민감성을 요구하는 연결로 정의한다. 하나의 사용자 네트워크에는 클래스별

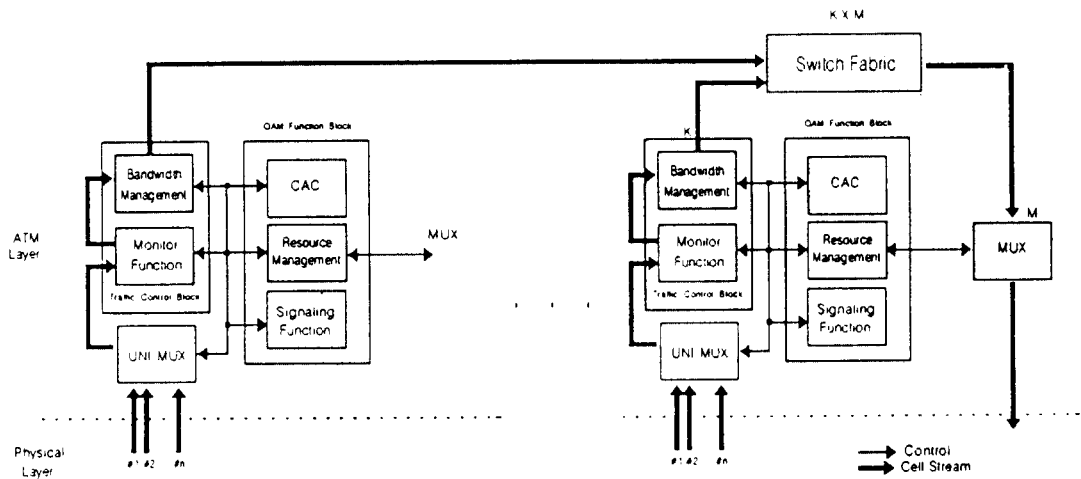


그림 2-3. LEX의 기능 블록 구성도

로 미리 고정된 가상 경로 세개와 시그널링을 위한 가상 경로 하나를 합하여 모두 네개의 가상 경로 식별자를 할당 받게 된다. 즉, 트래픽 제어를 수행하는 B-NT2 하나당 기본적으로 네개의 가상 경로 식별자가 묶음 단위로 고정 할당되는 것이다. 가상 경로 식별자내의 가상 채널 식별자는 B-TE가 요구하는 서비스의 품질과 클래스의 유형에 따라서 해당 VPI의 잔여 가상 채널 식별자를 할당하게 된다. 하나의 사용자 네트워크를 위해서 할당 가능한 가상 경로 식별자의 수량은 가변적으로 사용될 수 있다. 식별자를 할당할 때, 가상 채널 식별자를 관리하는 정보는 B-NT2가 담당하고 가상 경로 식별자에 대한 정보는 LEX가 관리한다. 가상 경로 식별자/가상 채널 식별자에 대한 라우팅 정보는 LEX만이 관리한다.

클래스를 기준으로 미리 결정되어진 가상 경로 식별자/가상 채널 식별자 할당 기법은 약간의 경직된 인상을 줄 수도 있다. 그러나 우리가 전화를 사용할 때 미리 전화번호를 할당받아서 사용한다는 점을 고려한다면 그리 거부감을 주지는 않을 것이다. 다음은 가상 경로 식별자를 고정할당하는 기법이 줄 수 있는 장점들을 정리한다.

- (1) 멀티 룰-베이스로 구성된 트래픽 제어 블록의 구조를 단순화 할 수 있다.
- (2) 네트워크의 용량과 사용자 네트워크의 규모에 따라서 여러 요인에 의하여 다양하게 가변될 수 있다. 또한 B-NT2 단위로 모듈화가 가능하다.
- (3) 연결 수락 제어시에 B-NT2는 터미널이 사용할 수 있는 자원과 해당하는 클래스의 가상 채널 식별자를 할당하고 LEX는 목적지까지의 경로 설정과 그 경로에 대한 자원의 할당 가능만을 수행하여 상당한 정도의 부하를 줄일 수 있다.

표 3-1. 소스 트래픽의 클래스 구분 기준

클래스 A	지연 민감성, 손실 민감성
클래스 B	지연 민감성
클래스 C	손실 민감성

그림 2-4는 가상 경로 식별자/가상 채널 식별자 할당에 대한 구성도이다. 그림에서는 클래스 A, B, C에 대해서 할당한 것을 나타냈으며 시그널링을 위한 가상 경로는 생략한다.

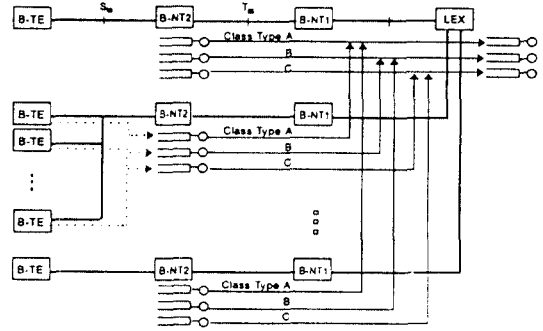


그림 2-4. 가상 경로 식별자/가상 채널 식별자 할당 구성도

Ⅲ. 멀티 룰-베이스와 실시간 가변 윈도우 알고리즘

사용 파라미터 제어 기능을 수행하는데 있어서 정확한 제어를 하기 위해서는 제어 기능과 하드웨어가 복잡해지고 제어 기능을 단순화하여 신속한 처리를 하기 위해서는 모니터링과 처리 과정의 정확도가 감소하게 된다. 따라서 양단을 적절한 정도로 유지할 수 있는 제어 알고리즘의 선택은 매우 중요하다. 제 2장에서 살펴본 것처럼, 가상 경로 식별자를 고정할당해서 B-NT2와 LEX는 분산적인 제어 기능을 수행한다. 3장에서는 B-NT2에서 수행되는 제어 기능과 구조를 중심으로 기술한다. LEX에서의 트래픽 제어 블록의 기능은 가상 경로에 대해서 수행되며 B-NT2의 기능과 유사하게 구성할 수 있다.

Ⅲ-1. 멀티 룰-베이스를 중심으로한 트래픽 제어 블록의 구성

그림 3-1은 B-NT2에 나타낸 트래픽 제어 블록과 자원 관리 기능 부분을 구현하기 위해서 제안한 하드웨어 구조이다.

트래픽 제어 블록이 수행하는 제어 기능의 순서도를 그림 3-2에 나타내고 있다. 그 절차는

- (1) 하나의 셀이 입력되면 현재 셀이 유효 셀인지 검사한다.
- (2) 그 셀이 유효 셀이면, 가상 경로 식별자/가상 채널 식별자를 조합하고 오프셋을 부가하여 내부주소를 생성한다.
- (3) 생성된 주소가 지정하는 파라미터 풀(Parameter Pool)에 저장되어 있는 파라미터를 내부 레

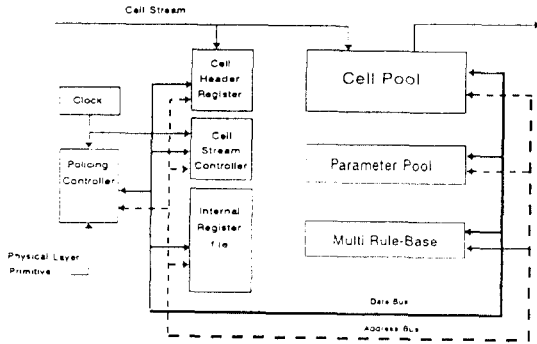


그림 3-1. 트래픽 제어 기능의 하드웨어 블록 다이어그램

지스터 파일(Internal Register File)의 고정된 영역에 저장한다.

(4) 파라미터 풀에 저장되어 있던 트래픽 제어 루틴의 주소를 이용하여 제어 기능을 실행한다.

(5) 내부 레지스터 파일에 저장된 파라미터를 이용하여 현재의 셀에 대한 모니터링을 수행하여 새로운 파라미터를 생성한다.

(6) 모니터링한 결과를 토대로 하여 현재 셀을 폐기, 태그, 버퍼링등의 조치를 취한다.

(7) 트래픽 제어 기능으로 새롭게 생성된 파라미터를 파라미터 풀의 해당 영역에 재저장한다.

CCITT의 표준 규격에 정의되어 있는 가상 경로 식별자(VPI)와 가상 채널 식별자(VCI) 필드는 각각 8 비트와 16 비트로 구성되어 있다.[15] 그러나 더 큰 용량을 가지고 있어서 상당한 낭비를 초래할 수 있다. 따라서 설계하고자 하는 필드의 용량은 가

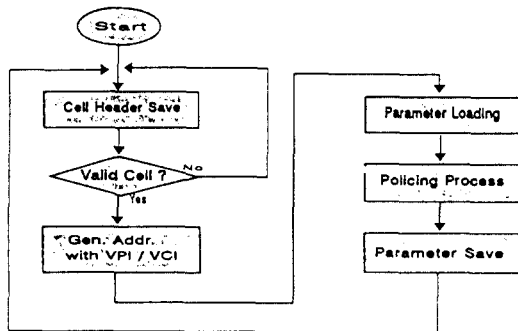


그림 3-2. 제어 기능을 위한 순서도

상 경로 식별자와 가상 채널 식별자를 모두 8 비트씩 구성한다. 그림 3-3에 나타난 것처럼, 가상 경로 식별자의 하위 비트 2개를 사용하여 클래스와 시그널링을 위한 가상 경로를 구분한다. 가상 채널 식별자의 값에 따라서 현재 입력된 셀에 대한 파라미터 풀의 주소에 접근한다. 그리고 4 비트의 크기를 갖는 오프셋이 첨가되어 제어 기능에 사용되는 파라미터를 정의하여 사용할 수 있다.

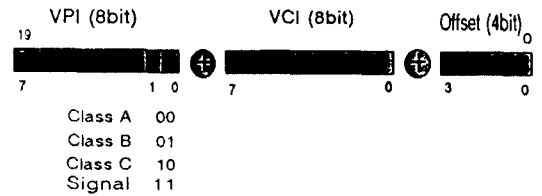


그림 3-3. 트래픽 제어 블록 내부 주소의 셋팅

그림 3-4는 1 Mword 용량으로 구성가능한 파라미터 풀과 멀티 룰-베이스의 메모리 맵이다. 첫번째 파라미터는 현재 B-NT2와 LEX의 기능부에 서비스 상태, 수 혼잡 상태, 운영 및 유지보수를 위한 모니터링 상태, 서비스의 품질등을 나타내는 제어 상태 정보 파라미터(State of Service)이다. 혼잡 비트가 '1'이면 혼잡이 발생한 것을 나타내고 위반 셀들은 모두 폐기한다. 혼잡은 B-NT2와 LEX의 나중화기 버퍼가 용량을 초과한 내부적인 혼잡과 네트워크 내부에서

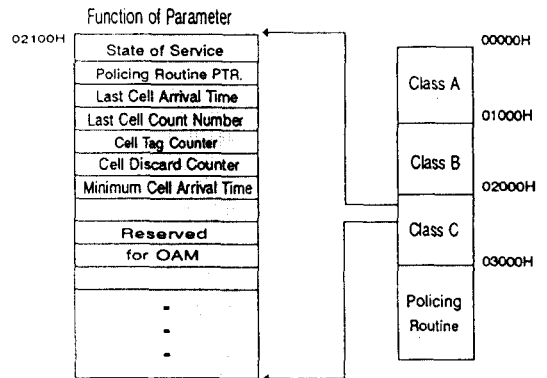


그림 3-4. 파라미터 풀과 멀티 룰-베이스의 메모리 주소 맵의 예

발생한 혼잡을 통지 받았을 때 발생한다. 오프셋의 크기는 4 비트이므로 모두 16개의 파라미터를 정의할 수 있다. 파라미터가 많아지면 더욱 정밀한 제어가 가능하지만 하나의 파라미터에 대해서 제어 기능의 수행시에 두번의 메모리 액세스가 필요하므로 처리 속도가 문제가 되어 적절한 절충(Trade-off)이 필요하다. 또 그림에 나타난 것은 트래픽 제어만을 위해서 정의된 파라미터이지만 예약 영역에 운영 및 유지보수를 위한 기능을 수행할 때 필요로 하는 파라미터도 정의하여 사용할 수 있다. 내부 주소가 생성되는 하나의 예를 들면, 현재 입력된 셀의 클래스가 C이고 가상 채널 식별자가 10H이면 파라미터 풀의 시작 번지는 02100H 번지에 저장된 값으로 03000H 번지 이후의 값이다. 03000H 번지 이후에는 클래스별 제어 루틴, 시그널링 기능부와 운영 및 유지보수 기능부와 연계된 처리를 하는 루틴이 저장된다. 각 파라미터의 내용은 다음 절에서 실시간 가변 윈도우 알고리즘과 함께 기술한다.

가상 채널 식별자는 각 가상 경로에 대해서 0번을 운영 및 유지 영역, 1번을 메타 시그널링을 위한 영역으로 미리 예약하고 해당하는 처리기능을 위한 루틴을 역시 멀티 룰-베이스에 저장하여 사용할 수 있다. 그러나 시그널링 기능과 운영 및 유지보수 기능은 보다 많은 연구가 필요하다.

모든 셀은 물리 계층을 통하여 물리 계층의 프리미티브와 함께 ATM 계층으로 입력된다. 셀 스트림은 바이트 단위의 입력이다. ATM 계층은 물리 계층의 프리미티브를 수신하면 최초 5 바이트의 헤더를 헤더 레지스터에 저장한다. 동시에 셀은 FIFO로 구성된 셀풀에 저장된다. 헤더의 저장이 완료되고 그 셀이 유효 셀이라면, 앞서 기술한 예처럼 파라미터 풀에 접근하기 위한 내부 어드레스를 생성하고 해당 파라미터를 내부 레지스터 화일로 로드한다. 파라미터 중에서 현재 셀을 처리하는 루틴의 포인터를 이용하여 Multi Rule_Base의 루틴을 실행시켜서 제어 기능을 수행한다. 처리가 완료되면 현재의 파라미터를 다음에 입력될 셀을 위해서 파라미터 풀에 저장한다. 셀 스트림 컨트롤러는 제어 컨트롤러가 출력하는 제어 신호를 받아서 적절한 제어를 수행한다. 이러한 제어 신호로는 폐기, 태그, 버퍼링 등이 있다. 셀풀의 크기는 버퍼링 기능을 위해서 2개의 셀을 저장할 수 있도록 한다. 이와 같은 처리 과정은 2.8μsec 즉, 한 셀의 입력 시간 동안에 수행되어야 한다. 이는 현 시점의 VLSI 설계 기술로는 충분하게 구현될 수 있다.[2, 4,

16]

다음은 멀티 룰-베이스 트래픽 제어 블록의 특징을 정리한다.

(1) 하나의 셀 시간 즉 2.8 μsec 동안에 모니터링과 위반셀에 대한 처리를 완료한다. 따라서 실시간 처리가 가능하다.

(2) 가상 경로 식별자와 가상 채널 식별자의 조합에 의해서 내부 어드레스를 생성하고 파라미터 풀과 멀티 룰-베이스의 루틴을 사용하여 제어 기능을 수행한다.

(3) 클래스의 특성에 따른 처리 루틴을 멀티 룰-베이스에 저장하여 사용하므로 트래픽의 특성별 처리가 가능하고 보다 우수한 알고리즘으로의 갱신이 용이하다.

(4) B-NT2는 모든 가상 채널에 대한 트래픽 제어를 수행하고 LEX는 사용자 네트워크에 고정할당된 가상 경로별로 제어를 수행하여 트래픽 제어를 위한 부하를 분산시킬 수 있다.

트래픽 제어 기능이 일정시간내에 처리되어야 하기 때문에 처리 루틴이 간결하게 구성되어야 한다는 것은 중요한 문제이다. 따라서 다음 절에서 신속성과 유연성을 갖춘 실시간 가변 윈도우 알고리즘을 제안하고자 한다.

표 3-3은 트래픽 제어 블록을 구현하기 위한 복잡도를 정리한 것이며 Leaky Bucket, Triangular sliding Window 기법의 복잡도는 참고 자료 [4]를 이용하여 비교할 수 있다.

표 3-3. 트래픽 제어 블록의 구현의 복잡도

구성 요소	용량	폭(bits)	수량	비 고
셀 풀	53	8	2	바이트 단위의 쉬프트 레지스터인 FIFO로 구성
파라미터 풀	64K	16	1	클래스별로 3개의 VP를 할당한 것이 기준
헤더 레지스터	5	8		
레지스터 파일	16	16	1	버스 구조와 오프셋의 길이에 따라서 가변됨
멀티 룰-베이스	가변적	16		더욱 정밀한 제어를 위해서는 용량이 증대됨
컨트롤러		16	2	마이크로 프로그램 & 하드웨어로 구현 가능

III-2. 실시간 가변 윈도우 알고리즘

사용 파라미터 제어는 연결이 수락된 호가 자신이 요구한 파라미터를 준수하는지의 여부를 모니터링하고

위반시에 적절한 제어를 할 수 있도록 하는 기능으로 구성된다. 즉, 협정된 파라미터를 위반한 트래픽이 네트워크 내에서 발생시키는 혼잡을 방지하여 전체적인 처리율을 저하시키지 않도록 하는 것이다. 따라서 크게 두가지 기능으로 나누어서 생각해 볼 수 있다. 첫번째 기능은 호 설정시에 트래픽의 특성을 기술한 파라미터의 준수 여부를 모니터링하는 것이다. 사용 파라미터 제어에 대한 연구는 모니터링 기법에 따라서 여러가지 알고리즘이 제안되어 각각의 기법에 대한 특성과 구현방법에 대한 연구가 꾸준히 진행되어 왔다.[1, 2, 3] 이러한 기법들은 Bucket형과 Window형으로 구분할 수 있다. 두번째 기능은 위반한 셀을 제어하는 기능이다. 즉, 위반셀은 모두 폐기하거나, Cell Loss Priority(CLP) 비트의 상태를 검사하여 '1'이면 폐기하고 '0'이면 CLP 비트를 '1'로 태그하여 네트워크로 전송하거나 또는 임시 버퍼에 저장하여 세이빙등의 기능을 수행한다.

사용 파라미터 제어 알고리즘의 성능을 측정하는 기준은 다음과 같다. 첫째 잘못된 트래픽의 상태를 검색하는 기능의 정도이다. 둘째 모니터링하는 시간 간격에 대한 선택성 여부이다. 셋째 위반한 파라미터에 대한 신속한 응답여부이다. 넷째는 구현의 용이성이다. 최근에는 이러한 사항들과 함께 사용자의 트래픽에 직접적인 영향을 미치는 QoS의 보완성 여부와 상황에 따른 자원의 할당분제등이 추가적인 사항으로 고려되고 있다.[6] 이러한 기준중에서 두번째 문제는 통계적 다중화에 적합한 제어에 사용되는 평균 셀율을 구하기 위한 표본 시간 간격에 관한 것이다. 짧은 표본 시간을 사용하면 부정확한 제어의 위험이 있고, 증가시키면 모니터 결과에 대한 반응시간이 지연된다.[3] 따라서 실시간 가변 윈도우 알고리즘이 사용하는 파라미터는 최대 셀율과 할당 대역폭이다. 최대 셀율에 의한 제어는 통계적 다중화의 이득을 얻을 수 없다. 그러므로 연결 수락 제어시에 할당되는 대역의 정도를 가변함으로써 다중화 가능한 연결의 수를 증가시킬 수 있다. 최대 셀율에 의한 제어의 장점을 다음과 같이 들 수 있을 것이다. 첫째, 파라미터의 이해가 쉽다. 둘째, 구현이 용이하다. 셋째, 후에 멀티미디어와 같은 매우 새로운 셀 발생형태를 특징으로하는 서비스가 제안될 경우, 트래픽을 모니터링하고 특성을 분석하는데 필요한 시간과 노력을 감소시킬 수 있을 것이다.

연결 수락 제어시에 대역폭을 할당하는 기법은 최대치 할당 기법과 통계적 할당 기법이 있다.[10] 최

대치 할당 기법은 물론 통계적 다중화 이득이 없으며 사용 효율(Utilization)은 대단히 낮다. 통계적 할당 기법은 최대치 보다 적은 대역을 할당하여 서비스의 품질을 저하시키지 않는 범위내에서 효율을 증진시킬 수 있도록 하려는 것이다. 본 논문에서는 할당 대역폭은 연결 수락 제어를 통하여 이미 결정된 것으로 가정한다.

그림 3-5는 이단 구조를 가진 실시간 가변 윈도우 알고리즘의 개념적 구성도이다. 전단에서는 최대 셀율로 모니터링을 하고 후단에서는 할당 대역에 의한 처리를 한다. 최대 셀율의 측정은 지난번에 입력되었던 셀의 입력시간을 저장하고 있다가 현재의 셀이 도착하면 두 셀의 시간차에 의해서 현재의 셀율을 구한다. 즉,

$$\text{현재 셀율} = 1 \div (Ti(t) - Ti(t-1))$$

$Ti(t)$: 채널 i의 현재 셀 입력 시간

$Ti(t-1)$: 채널 i의 지난번 셀 입력 시간

현재 시간은 타이머 레지스터의 값이고 지난 셀 도착 시간은 파라미터 풀의 세번째 파라미터에 저장되어 있던 값이다. 현재 셀율을 파라미터 풀의 여섯번째 파라미터인 최소 셀 시간 간격의 역수와 비교하여 협정된 최대 셀율을 위반하는지를 검사한다. 최소 셀 시간 간격은 연결 수락 제어기에 터미널이 요구한 최대 셀율의 역수이다. 협정을 준수하는 셀이라면 그대로 스위칭 기능부로 전송한다. 그러나 위반했다면 두 셀 사이에 들어온 다른 연결을 위한 셀들의 갯수를 계수하여 사이 시간으로 나누어서 현재 위반한 셀을 발생시킨 호가 포함되어 있는 가상 경로의 현재 셀율을 구한다. 즉,

$$\begin{aligned} \text{가상 경로 현재 셀율} &= \text{셀간 가상 경로 셀수} \div (Ti(t) - Ti(t-1)) \\ &= \text{현재 윈도우 시간 동안의 사용 대역폭} \end{aligned}$$

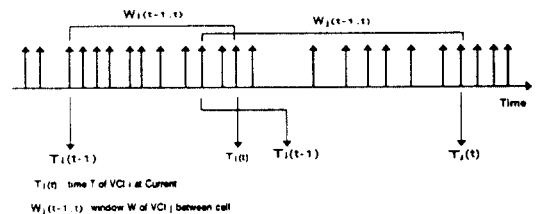


그림 3-5. 폴리싱 제어의 개념도

셀간 가상 경로 셀수는 현재 셀 카운터 레지스터의 값과 파라미터 폴의 네번째 파라미터인 지난 셀 계수 값의 차로 구할 수 있다. 가상 경로 현재 셀율이 할당된 등가 대역폭의 총합을 초과하지 않았다면 셀을 그림 3-6에 정리한 것과 같은 클래스별 처리 과정을 수행한다. 해당 가상 경로에 할당된 총 대역폭에 대한 정보는 가상 채널 식별자 0번이 지정하는 운영 및 유지보수 영역에 저장되어 있다. 위반셀이 포함된 가상 경로가 총할당 대역폭을 초과하지 않는다면 태그나 버퍼링 처리후에 전송하는 효과는 간접적으로 대역을 할당한 효과를 얻을 수 있다. 또한 할당하는데 필요한 정도의 대역을 계산하는 시간이 필요치 않으므로 신속한 처리가 가능하다. 물론 해당 가상 경로에 할당된 총 할당 대역폭을 초과하지 않으므로 네트워크 내부에서 혼잡을 발생시키지는 않으리라 예상된다. 고의적인 위반에 대한 검출은 최대 셀율을 연속적으로 위반하는 셀 수에 한계치를 설정하여 판단할 수 있을 것이다.

실시간 가변 윈도우 알고리즘은 각 터미널이 세이핑 기능을 통하여 자신의 최대 셀율을 준수하고 비동기적 다중화에 의해서 전송되는 단일의 셀스트림에 대한 제어에 적합하다.

실시간 가변 윈도우 알고리즘을 이용하여 클래스별로 각각의 특성에 최적의 처리를 하기 위한 하나의 기법으로써 그림 3-6에 나타난 바와 같이 기본적인 기능을 구성해 보았다. 그러나 이 처리 루틴은 하나의 방법론이라고 할 수 있다. 클래스 A는 지연 민감성과 손실 민감성 때문에 최대 셀율을 보장해야 한다. 그리고 미소한 셀 지연 변동(Cell Delay Variation)에 대해서 영향을 받지 않는다. 그러나 연속적으로 미리 설정된 갯수만큼의 위반셀을 발생시킬 경우 경고 메시지를 발송하고 연결을 중단하는 것과 같은 강력한 조치를 취한다. 클래스 B는 지연 민감성이 있기 때문에 협정을 위반할 경우에 가상 경로 현재 셀율을 구한다. 이 값이 그 가상 경로에 할당된 전체 대역을 초과하지 않는지를 검사한다. 초과하지 않았다면 첫번째 파라미터 제어 상태 정보의 혼잡 비트를 검색한다. 현재의 네트워크의 상태가 혼잡상태가 아니라면 셀을 태그하여 전송하고 그렇지 못하면 폐기한다. 혼잡 상태는 앞서 기술한 것처럼, 내부적인 혼잡과 외부적인 혼잡의 통지에 의해서 결정된다. 클래스 C는 손실 민감성을 가지고 있으므로 위반하는 셀이 입력될 경우에 현재의 상태가 대역 할당이 가능하다면 전송하고 그렇지 못하면 버퍼에 저장하여 적당

```

IF (연속적인 오류율 > 한계치)
THEN 호 연결 설정의 해제
ELSE 위반 셀 역시 전송을 보장

(A) 클래스 A의 위반셀 처리 루틴

IF (현재의 전송 셀율 > 최대 셀율)
THEN IF (현재의 셀 밀도 < 그 가상 경로의 할당 대역폭의 합)
THEN IF (혼잡 상태 == TRUE)
THEN 폐기:
ELSE 태그하고 전송:
ELSE 전송:

(B) 클래스 B의 위반셀 처리 루틴

IF (가상 경로 현재 셀율 > 최대 셀율)
THEN IF (가상 경로 현재 셀율 < 그 가상 경로의 할당 대역폭의 합)
THEN IF (혼잡 상태 == TRUE)
THEN 태그하고 버퍼에 저장:
ELSE 태그하고 전송:
ELSE 태그하고 버퍼에 저장:
ELSE IF (버퍼 저장 셀 == NULL)
THEN 전송:
ELSE 버퍼에 있던 셀을 전송하고 현재 셀을 저장:

(C) 클래스 C의 위반셀 처리 루틴
    
```

그림 3-6. 클래스별 처리 루틴의 예

한 정도의 시간을 지연시킨 후에 전송한다. 물론 혼잡 상태라면 대역폭 할당이 가능하여도 폐기된다.

다음은 실시간 가변 윈도우 알고리즘의 특성을 정리한다.

- (1) 멀티 룰-베이스 구조에 적합한 기능을 수행한다.
- (2) 실시간 처리를 위하여 이단 구조로 구성되어 전단에서는 위반셀을 모니터링하고 후단에서는 위반셀에 대한 처리와 실시간의 대역폭 할당 효과를 얻는다.
- (3) 셀 지연 변동(CDV)과 같은 작은 변동에 대처할 수 있다.
- (4) 파라미터의 이해가 용이하고 실제적인 파라미터를 사용하여 트래픽 제어를 보다 정량화 할 수 있다.
- (5) 최대 셀율을 준수하면서 자유로운 형태의 셀 발생 형태를 갖는 트래픽에 대해서 유연성이 있다.

IV. 시뮬레이션 및 결과 고찰

본 논문에서 제안한 사항에 대한 검증은 위해서 시뮬레이션을 한다. 제 2장에서 제안한 분산 제어를 통

한 비동기적 다중화에 의한 다중화 효과, 제 3장에서 제안한 실시간 가변 윈도우 알고리즘을 사용한 성능을 분석한다. 그러나 멀티 볼-베이스 구조를 기반으로 제안한 트래픽 제어 블록의 하드웨어적인 성능 분석은 추후에 보다 상세한 연구를 위해서 제외한다.

IV-1. 시뮬레이션의 목적 및 방법

시뮬레이션의 첫번째 목적은 비동기적 다중화의 가능성을 검토해 본다. 다수의 B-TE가 세이빙 기능으로 협약을 준수하면서 다중화될 때, 각 터미널에서 발생하는 셀 손실과 셀 지연에 대해서 분석한다. 또한 동시에 연결 가능한 호의 수 그리고 다중화 이득에 대한 분석을 한다. 두번째 목적은 비동기적 다중화를 통하여 중첩된 하나의 셀 스트림에 대하여 트래픽 제어 블록에서 실시간 가변 윈도우 알고리즘을 사용한 트래픽 제어의 성능을 분석한다.

시뮬레이션을 위한 대상은 B-TE의 전송 큐에서부터 B-NT2의 트래픽 제어 블록의 출력단까지 구성한다. 매체 흐름 제어, LEX의 제어 기능, 연결 수락제에 대한 연구는 추후에 보다 많은 연구가 가능한 것이다. 시뮬레이션 프로그램은 고급 언어인 C 언어를 사용하여 트래픽 제어 대상에 가장 근접하게 직접 코딩하여 486 PC 기종에서 수행한다. 그림 4-1은 시뮬레이션 프로그램의 구성도이다.

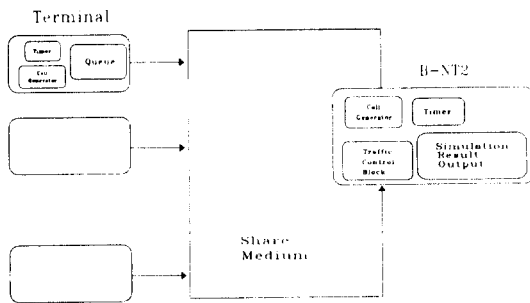


그림 4-1. 시뮬레이션 프로그램의 구성

소스 트래픽은 일반적인 데이터 또는 교신성 데이터의 형태를 갖는 온 오프 소스를 사용한다. 소스 트래픽을 발생시키기 위해서 온 오프 소스는 온 상태와 오프 상태가 반복되고 온 상태에서는 일정한 셀을 가지므로 온 상태 지속 셀수와 오프 상태 지속 셀수의 평균값을 이용하여 기하 분포를 갖는 셀을 발생시

킨다. 각 파라미터는 표 4-1과 같다.

표 4-1. 트래픽 파라미터

최대 셀율	10 Mbps
비스트성	2.
온 상태 지속 시간	4.24ms, 21.2ms, 42.4ms, 63.6ms
오프 상태 지속 시간	4.24ms, 21.2ms, 42.4ms, 63.6ms

첫번째 실험에서 성능 분석을 위한 측도는 셀 손실율과 셀 지연이다. 셀 손실율은 각 터미널의 큐에서 버퍼 크기의 용량 초과로 나타나는 손실에 대한 파라미터이다. 셀 지연은 역시 버퍼에서 발생하는 각 셀들의 평균 지연이다. 이러한 측도를 부가된 부하(Load)에 대해서 실험한다. 부하는 다음 식,

$$L = (N * \text{평균셀율}) \div C$$

- L : 부하
- N : 연결 설정된 호의 수
- C : 링크의 전송 용량

으로 주어진다. 이 실험은 소스 트래픽의 온 상태 평균 지속 시간과 버퍼 용량의 차이에 의한 실험을 한다. 다음은 시뮬레이션에 필요한 부수적인 파라미터이다.

- K : 버퍼 크기
- B : 비스트성
- OnD : 온 상태 평균 지속 시간
- CLR : 셀 손실율

두번째 실험에서 성능 분석을 위한 측도는 단지 셀 손실율을 사용한다. 이 실험에서는 셀 손실율은 첫번째 실험과는 달리 트래픽 제어 기능이 완료된 시점에서 트래픽 제어 결과 나타난 셀 손실율이다. 즉, 위반셀의 검출과 해당 대역폭에 의해서 전송이 허용된 셀 손실을 비교한다. 이러한 측도를 부하와 α 값에 대해서 실험한다. α 값은 해당 대역폭을 결정하는 부가적인 인자이다. 즉,

$$\text{할당 대역폭} = \text{평균 셀율} + (\text{최대 셀율} - \text{평균 셀율}) * \alpha$$

의 식에 의해서 대역이 할당된다. 이때 연결이 수락

된 호의 수량은 각 연결에 할당된 총할당 대역이 전송 용량을 초과하지 않아야 한다.

IV-2. 결과 고찰

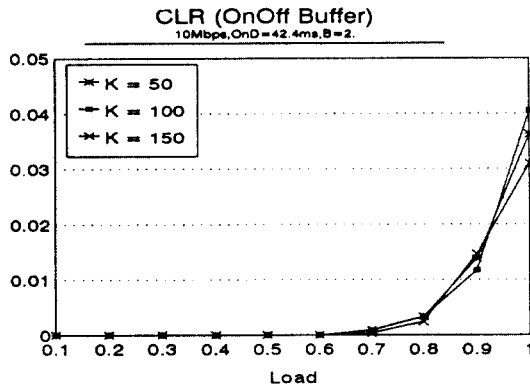
그림 4-2는 버퍼 크기의 변화에 대한 셀 지연과 셀 손실율이다. 각 터미널에 있는 버퍼의 용량은 부가된 부하가 0.8일 때까지 많은 편차를 보이지 않음을 알 수 있다. 또한 셀 손실율은 부하가 0.7 정도가 될 때까지 거의 나타나지 않는다. 셀 손실율이 증가하면 각 터미널은 자신의 버퍼 용량을 증가시켜서 값을 조절할 수 있을 것이다. 즉, 부하가 0.8 정도까지는 가변적으로 조절이 가능할 것이다. 셀 지연의 증가에 의한 지연 민감성이 요구되는 소스 트래픽에 대해서는 매체 흐름 제어를 통하여 해결하는 방법이 제안될 수 있을 것으로 본다.

그림 4-3은 소스 트래픽의 온 상태 평균 지속 시간의 변화에 의한 셀 손실율과 셀 지연을 실험한 결과이다. 부하가 0.8 이하일 때 셀 지연은 50 μ sec 이하의 아주 작은 값이 나타났다. 셀 손실율은 0.7 이하의 값에서는 거의 손실이 없음을 알 수 있다. 따라서 셀 지연과 셀 손실율이 증가하기 시작하는 부하 정도의 부근의 값으로 적정하게 운영하면 최적의 효율을 얻을 수 있을 것이다. 표 4-2는 실험에 사용한 부하에 대한 호의 수량과 그 때의 통계적 다중화 이득이다. 통계적 다중화 이득은 다음 식으로 얻는다.[5]

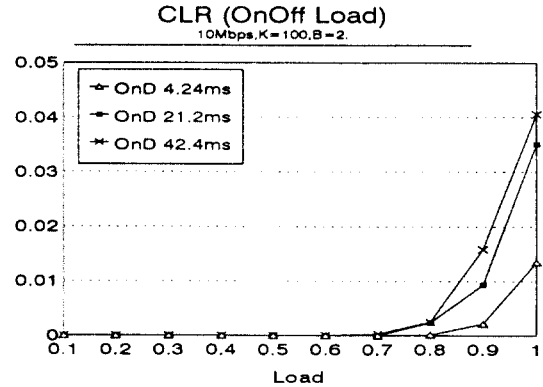
통계적 다중화 이득 =

$$(\text{연결수} \times \text{라디오의 수} \times \text{최대셀율}) \div \text{링크전송용량}$$

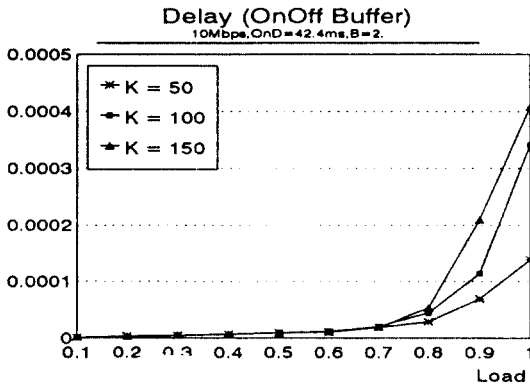
비동기적 다중화의 가능성에 대한 실험의 결과 각



(A) 셀 손실율의 결과

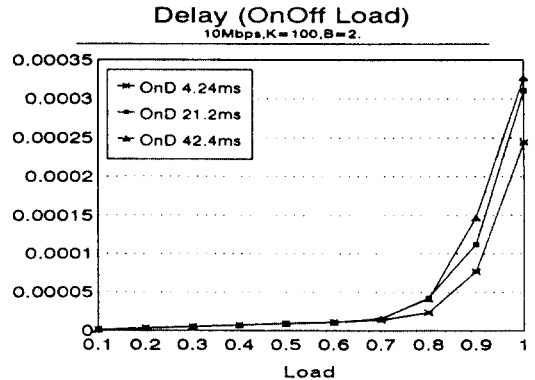


(A) 셀 손실율의 결과



(B) 셀 지연의 결과

그림 4-2. 버퍼의 용량에 따른 실험



(B) 셀 지연의 결과

그림 4-3. 온 상태 평균 지속 시간에 따른 실험

표 4-2. 호의 수와 통계적 다중화 이득

부하	0.1	0.2	0.3	0.4	0.5	0.6	0.7	0.8	0.9	1.0
호	3	6	9	12	15	18	21	24	27	30
이득	0.2	0.4	0.6	0.8	1.0	1.2	1.4	1.6	1.8	2.0

그림과 표에 나타난 것처럼 부하가 0.7과 0.8의 중간 정도에서 가능한 연결을 수락하여 사용할 수 있을 것이다. 즉, 연결 가능한 호의 수는 21~24가 가능하고 이득은 1.4~1.6 정도를 얻을 수 있다.

그림 4-4는 두번째 목적을 위한 실험이다. 연결이 수락된 호 중에서 하나의 터미널이 최대 셀율을 위반하였을 때 셀 손실율을 나타낸 것이다. 즉, 위반에 대한 결과는 거의 1의 값에 근접함을 알 수 있다. 그러나 위반셀을 모두 폐기하지 않고 실시간 가변 윈도우 알고리즘에 의해서 전송을 허용할 경우에 얻을 수 있는 셀 손실율의 향상을 α 값 0.4와 0.8에 대해서 나타낸다. 결과에서 볼 수 있듯이 매우 큰 편차를 보이고 있음을 알 수 있다. α 값이 0.8일 경우에는 부하가 0.2~0.7 정도에서는 셀 손실율이 매우 낮게 나타남을 알 수 있다.

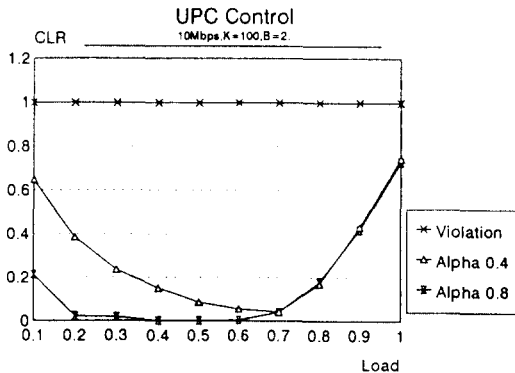


그림 4-4. 실시간 윈도우 알고리즘을 이용한 셀 손실율

V. 결 론

광대역 종합 정보 통신망의 자원을 효율적으로 운용하기 위한 표준 규격인 사용자 네트워크는 비동기 전송 모드 방식의 많은 장점을 최대한 활용하면서 폭주하는 트래픽으로 인한 혼잡의 발생을 예방하기 위해서 적절한 트래픽 제어가 필수적이다.

따라서 본 논문의 목적은 광대역 종합 정보 통신망의 선반적인 구성기능을 정의하고 보다 단순하고 이해하기 용이한 형태로 설계하여 기존의 제어 알고리즘이 내포하고 있는 단점을 보완할 수 있는 기법들을 제안하였다.

본 논문에서 제안한 구조는 네트워크가 수행해야 했던 전체적인 기능을 분산시켜 운용함으로써 성능과 효율을 향상시킬 수 있다. 즉, 각 터미널이 직접 제어를 수행하는 비동기적 다중화는 시뮬레이션을 통하여 충분한 정도의 효율을 얻을 수 있음을 알 수 있었다. 또한 트래픽 제어의 정확성과 신속성의 문제는 기존의 트래픽 제어 알고리즘의 단점을 보완하기 위한 실시간 가변 윈도우 알고리즘을 사용함으로써 매우 신속하고 정확한 제어가 가능하도록 하였다.

제안한 트래픽 제어 블록과 알고리즘을 실제로 구현하여 물리적인 시스템을 운영하면서 적절한 제어 알고리즘과 제어 변수들을 추출하고 새로운 기법을 멀티 플랫폼에 추가 및 보완하여 활용할 수 있도록 하는 보다 많은 연구가 계속되어야 할 것이다.

참 고 문 헌

1. CCITT COM SG XVIII, "Performance Comparison of UPC Algorithms," CCITT 권고안 D.1856-1991, 12.
2. H. Jonathan Chao, "Design of Leaky Bucket Access Control Schemes in ATM Networks," IEEE conf. ICC '91 pp.0180-0187, 1991.
3. Erwin P. Rathgeb, "Modeling and Performance Comparison of Policing Mechanisms for ATM Networks," IEEE J. on SAC, Vol.9, pp.325-334, 1991.
4. L. Dittmann, S. B. Jacobson, and K. Moth, "Flow Enforcement Algorithms for ATM Networks," IEEE J. on SAC, Vol.9, pp.343-350, 1991.
5. 조유제, 이동호, 조해정, 고영호, 안윤영, 이인수, 최영철, "광대역 서비스의 다중 연결 방식 연구," 한국 전자 통신 연구소, 1992.
6. CCITT, "Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN," CCITT 권고안 I.371, 1992.
7. D. Dorman, and J. Burgin, "Broadband ISDN Resource Management: The Role of Virtual Paths," IEEE Comm. Mag. pp.44-48, 1991.

8. R. Guerin, and L. Gun, "A Unified Approach to Bandwidth Allocation and Access Control in Fast Packet-Switched Networks," IEEE conf. INFOCOM '92 pp.1A.1.1-1A.1.12, 1992.
9. S. Ohta, and K. Sato, "Dynamic Bandwidth Control of the Virtual Path in an Asynchronous Transfer Mode," IEEE Trans. on Comm. Vol. 40, No.7 pp.1239-1247, 1992.
10. M. Decina, T. Toniatti, P. Vaccari, and L. Verri, "Bandwidth Assignment and Virtual Call Blocking in ATM Networks," IEEE Proc. INFOCOM '90, pp.881-888, 1990.
11. Y. Sato, and K. Sato, "Virtual Path and Link Capacity Design for ATM Networks," IEEE J. on SAC. Vol.9, No.1, pp.104-111, 1991.
12. P. Oechslin, V. Kumer, H. Lin, J. O'Neill, and E. Ouellette, "ALI: A Versatile Interface Chip for ATM Systems," IEEE conf. ISS'91, 1991.
13. M. J. Karol, K. Y. Eng, and H. Obara, "Improving the Performance of Input-Queued ATM Packet Switches," IEEE conf. INFOCOM '92, 1992. pp.0110-0115.
14. H. Jonathan Chao, "A Novel Architecture for Queue Management in the ATM Network," IEEE J. on SAC. Vol.9, No.7, pp.1110-1118, 1991.
15. CCITT. COM XVIII-R 34-E, "B-ISDN ATM Layer Specification," CCITT Draft Recomm. 1.361, 1992.
16. Intae Ryoo, Keejoong Ahn, and Sangbae Lee, "Design & Implementation of ATM Traffic Control Technique," IEEE conf. ICCS/ISITA '92 Singapore pp.157-161, 1992.
17. C. Lea, "What should be the Goal for ATM," IEEE Network pp.60-66, 1992.
18. J. S. Turner, "Managing Bandwidth in ATM Networks with Bursty Traffic," IEEE Network 1992, 9 pp.50-58, 1992.
19. CCITT COM. SG XVIII, "B-ISDN General Network Aspects," CCITT 권고안 I.311, 1990.
20. M. Butto, E. Cavallero and A. Tonietti, "Effectiveness of the "Leaky Bucket" Policing Mechanism in ATM Networks," IEEE J. on SAC. Vol.9, No.3, pp.335-342, 1991.

金榮一(Young-il Kim) 정회원
 1991年 2月: 延世大學校 工科大學 電子工學科 卒業(工學士)
 1993年 2月: 延世大學校 大學院 電子工學科 卒業(工學碩士)

沈 鐵(Cheul Shim) 정회원
 1988年 2月: 延世大學校 工科大學 電子工學科 卒業(工學士)
 1990年 2月: 延世大學校 大學院 電子工學科 卒業(工學碩士)
 1990年~現在: 延世大學校 大學院 電子工學科 博士課程

柳 實太(In-tae Ryoo) 정회원
 1987年 2月: 延世大學校 工科大學 電子工學科 卒業(工學士)
 1989年 2月: 延世大學校 大學院 電子工學科 卒業(工學碩士)
 1992年: 韓國電子通信研究所 委囑研究員
 1989年~現在: 延世大學校 大學院 電子工學科 博士課程

李 相倍(Sang Bae Lee) 정회원
 1958年: 空軍士官學校(理學士)
 1961年: 서울大學校 工科大學(工學士)
 1964年: 美國 Stanford 大學校(工學碩士)
 1975年: 英國 Newcastle 大學校 (工學博士)
 1969年~1979年: 서울大學校 工科大學 助教授
 1986年~1987年: IEEE KOREA SECTION CHAIRMAN
 1989年 1月~1989年 12月: 大學電子工學會 副會長
 1990年 1月~1990年 12月: 大學電子工學會 會長
 1992年: IEEE KOREA COUNCIL CHAIRMAN
 1979年~現在: 延世大學校 電子工學科 教授