

ATM 망 자원의 효율적 관리를 위한 RACMC 알고리즘에 관한 연구

正會員 柳 寅 太* 正會員 金 榮 一* 正會員 沈 鐵*
正會員 金 東 淵* 正會員 李 相 培*

A Study on the RACMC Algorithm for the Efficient Management of ATM Network Resources

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

要 約

본 논문에서는 가변 비트율의 ATM 트래픽을 감시하고 제어하는 간단하고 효과적인 RACMC (Real-time ATM Cell Monitoring and Control) 알고리즘을 제안하고, 이에 따른 대역 이득 효과에 대하여 고찰하였다.

RACMC 알고리즘은 수락된 호로부터 발생된 입력 데이터 셀의 감시 정보와 해당 호에 대하여 관리 평면에 의해 설정된 제어 정보에 따라서 사용 파라미터 제어를 수행한다. ATM 데이터 셀의 감시 및 제어 행위 결과는 관리 평면으로 전송되고 현재 사용되는 대역폭의 상황에 따라 룩업 테이블 내의 제어 파라미터 값이 갱신된다. 그러므로 제안된 알고리즘은 망 자원을 최적으로 할당할 수 있고, 기존의 셀 제어 알고리즘들이 갖는 난제, 즉 버스트 트래픽의 감시 및 제어의 어려움, 피할 수 없는 셀 처리 지연 시간, 그리고 구현시의 제한된 입력 버퍼 크기 문제등을 해결할 수 있다.

컴퓨터 시뮬레이션을 이용한 성능 분석에 의하여 제안한 RACMC 알고리즘은 특히 ATM 셀 감시와 대역 재할당의 능력에 있어서 매우 효과적임을 알 수 있었고, 하드웨어적으로도 간단하게 구현되므로 ATM 망에 쉽게 적용될 수 있다.

ABSTRACT

This paper proposes a simple and highly effective RACMC(Real-time ATM Cell Monitoring and Control) algorithm and the resulting bandwidth gain effects are considered.

RACMC algorithm performs usage parameter controls according to the monitoring informations of input data cells generated from the accepted connections and the controlling informations by the M/P(Management Plane) for that connection. The results of monitoring and controlling

*延世大學校 電子工學科
Dept. of Electronics Engineering Yonsei University
論文番號 : 93 - 172

actions for ATM data cells are transmitted to the M/P and the control parameters in lookup table are updated according to the condition of currently used bandwidth. Therefore, the proposed algorithm can allocate network resources optimally and solve the several tantalizing problems that the existing cell control algorithms have, that is, the difficulty in controlling as well as monitoring very bursty traffics, unavoidable processing delay, and limited input buffer size when implemented.

By the performance analysis using computer simulation, RACMC algorithm proves to be very effective especially in ATM cell monitoring and bandwidth assignment capability, and can be easily applicable to ATM networks as it is implemented simply.

I. 서 론

ATM 망은 음성, 데이터, 비디오 정보등의 광범위한 서비스를 수행하므로 대역폭, 셀 지연, 그리고 손실 요구등이 매우 다양하게 존재한다. 여러 다른 트래픽 원들로부터 발생하는 ATM 셀들을 각 연결들의 서비스 품질을 만족하면서 통계적으로 다중화하기 위하여 연결 수락 제어, 대역폭 할당, 그리고 폭주 제어 및 셀 감시등의 트래픽 제어 기법이 CCITT에서 권고되었으며^(1,2,3), 이와 관련된 여러가지 연구가 이루어졌다^(4,5,6).

전송되는 셀들에게 일정한 수준의 서비스를 보장하는 것은 이 셀을 발생하는 트래픽 원들의 통계적 변화 특성과, 셀의 손실 혹은 지연에 따라 각종 트래픽들이 서로 다른 영향을 받게되므로 더욱 어려워진다. Leaky bucket이나 윈도우 메카니즘등^(7,8)을 이용하여 폭주 제어 및 최고 셀 율의 폴리싱 기능이 제공될 수 있기는 하지만 평균 셀 율과 버스트 트래픽의 제어를 하기 위하여 상당한 부피의 입력 버퍼와 처리 지연 시간, 그리고 대역폭의 비 효율적인 사용등의 문제점 때문에 셀 감시와 대역 할당을 구현하기 위한 최상의 방법이라는 것에는 일반적 의견의 일치가 이루어지지 않고 있다.

본 논문은 언급한 트래픽 처리 기법의 단점을 보완하기 위하여 실시간 ATM 셀 감시 및 제어(RACMC: Real-time ATM Cell Monitoring and Control) 알고리즘을 제안하고 이의 동작 결과에 따른 대역 이용 효과에 관하여 연구하였다. 제안한 RACMC 알고리즘은 ATM 셀 제어 블록(ACCB: ATM Cell Control Block)으로 설계하고, 시스템 동기 신호인 셀 클럭으로 구동되는 계수 회로를 이용하여 입력 셀을 감시하고 룩업 테이블에 설정된 셀 제어 정보에 따라서 셀들의 흐름을 제어한다. 그리고 ATM 셀의 감시 및 제어 결과를 관리 기능 블록으로 보고하여 대역 이용

상황에 따라 룩업 테이블의 제어 정보를 갱신하므로 실시간 셀 처리 및 효과적인 자원 관리를 가능하게 한다.

제안한 알고리즘은 사용자가 요구한 서비스 품질을 만족하기 위하여 협상 파라미터값에 따라 전송되는 모든 셀들을 정확하게 감시할 수 있으며 하드웨어적으로 간단하게 구성되어 입력 셀의 헤더 수신 후 약 1.543μsec에서 셀 제어 신호를 발생한다. 그리고 모든 수락된 호의 데이터 셀을 실시간으로 처리한 결과에 의해 대역을 재할당하므로 망 자원을 효율적으로 활용하게 한다. 고속 통신망에서 트래픽 제어 알고리즘의 셀 처리 지연 시간은 매우 중요하므로 셀 감시 및 제어 행위는 가능한한 간단하고 정확하게 이루어져야 하는 점을 고려할 때 제안한 RACMC 알고리즘은 ATM/B ISDN의 전개시에 ATM 셀 제어와 대역 할당의 기법으로 적용이 가능하다. 서론에 이어 II 장에서는 ATM 트래픽 제어 알고리즘의 기능 요구 사항을 제시하고 III 장에서는 RACMC 알고리즘과 이에따른 설계 방법을 제안하고 망 자원의 효율적 관리방법에 관하여 고찰하였다. IV 장에서는 시뮬레이션 및 측정 결과를 고찰하여 V 장에서 결론을 맺는다.

II. ATM 트래픽 제어

ATM 망을 이용하는 대부분의 트래픽 원들은 폭발적인(bursty) 성질을 갖는다. 폭발적이라는 것은 그것이 어느 순간에는 연결 수락시 형성된 최대 셀 율로 데이터를 발생하고 그 외의 시간에는 상대적으로 낮은 율의 데이터를 발생하는 트래픽 원을 말한다. 이러한 트래픽은 최대 셀 율의 연속적인 대역폭의 할당을 요구하지 않기때문에 대역폭을 효과적으로 이용하기 위하여 통계적 다중화 기법이 적용되어 더 많은 수의 트래픽 원들이 대역폭을 나누어 쓰게

되었다. 그러나 한편으로는 연결 설정된 트래픽 원들이 동시에 트래픽을 발생하게 될 경우에는 망은 매우 혼잡하게 된다. 고속 채널의 효과때문에 이 혼잡성을 해결하는 것은 ATM 망에서 필수적이며 통신망을 효율적으로 운용하기 위해서는 적절한 트래픽 감시 및 제어기법을 설계하여야 한다.

1. ATM 트래픽 제어 알고리즘의 요구 조건

ATM 트래픽 제어 기능은 엄밀하게는 서로 다른 장소에서 다른 파라미터 값을 가지고 이루어지는데 크게 망 자원 관리(network resource management), 연결 수락 제어(connection admission control), 사용 파라미터 제어(usage parameter control), 우선 순위 제어(priority control), 트래픽 셰이핑(traffic shaping), 그리고 신속한 자원 관리(fast resource management)등으로 구분할 수 있다. 이들 제어의 주목적은 사용자의 고의에 의한 협상 파라미터의 위반이나 망 자체의 에러에 의한 비정상적인 결과가 기존에 연결되어 전송 중인 호들의 서비스 품질에 영향을 끼치지 않도록 하는 것이다. 이를 위한 파라미터 감시 작업은 다음과 같은 행위를 통하여 이루어 진다⁽³⁾.

- 1) 가상 경로와 가상 채널 값의 타당성을 조사한다.
- 2) 연결 수락시 협정된 파라미터 값을 위반하는 지를 확인하기 위하여 연결된 가상 경로 및 가상 채널로부터 망으로 들어오는 트래픽의 양을 감시한다.

이러한 사항을 만족하기 위한 ATM 셀 제어 알고리즘의 요구 조건은 다음과 같다.

- 1) 불합리적인 트래픽 상황을 검색할 수 있는 능력
- 2) 감시하는 파라미터들의 범위에 대한 범위의 선택성
- 3) 파라미터 위반에 대한 신속한 응답시간
- 4) 구현의 간단성

현재 권고안에 제안된 대표적인 ATM 트래픽 제어 알고리즘으로는 Spacer Controller UPC, Dual Leaky Bucket UPC, Window Mechanism UPC 그리고 Flag UPC등이 있다. 그러나 상기의 알고리즘으로 ATM 셀 제어 기능부를 구현할 경우 제일 큰 문제가 되는 것은 이를 얼마만큼의 엄격성을 가지고 설계하느냐 하는 것이다. 일단 정확한 셀 제어 방식이 되어야 한다는 점 이외에 트래픽의 양을 감시한다는 측

면에서 상당한 부피의 하드웨어의 복잡한 구성이 문제된다. 대부분의 셀 제어 알고리즘이 전송중인 셀에 대한 어느 정도의 버퍼를 필요로하고 이러한 버퍼내의 대기중인 데이터 셀들로부터 제어 정보를 유출해 내는 개념을 갖고 있다^(3,9). 그러므로 데이터 셀의 저장을 위한 상당한 양의 버퍼의 필요성과 대기중인 셀의 처리에 기인한 트래픽의 처리 지연 시간등이 전체 기능의 성능에 큰 저해 요소로 작용하게 된다. 예를 들어 leaky bucket 알고리즘으로 대역폭 범위가 10Kbps ~ 10Mbps이고 버스트 길이가 10 ~ 100Kbits 인 가상의 동질 트래픽 원들을 감시한다고 가정하자. 그림 1.의 결과는 변화하는 버스티니스 값에서 통계적 다중화가 가능한 연결 수를 함께 고려할 때의 필요한 최소의 입력 버퍼 크기와 각 연결의 버스트 입력력의 평균처리 지연 시간을 나타낸다. 즉, 연결 트래픽 원의 버스티니스가 증가함에 따라 입력 버퍼의 크기와 셀 처리 지연 시간이 증가함을 알 수 있다. 그림 1.은 비교적 짧은 버스트 지속 시간을 갖는 트래픽 원에 대한 결과이지만 버스트 지속 시간이 긴 경우에는 더욱 큰 입력 버퍼와 이에 따른 상당한 처리 지연 시간이 나타나게 된다. 또한 최고 셀 율과 평균 셀 율을 동시에 제어하기 위하여 제안된 Dual Leaky Bucket의 경우 연속적인 2개의 버스트 간의 최소 시간 간격 T_1 동안에 N 개의 셀을 감시하기 위한 버퍼가 추가로 필요하게 되므로 하드웨어적인 부담이 한층 커진다. 이외에도 버스티 트래픽에 대한 감시에 있어서 부정확성 때문에 순응 셀에 대한 폐기나 태깅등의 type 1 에러를 피할 수 없다.

본 논문에서는 이러한 기존의 알고리즘의 단점을 해결하기 위하여 실시간 셀 감시와 제어를 하여 입력 버퍼의 필요성을 없애고 셀 처리 시간을 대폭 감소하였다. 즉, 수락된 호로부터 들어오는 상 방향의 ATM 데이터 셀들에 대하여 호의 수락과 동시에 룩업 테이블에 등록된 제어 정보에 따라서 셀을 감시하고 제어 행위를 결정한다. 각 데이터 셀에 대한 감시와 제어 행위가 결정되면 순응 및 위반한 셀에 대한 정보와 셀의 도착율에 관한 정보가 관리 기능부로 보고되어 대역 이용에 있어서의 통계적 처리를 수행하게 된다. 이러한 구성은 입력 셀에 대한 통계적 상황을 관리 기능부에 수행함으로써 RACMC 알고리즘의 하드웨어적 부담을 최대한 줄이고 ACCB의 셀 처리 지연 시간을 1 셀 시간(2.726 μ sec) 이내로 하여 각 셀에 대한 사용 파라미터 제어의 실 시간 처리를 가능하게 한다.

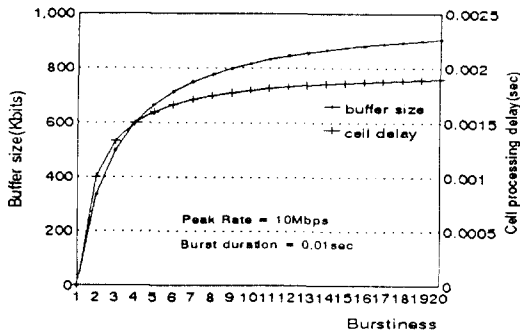


그림 1. 버스티니스에 대한 입력 버퍼 및 셀 처리 지연

2. RACMC 알고리즘의 기능 요구 사항

ATM 셀 감시 및 제어 기법의 구현시 요구되는 기능들은 다음과 같다.

가. ATM 셀 헤더 정보의 수신 기능

시스템의 동기 신호인 셀 클럭 이외에 물리 계층으로부터 셀 클럭후 바로 5개의 바이트 클럭에 동기된 5 바이트의 셀 헤더를 수신한다. 수신된 셀 헤더는 기능에 따라서 분리되어 각각의 데이터 셀 제어에 이용되게 된다.

나. ATM 셀의 유효성 판단 기능

셀 헤더의 분석을 통하여 해당 셀의 유효성, 즉 연결 설정된 호의 데이터 셀연지를 판단한다. 이는 가상 경로 및 가상 채널 값을 관리 기능부로 전달하여 유효 셀 신호를 받는 방법으로 한다.

다. 각각의 호에 대한 입력 셀의 감시 기능

정해진 협상 파라미터에 따라 셀 클럭에 의하여 구분되는 14비트 2진 계수 회로를 이용하여 각각의 셀을 감시한다. 14비트 2진 계수기의 사용은 16Kbps의 가입자 트래픽까지 고려하기 위함이다. 즉, 최대 셀율 $R_p = 16Kbps$ 의 데이터 트래픽의 경우 셀간의 최소 도착 시간 T_p 는

$$T_p = 155.52Mbps / R_p = 155.52Mbps / 16Kbps = 9720(\text{cell time})$$

이므로 이러한 데이터 셀들을 감시하기 위해서는;

$$2^{13} = 8192 < 9720 < 16384 = 2^{14}$$

로서 14비트의 2진 계수기가 필요하게 된다.

라. 제어 정보의 수신 기능

셀을 수신함에 따라 관리 기능부의 제어 정보를 Lookup 테이블과 제어 레지스터를 통하여 전달받는다. 호 설정 단계에서 현상된 최대 셀율을 R_p 라고 할 경우에 Lookup 테이블로부터의 계수기 제어 정보 C_c (Controlled Counter value)는 전송 배체를 155.52 Mbps로 한 경우

$$C_c = (53 \times 8) / (R_p \times 2.726\mu\text{sec}) = 424 \times T_p / 2.726\mu\text{sec}$$

로 설정되게 된다.

마. 준수 혹은 위반 셀에 대한 정확한 제어 기능

수신한 제어 정보 C_c 와 데이터 셀 감시 기능부의 감시 정보 C_m (Monitored Counter value)에 따라서 해당 데이터 셀의 위반 여부를 판정한다. 단, C_c 와 C_m 이 같은 경우에는 준을 셀로 판정한다.

바. 셀 감시 및 제어 결과와 보고 기능

셀 감시 및 제어 결과를 관리 기능부로 보고함으로써 데이터 셀의 통계적 자료를 얻게되며 이에따라 셀 감시 및 제어에 관한 제어 정보를 갱신함으로써 사용자 트래픽의 서비스 품질을 보장함과 동시에 효율적인 망 자원 관리를 수행하게 된다.

III. 실시간 ATM 셀 감시 및 제어 알고리즘

1. RACMC 알고리즘

앞절에서 기술한 ATM 셀 제어 알고리즘의 기능 요구 사항에 따른 제안된 RACMC 알고리즘의 흐름도는 그림 2와 같다. 먼저 물리 계층으로부터 수신한 5 바이트의 데이터 셀 헤더로부터 VPI 및 VCI 값과 셀 손실 비트(CLP)를 추출한 후 연결 수락된 호로부터 발생한 유효 데이터 셀연지를 Lookup 테이블의 내용에 따라 검사하게 된다. 유효 데이터 셀로 판정이 되면 해당 호에 대한 제어 계수 값 C_c 와 셀 클럭에 의하여 구분된 감시 계수 값 C_m 에 따라서 파라미터 위반 여부를 결정하며, 위반 셀의 경우에는 셀 손실 비트의 값에 따라서 셀의 폐기와 태깅을 결정하게 된다. 하나의 유효 데이터 셀에 대하여 결정된 셀 제어 신호는 바로 셀의 직접적인 처리가 이루어지는 물리 계층과 관리 기능부로 전송되며 동시에 해당 호의 계수

기는 리셋된다.

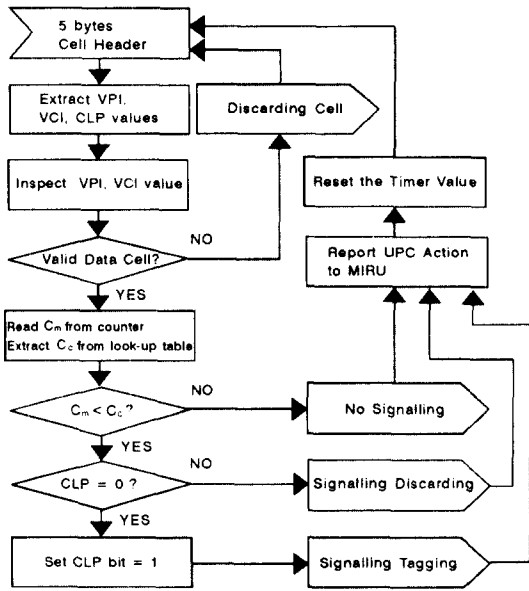


그림 2. 제안된 RACMC 알고리즘의 흐름도

2. RACMC 알고리즘의 설계

제안된 RACMC 알고리즘에 따라 구성되는 ATM 셀 제어 블록(ACCB : ATM Cell Control Block)은 제어 정보가 저장된 룩업 테이블과 데이터 셀을 처리하는 유닛, 감시 및 제어 행위의 결과를 보고하는 감시 정보 보고 유닛등으로 구성되며 셀의 통계적 처리

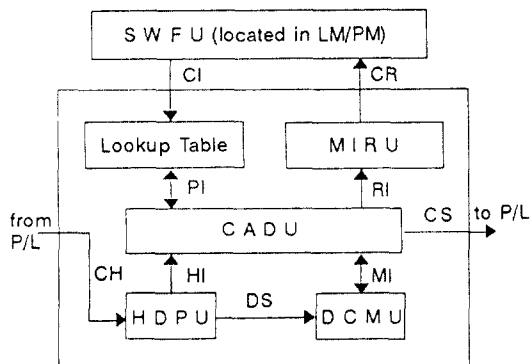


그림 3. ATM 셀 제어 블록(ACCB)의 구성도

를 하는 관리 평면내의 소프트웨어 기능 유닛의 제어 정보로 ATM 셀에 대한 실시간 감시 및 제어를 수행하게 된다. 그림 3.은 ACCB의 구성도이다.

가. 헤더 데이터 처리 유닛(HDPU : Header Data Processing Unit)

물리 계층으로부터 2.726μsec마다 발생하는 셀 클럭과 이후 바로 들어오는 바이트 클럭에 동기된 5 바이트의 셀 헤더로부터 VPI, VCI, PTI, CLP 비트를 추출하여 이를 각각 데이터 셀 감시 유닛과 제어 행위 결정 유닛으로 보낸다.

나. 데이터 셀 감시 유닛(DCMU : Data Cell Monitoring Unit)

셀 클럭에 의하여 구동되는 계수기에 의해 모든 연결된 호의 협정된 파라미터 값을 감시한다. 한편, 유효 셀 관정에 따라 지정된 해당 계수기 값은 제어 행위 결정 유닛의 필요시 추출되어 셀의 위반 여부 관정에 이용된다. 모든 계수기는 유효 혹은 유효 셀에 무관하게 셀 클럭에 구동되며 감시 값의 전송과 동시에 리셋된다. 본 설계에서는 14비트 이진 계수기를 수락된 호마다 할당하여 ATM 셀을 감시하게 하였다. 이는 ACCB가 적용되는 모델 시스템이 집중형 망 종단 장치(B-NT)이고 이 시스템에 접속되는 연결이 4개의 가상 경로와 각 가상 경로마다 4개의 서로 다른 가상 채널이 존재하고, ACCB는 각 가상 경로의 표준점 S_B 마다 존재하므로 실제로 4개의 계수기만이 필요하였기 때문이다. 시스템에 연결되는 가상 채널이 증가될 경우에 RACMC 알고리즘을 적용하기 위해서는 같은 수의 계수기를 설치해야 하므로 ATM 셀 제어 기능 블록의 부피가 상당히 커지게 되나 이는 기존의 leaky bucket이나 윈도우 메카니즘에서도 입력 버퍼의 임계치 측정이나 토큰 발생기의 운용에 있어서 필요한 계수기의 수와 마찬가지로이다. 그리고 14비트의 계수기는 16Kbps의 트래픽을 감시하기 위한 것이기 때문에 트래픽의 최소 셀 발생율에 따라 적당한 크기의 계수기를 지정할 수가 있으므로 이러한 하드웨어적 부담은 RACMC 알고리즘의 성능을 고려할 때 큰 저해 요소는 아니다. 한편으로는 하나의 계수기를 이용할 수도 있는데 이러한 경우에는 이전 셀의 도착시의 계수값이 가상 연결의 수만큼 메모리내에 저장되어야 하고 현재 계수값과의 연산을 해야한다. 따라서 언급한 두가지 방법은 시스템의 메모리 크기와 CPU가 ACCB를 얼마나 빨리 서비스

할 수 있는가에 따라 선택할 수 있다.

다. 제어 행위 결정 유닛(CADU : Control Action Determination Unit)

헤더 데이터 처리 유닛으로부터 수신한 헤더 정보(VPI/VCI)에 따라 룩업 테이블로부터 해당 셀의 제어 정보 C_c 를 읽고, 이를 데이터 셀 감시 유닛의 파라미터 감시 값 C_m 과 비교하여 현 데이터 셀에 대한 사용 파라미터 제어 행위를 결정하고 자원 이용도에 따른 제어 정보에 따라서 PTI 필드에 폭주(congestion) 표시를 실행한다. 결정된 셀에 대한 제어 신호는 셀의 직접적인 처리가 이루어지는 물리 계층과 감시 정보 보고 유닛으로 전송된다.

라. 룩업 테이블(Lookup Table)

룩업 테이블내에는 수락된 호의 VPI 및 VCI 값, 셀의 유효성 판단을 위한 매치 플래그(Match Flag), 파라미터 감시 값 C_c , 위반 셀 결정 신호(A I:Active/Idle), 폭주 표시 신호(CNS:Congestion Notification Signal), 그리고 각 연결 호에 할당되는 계수기 확인 값(Co_id:Connection identifier) 등이 저장되어 제어 행위 결정 유닛에 의해 사용된다. 표 1은 사용자 망 인터페이스에서의 룩업 테이블의 간단한 구성에이다.

표 1. 룩업 테이블의 구성

VPI/VCI	Match flag	C_c	A_I	CNS	Co_id
24bits	1bit	14bits	1bits	1bit	≤24bits
#10	1				
#20	0	xx	1	1 or 0	xx
#30	0	xx	0	1 or 0	xx

XX: 제어 정보, Match flag, A_I: Active Low Signal

예를 들어 VPI/VCI 값이 #10인 셀이 들어왔을 경우 매치 플래그의 값이 1이므로 ACCB는 바로 셀 폐기 신호를 발생한다. #20인 셀의 경우에는 매치 플래그가 0이므로 유효 데이터 셀로 판정되며 제어 정보 C_c 와 비교하지만 A_I 신호가 1이므로 C_m 값이 C_c 보다 작더라도 셀 폐기나 태깅 행위를 하지 않는다. 이는 비록 현재 할당된 대역보다 큰 대역을 요구하는 버스트가 들어왔으나 망의 전체 대역은 여유가 있는 경우에 해당된다. 현재의 버스트가 협정된 최고 셀 유효를 위반할 수도 있는데 이는 위반한 현재의 버스트에 대한 감시 정보 C_m 이 바로 관리 평면으로 보

고되어 룩업 테이블의 정보가 갱신되므로 다음 셀부터는 C_c 를 위반할 경우 바로 제어 행위를 수행하게 된다. 위의 제어 정보중 Co_id 값은 가상 연결의 수가 작을 경우 각 가상 연결을 감시하는 계수기를 쉽게 찾기 위하여 사용되었으나 가상 연결의 수가 증가함에 따라 VPI/VCI 값인 24비트에 가까와 지므로 이러한 경우에는 사용할 필요가 없게된다. 따라서 RACMC 알고리즘의 룩업 테이블 크기는 VPI/VCI 값의 비트수는 같으므로 가상 연결당 최대 17비트의 추가 정보만이 필요하다. Leaky bucket이나 윈도우 제어 알고리즘의 경우도 VPI/VCI 비트수는 같고 가상 연결당 입력 버퍼 임계치의 값과 발생하는 트래픽에 대한 계수값이나 정해진 윈도우 크기당 감시해야할 셀의 수에 적당 계수값을 정보로, 가지고 있어야 한다. 구현시에 발생 트래픽의 수와 윈도우의 크기 비퍼 임계치의 값에 따라서 다른 크기의 정보가 필요하므로 RACMC 알고리즘의 룩업 테이블 크기와 정확하게 비교할 수는 없으나 하나의 같은 트래픽에 대하여 필요한 제어 정보는 RACMC 알고리즘의 경우가 훨씬 작을 것을 쉽게 알 수 있다.

마. 소프트 웨어 기능 유닛(SWFU : SoftWare Functional Unit)

이 유닛은 연결 수락 제어 및 망 자원 관리 기능, 그리고 대역 재할당의 기능과 밀접한 관계를 갖고 있다. 연결 수락시에 결정된 최고 셀 유효를 14비트의 제어 정보 C_c 로 변환하여 기록하고 전송중에는 DCMU에서 입력 셀을 감시한 정보 C_m 을 보고받아 입력 셀에 대한 통계 처리를 수행하여 현재의 대역 이용 상황에 따라 룩업 테이블의 정보를 갱신하도록 되어있다. 이러한 값에 기초하여 ATM 데이터 셀을 감시하고 대역폭을 재 할당하는 것은 ATM 시스템의 통계적 다중화 이득을 높이는 데 중요한 역할을 한다. 즉, 연결된 각 호들의 셀 전송율을 보고반응으로써 여분의 대역을 서비스 품질을 유지하는 한도 내에서 효율적으로 새로운 호에 할당할 수 있으며, 만일 폭주 상태가 발생하면 ACCB에 바로 폭주 발생 신호를 전송하여 ATM 셀 처리 블록이 이 폭주 표시 신호 정보에 따라 셀의 PTI 필드를 갱신시킨다.

대역폭의 재할당은 사용자가 보내는 정보의 종류에 따라 적절한 계산 방법(off line calculation 또는 on-line calculation)을^[10] 통하여 하거나 망 내 자원의 이용도에 따라서 통계적으로 할당할 수 있다^[11]. 실제 망으로 유입되는 트래픽은 여러가지 특성을 갖으며

로 유한인 망 자원을 효과적으로 관리하기 위하여 같은 특성을 갖는 트래픽들을 같은 대역에서 서비스하는 제안이 거론되고 있다⁽¹²⁾. 따라서 본 논문에서는 각각의 트래픽 원이 그 특성에 따라 채널의 총 대역폭 중 자신의 최소 대역 사용량 B_1, \dots, B_n 을 할당 받고 이를 제외한 나머지 여분의 대역은 관리 평면의 제어에 따라 공유하는 방식을 취하도록 하였다. 각 트래픽 부류의 최소 대역 사용량은 어떠한 경우라도 다른 부류의 트래픽에게 할당되지 않으며 이 값은 망 관리자에 의하여 초기에 계산되어 정해지는 값으로 할 수 있다⁽¹⁰⁾. 사용하지 않는 여분의 대역을 각 트래픽에 할당하는 방법은 망 자원을 효율적으로 이용하여 성능을 최대로 하는 방향으로 이루어져야 하는데, SWFU는 어떤 종류의 트래픽이라도 그 현상 파라미터를 만족할 수 있을 경우 여분의 대역을 이용할 수 있게 하였다.

바. 감시정보 보고유닛(MIRU: Monitoring Information Reporting Unit)

수락된 호에 대한 VPI/VCI 값과 현재 입력되는 셀에 대한 감시 값 C_m 을 관리 평면내의 SWFU로 보고하는 역할을 한다. 물론 이는 C_m 과 C_c 값의 차이가 있고 또 그 차이가 어느 수준(셀 지연의 허용 범위)

이상 일때만 보고한다. 이렇게 함으로써 SWFU은 전송되는 셀에 대한 정확한 데이터(최고 셀 율, 평균 셀 율, 버스트 지속 시간 등)와 이에따른 효율적인 자원 관리를 수행할 수 있게된다.

각 유닛들 간의 신호 체계는 다음과 같다.

- 1) CH(Cell Header) : 셀 경계 추출에 의해 생성되는 셀 클럭과 바이트 클럭에 의해 동기되어 들어오는 5바이트의 셀 헤더
- 2) HI(Header Information) : 셀 헤더 정보(VPI/VCI, PTI, CLP)
- 3) DS(Driving Signal) : 데이터 셀 감시 유닛을 구동하기 위한 셀 클럭
- 4) MI(Monitoring Information) : 제어 행위 결정 유닛의 Co_id 값에 맞는 계수기의 감시 값
- 5) CI(Control Information) : 연결 설정된 호의 VPI/VCI 값, 감시 파라미터 값 C_c , 위반 셀 결정 신호 A I, 폭주 표시 신호 정보 CNS, 그리고 계수기 확인 값 Co_id
- 6) PI(Processing Information) : 데이터 셀 확인을 위한 VPI/VCI 값과 해당 호에 관한 제반 제어 정보
- 7) CS(Control Signal) : 셀 처리 결과에 따른 제어 신호
- 8) CR(Control Result) : 셀 제어 결과(순응 및 위반)

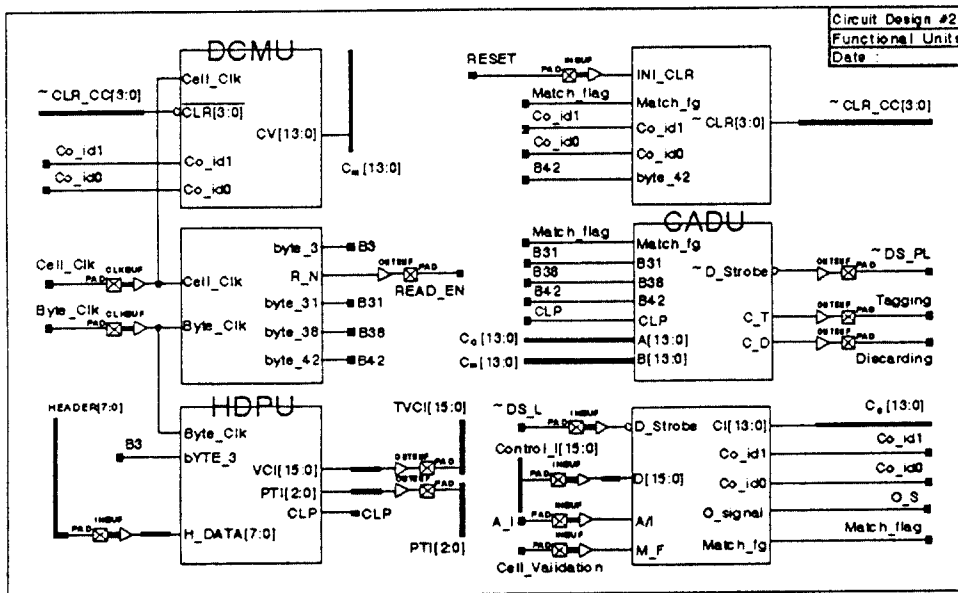


그림 4. ATM 셀 제어 기능 블록의 회로도

9) RI(Reporting Information) : SWFU로 보고되는 연결된 호에 대한 셀 감시 정보(VPI/VCI, C_m)

한편 SWFU는 ATM 셀 제어 블록의 동작을 제어하기 위하여 또 다른 제어 신호를 부가할 수 있다. 즉, 망의 폭주시에 트래픽의 우선 순위에 따라서 북업 테이블 내의 Match flag, C_m, 그리고 AI등의 제어 정보를 수정하여 높은 우선 순위의 데이터를 보호하거나 ACCB의 오동작시 블록 리셋 신호를 사용하는 것이다. 상기의 알고리즘과 구성 방안 따라 구현된 ATM 셀 제어 블록 설계중 셀 감시 및 제어 신호 발생에 관한 유닛 상호간의 일부 회로를 그림 4.에 나타내었다.

IV. 시뮬레이션 및 결과 고찰

ATM 데이터 셀의 감시에 따른 망 자원의 관리 기법에서 물리 계층에서의 데이터 셀 처리 지연 시간은 없는 것으로 가정하고 트래픽 파라미터의 관찰을 통하여 동질의 트래픽은 같은 대역에서 다중화하는 것으로 가정하였다. 한편 실 시간 셀 감시를 통한 대역 이득 효과를 고찰하는 것이 주목적이므로 입력되는 셀의 셀 지연 변이(Cell Delay Variation)와 이 이외의 여러 기능 부에서의 셀 처리 지연등은 없는 것으로 가정하였다.

제안한 실시간 셀 처리 알고리즘의 ATM 셀 처리 기능 블록은 VIEWlogic사의 WorkView상에서 설계하여 ALS(Action Logic System) 환경하에서 실험을 한 결과 그림 4.의 제어 행위 결정 유닛에서 해당 유효 데이터 셀의 협상 파라미터 위반 여부 신호를 발생하고 보고하는 시간은 약 1.543μsec내에 가능하였다. 따라서 대역의 재할당에 필요한 처리를 하기 위하여 소프트웨어 기능 블록이 있는 관리 평면 상에서는 트래픽 타입에 따라 최소 다음의 제한 시간 T_i 내에 Lookup 테이블의 제어 정보를 갱신한다고 가정하였다.

$$T_i \leq (424 / \text{최고 셀 율}) - 1.543\mu\text{sec}$$

물론 이는 데이터 셀의 최고 셀 율을 기준으로 하여 구한 시간이므로 CCITT 기호문의 타입과 에리에 대한 사항과 셀 지연 변이에 대한 조건 그리고 각 가상 채널의 현재 대역 이용량을 같이 고찰하여 더욱 정확한 제한 시간 T_i에 대한 식을 유도할 수 있다. 이렇게 함으로써 ATM 셀 처리 블록을 제어하는 관리 기능부 구조의 유효를 실험할 수 있는데 이는 현재 연구 중이다.

이와 같은 가정하에 표 2.와 같은 비디오 타입의 4가지 ATM 트래픽에 대하여 시뮬레이션을 수행하였다.

제안한 실시간 셀 감시 및 제어 알고리즘으로 동작하는 ACCB와 대역의 할당에 관한 정보 처리를 하는 SWFU는 관리하는 전체 대역에 이유가 있는한 AI 신호를 high로 하여 사용 파라미터를 준수하는 셀의 손실율을 0으로 하는 전체하에 망내 자원을 관리한다. 기존의 알고리즘들은 트래픽 마다 미리 계산된 어떤 일정한 수준의 대역을 고정적으로 할당하거나, 이전 감시 주기동안에 측정된 입력 셀 수에 따라서 leaky rate나 윈도우의 크기를 변화시킨다. 그럼에도 불구하고 비스티니스가 큰 트래픽에 대하여는 데이터 셀의 정확한 감시와 제어가 불가능하다는 것과 정확도를 높이기 위해서는 매우 긴 감시 시간이 필요하고 이에따른 비피 크기의 비현실적인 사항들이 큰 단점으로 지적되었고, 또한 평균 셀 율 측정에 대한 정확도와 셀 손실율을 낮추기 위한 하드웨어적 구성을 한다고 하더라도 셀 지연의 요소때문에 사용자의 서비스 품질을 만족하지 못하게 된다.

이와는 달리 RACMC 알고리즘은 감시 시간이나 비피 크기에 영향을 받지 않고 매우 큰 비스티니스 값을 갖는 트래픽도 정확히 제어할 수 있다. RACMC 알고리즘과 기존의 셀 제어 알고리즘중 가장 많이 알려진 Leaky Bucket을 다음과 같은 몇가지 일반적인

표 2. 비디오 타입의 ATM 데이터 트래픽

서비스 타입	대역폭 범위	비스티니스	비스트 길이	셀 손실 허용 범위	셀 지연 허용 범위
화상 전화	64Kb/s ~ 2Mb/s	2.5	2k ~ 10k bytes	10 ⁻⁹	150 ~ 300msec
화상 회의	128Kb/s ~ 14Mb/s	2.5	1.6k ~ 40k bytes	10 ⁻⁹	150 ~ 300msec
비디오 텍스트	64Kb/s ~ 10Mb/s	10	1Mbits	10 ⁻⁷ ~ 10 ⁻¹⁰	100msec ~ 2sec
의료영상 XRay(14-17in.)	1.5Mb/s ~ 10Mb/s	25	5M ~ 8M bits	10 ⁻¹²	2sec

성능 평가 항목에 대하여 고찰하였다.

1. 대역 이득

n을 동시에 연결될 수 있는 최대의 가상 채널 수, $R_p(m)$ 을 가상 채널 m의 최고 셀 율, B_{assg} 를 SWFU에 의해 할당된 평균 대역이라 할 경우 대역 이득 BW_k 는:

$$BW_g = \sum_n R_p(m) - BW_{assg}$$

이고 최고 셀 율 제어 기법에 대한 대역 이득 비율 BWG_r 은:

$$BWG_r = \sum_n R_p(n) / BW_{assg}$$

로 계산되어 진다. 그림 5.는 표 2.의 각각의 트래픽 타입에 대하여 기본 할당 대역 B_x 를 50 Mbps로 할 경우의 대역 이득과 대역 이득 비율을 나타낸다. 기본 대역 B_x 로 동시에 서비스 할 수 있는 가상 채널의 수는 RACMC 알고리즘의 경우 각각 45, 3, 31, 59이었다. Leaky Bucket의 경우에는 같은 기본 대역에서 셀 손실을 없애기 위하여 무한의 입력 버퍼가 있다고 가정할 경우 동시에 서비스할 수 있는 가상 채널의 수가 35, 3, 9, 9이었다. 다른 트래픽들과는 달리 두번째의 화상 회의의 경우는 최고 셀 율이 14Mbps이고 버스티니스가 2.5이어서 50Mbps의 기본 대역으로는 큰 대역 이득의 효과를 보지 못함을 알 수 있다. 한편 화상 전화의 경우는 같은 값의 버스티니스를 갖지만 최고 셀 율이 2Mbps이므로 50Mbps의 기

본 대역으로 상당한 대역 이득 효과를 얻을 수 있었다. 4가지 트래픽 타입의 실험에서 RACMC 알고리즘의 대역 이득 효과가 Leaky Bucket에 비하여 우수하며 버스티니스가 큰 트래픽의 경우에 그 효과는 더욱 향상됨을 알 수 있다.

2. 대역폭 요구량 BW_{req} 과 대역 요구 시간 TD_{req} , TI_{req}

각 트래픽에 대하여 할당된 기본 대역 B_x 는 50 Mbps이므로 모든 가상 채널의 대역 요구량의 합이 B_x 이상일 경우에는 공유 대역에서 필요한 대역폭을 할당받아서 서비스하게 된다. 이러한 상황은 기본 할당 대역 B_x 로서 동시에 서비스가 가능한 가상 채널의 수보다 많은 가상 채널이 연결되었을 경우이며 이때 SWFU는 공유 대역폭중 여분의 대역을 적절하게 할당하게 된다.

임의의 가상 채널 m의 대역폭 요구량 $BW_{req}(m)$ 는 가상 채널의 총 수를 n, 현재 할당되어 있는 대역폭을 $BW_{assg}(n)$, 가상 채널 m의 현재 셀 도착 율을 $R_c(m)$ 이라고 할 경우

$$BW_{req}(m) = \sum_{n=1}^m BW_{assign}(n) + R_c(m) - B_x$$

이다. 이러한 대역 요구는 화상 전화의 경우는 46개, 화상 회의의 경우는 4개, 비디오텍스는 32개, 그리고 XRay 영상의 경우는 60개의 가상 채널을 동시에 서비스할 때부터 발생한다.

한편 대역 요구량과 함께 고려해야 할 사항은 대역 요구의 지속 시간 TD_{req} 와 요구 발생의 시간 간격 TI_{req} 이다. 즉, 다른 트래픽 부류와 공유하는 대역중에서 $BW_{req}(m)$ 만큼의 대역을 잠시 할당받는 것이므로 이를 독점하면 안된다. 그러므로 여분의 대역폭에 대한 요구가 발생하는 시간 간격과 그 시간의 지속 정도에 따라 SWFU는 대역 할당에 관한 결정을 하게 된다.

그림 6.에서 그림 9.는 표 2.의 각각의 트래픽 타입에 대하여 기본 대역이 50Mbps일때 공유 대역에 대한 요구량 BW_{req} , 요구 지속 시간 TD_{req} , 그리고 요구 발생 시간 간격 TI_{req} 를 나타낸다.

그림 6.의 화상 전화의 경우 연결의 수가 56개가 되더라도 평균 1.4Mbps 정도의 대역을 598msec의 주기로 28msec동안 할당할 수만 있다면 모든 연결의 서비스 품질을 만족하면서 서비스할 수가 있다. 그러나 가상 채널의 수가 증가함에 따라 요구 발생 시간 간격 TI_{req} 가 요구 지속 시간 TD_{req} 를 초과하게 되며

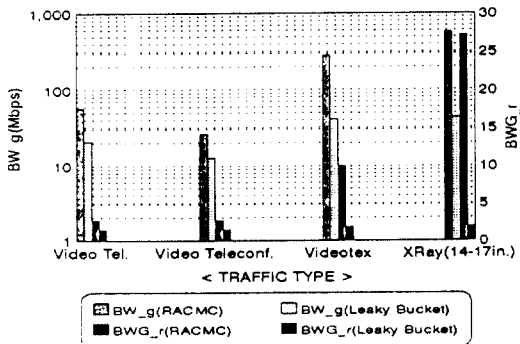


그림 5. RACMC 알고리즘의 대역 이득 효과

이 때부터는 공유대역의 할당만으로는 서비스 품질을 보장하지 못하게되며, 별도의 전용 대역을 할당해야 한다. 그러므로 이러한 상황에 이르기 전에 연결 수락 제어를 담당하는 관리 평면에서 새로운 가상 연결의 요구를 거절하거나 폭주 제어 메카니즘을 운용해야 할 것이다. 가상 연결의 최대 수를 제한 하는 것은 망 자원을 어떻게 운용할 것인가에 따라 다르다. 기본 할당 대역이 50Mbps이고 할당 가능한 공유 대역을 10%정도라고 가정하면 서비스 가능한 가상 회의의 최대 연결 수는 66개로 결정된다. 즉, 대역 요구의 지속 시간이 요구 발생의 시간 간격보다 작으며 대역 요구량이 5Mbps 미만인 경우를 동시에 만족하는 가상 연결 수이다.

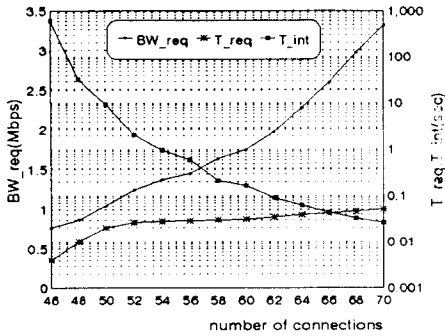


그림 6. 공유 대역의 요구량과 요구 시간 I (화상 전화)

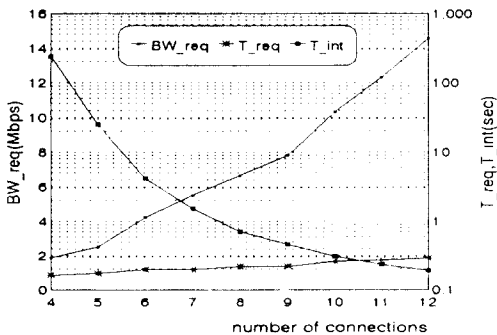


그림 7. 공유 대역의 요구량과 요구 시간 II (화상 회의)

그림 7.의 화상 회의의 경우도 평균 10.32Mbps의 공유 대역을 306msec의 주기로 259msec동안 할당하여 10개의 가상 채널까지 서비스할 수 있지만 공유

대역 사용량의 제한인 5Mbps를 고려하여 6개의 가상 채널을 4.152sec마다 197msec동안 4.219Mbps의 공유 대역을 이용하여 서비스하는 것이 바람직하다. 공유 대역은 트래픽 특성에 따라 분리된 여러 기본 대역의 사용자에게 SWFU의 필요시 할당해야 하므로 TD_{req} 값과 TI_{req} 값의 차이가 작을 경우에는 공유 대역을 순조롭게 할당할 수 없기 때문이다.

그림 8.의 비디오넥스에 대한 실험에서는 연결 수가 49인 경우에도 4.3Mbps의 공유 대역만을 요구하지만 요구 발생 시간 간격이 요구 지속 시간과 거의 같으므로 동시에 서비스 하는 가상 연결의 수를 이보다 작게 설정해야한다. ATM 망에서의 트래픽은 CCITT 권고안에 크게 4가지로 구분하였고^[13], 이를 다시 여러가지 트래픽 파라미터들에 따라서 세분화하고 있는 추세이다. 트래픽 타입을 4가지로 하여 전체 대역을 4개의 기본 대역 B_1, B_2, B_3, B_4 와 공유 대역으로 구성한다고 가정할 경우 RACMC 알고리즘은 대역 요구량이 3.674Mbps이고 $TI_{req}=2.89sec$

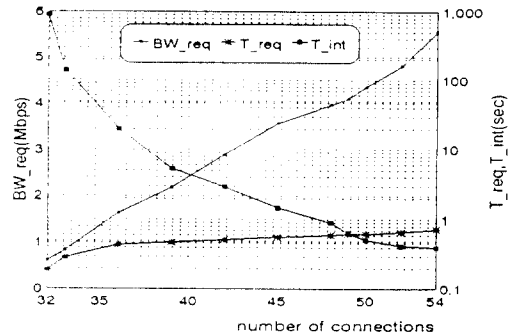


그림 8. 공유 대역의 요구량과 요구 시간 III (비디오넥스)

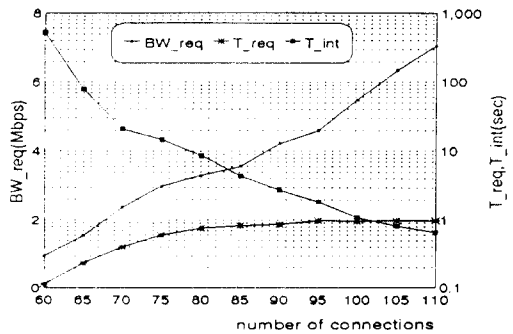


그림 9. 공유 대역의 요구량과 요구 시간 IV (XRay)

$\geq 4 \times (TD_{req} = 0.513\text{sec})$ 인 42개의 가상 채널을 서비스하게 된다. 그림 9.의 XRay 트래픽의 경우는 같은 가정하에 90개 까지의 연결을 수용할 수 있다. 즉, 가상 연결 수 90에서 $BW_{req} = 4.229\text{Mbps} (\leq 5\text{Mbps})$, $TI_{req} = 2.762\text{sec} \geq 4 \times (TD_{req} = 0.666\text{sec})$ 로서 언급한 조건을 만족한다.

3. 다중화 효율과 다중화 이득

R을 어떤 트래픽 부류에 할당된 대역이라 하고 m을 R의 대역에서 최대 셀 율로 동시에 데이터를 전송할 수 있는 가상 연결의 최대 수, M을 R에서 다중화될 수 있는 가상 연결의 최대 수, 그리고 μ 를 가상 연결의 평균 셀 율이라고 할 경우 다중화 효율 Mux_{eff} 와 다중화 이득 Mux_g 는

$$Mux_{eff} = M \times \mu / R, \quad Mux_g = M / m$$

으로 정의된다. 표 2.의 트래픽에 대하여 할당 대역 R을 기본 대역인 $B_x = 50\text{Mbps}$ 로하고 공유 대역의 평균 사용량을 5Mbps, 전체 트래픽 부류의 수를 4라고 가정할 때 RACMC 알고리즘으로 동시에 서비스할 수 있는 가상 채널의 최대 수 m은 화상 전화로부터 각각 59, 6, 42, 90이며 M은 최고 셀 율에 따라 각각 25, 3, 5, 5로 결정된다. 성능 비교를 위하여 Leaky Bucket의 경우는 각 트래픽 부류에 대하여 55Mbps의 전용대역을 할당하여 실험하였다.

그림 10.에 언급한 트래픽들에 대한 RACMC 알고리즘의 다중화 효율과 다중화 이득값을 Leaky Bucket 알고리즘의 경우와 비교하였다. 단, Leaky Bucket 알고리즘의 경우는 버스티니스가 큰 트래픽에 대하여 RACMC 알고리즘 처럼 셀 손실율을 유지할 수 없으므로 같은 상황을 만들기 위하여 평균 셀 율에 대한 감시 시간을 버스트를 수용할 수 있을 정도로 크게 하여 시뮬레이션을 수행하였다. 다중화 효율 Mux_{eff} 은 기본 할당 대역 B_x 를 100%로 하여 다중화되는 트래픽들의 상대적인 대역 사용율을 나타낸다. 실험 결과로부터 RACMC 알고리즘은 화상 전화의 경우 95%의 다중화 효율을 보이는 반면 Leaky Bucket 알고리즘은 58%정도이며, 비디오텍스나 XRay 등의 버스티니스가 큰 트래픽에 대해서는 다중화 효율의 차이가 더욱 거침을 알 수 있다. Leaky Bucket이 RACMC 알고리즘과 같은 수준의 셀 손실 요구를 만족하기 위해서는 상당히 긴 시간 동안의 측정이 필요하고 이는 트래픽이 발생되지 않는 상황에서도 일

정한 대역을 할당해야 하는 것을 의미하기 때문이다.

다중화 효율 Mux_{eff} 가 트래픽의 평균 셀 율과 할당 대역 R에 따라서 결정되는 반면 다중화 이득 Mux_g 는 트래픽의 버스티니스 값과 밀접한 관계를 가진다. 그림 10.의 결과에서 알 수 있듯이 RACMC 알고리즘이나 Leaky Bucket 알고리즘이 모두 버스티니스의 증가에 따라서 다중화 이득이 증가하고 있다. 큰 버스티니스 값은 최대 셀 율에 대한 낮은 평균 셀 율을 의미하기 때문이다. 다중화 효율의 결과와 마찬가지로 다중화 이득에 있어서도 RACMC 알고리즘이 Leaky Bucket보다 우수한 성능을 나타내며 그 차이는 화상 회의의 1.2배에서 XRay의 4.5배까지 이른다.

제한된 RACMC 알고리즘은 기존의 알고리즘보다 대역 이득과 다중화 효율, 다중화 이득의 성능에 있어서 월등히 우수하며, 전체 대역을 여러 종류의 같은 특성의 트래픽들에게 할당하는 기본 대역과 모든 트래픽들에게 필요시 할당하는 공유 대역으로 구분하여 운용할 경우 훨씬 더 효과적임을 실험 결과로부터 알 수 있다. 공유 대역의 운용에 있어서 신중하게 고려해야할 사항은 각 트래픽 부류의 공유 대역 요구 시간과 발생 시간이 중복될 경우이다. 이러한 경우 RACMC 알고리즘은 전송되는 데이터 셀들에 대한 손실이나 처리 지연을 발생하게 되는데 이를 해결하기 위해서는 관리 평면에서 미리 트래픽 부류에 따라서 TI_{req} 대 TD_{req} 의 비가 임의의 임계치보다 큰 범위에서 가상 연결의 수를 제한하거나, 전체 트래픽에 대한 버퍼를 두어 공유 대역의 여유가 생길 때까지 셀을 저장해야 한다. 결과적으로 실시간 ATM 셀 처리 기법을 적용하여 상당한 양의 대역 이득 효과를 얻을 수 있으며, 여러가지 다양한 ATM 트래픽들에

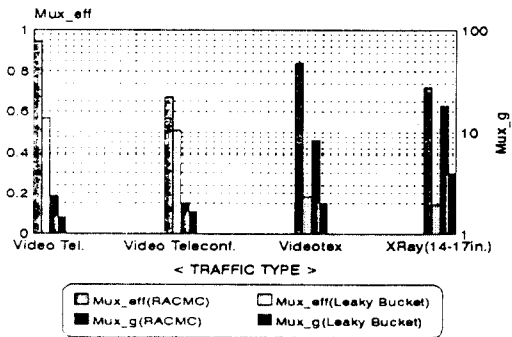


그림 10. 다중화 효율 Mux_{eff} 와 다중화 이득 Mux_g

대하여 정확한 자원 관리의 기준과 망이 혼잡하게 될 때의 가상 채널 수의 임계치등을 서비스 품질을 만족하는 수준에서 결정할 수 있다.

V. 결 론

ATM 망의 성공의 열쇠는 여러 다른 트래픽 원들로부터 발생하는 ATM 셀들을 각 연결의 서비스 품질을 만족하면서 통계적 다중화를 원활하게 수행할 수 있는나에 달려있고, 이를 위해서는 연결 수락시 협상된 사용 파라미터 값을 따라서 데이터 셀을 정확히 감시하고 제어할 수 있어야 한다.

본 논문에서 제안한 실시간 셀 감시 및 제어(RACMC) 알고리즘은 관리 평면에 위치한 SWFU의 제어 정보를 기초로 ATW 셀을 감시 및 제어하고 그 결과를 다시 SWFU에 보고함으로써 전송되는 셀에 대한 통계적 처리를 수행한다. 이렇게 함으로써 ATM 셀에 대한 실시간 처리를 가능하게 하고 기존의 셀 제어 알고리즘들이 갖는 입력 버퍼에 기인한 셀 처리 지연 시간과 하드웨어적인 복잡성의 단점을 해결하였다.

시뮬레이션 결과로부터 제안한 RACMC 알고리즘은 트래픽의 종류에 관계없이 1.543 μ sec내에 입력 셀에 대한 감시와 제어가 이루어지고, 대역 이득과 다중화 효율, 다중화 이득면에서 Leaky Bucket 알고리즘에 비하여 우수한 성능을 나타냄을 알 수 있었다. 특히 평균 셀 율과 버스티 트래픽에 대한 제어가 용이하지 않았던 기존 알고리즘들의 단점을 해결하고, 망의 전체 대역폭을 트래픽 특성에 따라 기본 대역과 공유 대역으로 나누어 운용함으로써 다중화 이득을 한층 높일 수 있었다.

한편 RACMC 알고리즘은 셀 감시를 위한 계수기 이외에 ACCB를 제어하는 관리 평면내의 SWFU가 추가로 필요할 뿐 ATM 셀 감시를 위한 입력 버퍼나 토큰을 이용하는 등의 하드웨어적 부담을 제기하였기 때문에 ATM 망의 트래픽 제어 기능 모듈의 구현이 쉽게 적용될 수 있는 장점을 가진다.

참 고 문 헌

1. CCITT WP XVIII, "Traffic Control and Re-

source Management in B-ISDN," Draft Rec. I.371, Dec. 1991.
 2. CCITT XVIII/8-7 Living List, Dec. 1991.
 3. CCITT "Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN," Rec. I.371, June 1992.
 4. Jaime Jungok Bae and Tatsuya Suda, "Survey of Traffic Control Schemes and Protocols in ATM Networks," Proceedings of the IEEE, Vol.79, No.2, pp.170-189, Feb. 1991.
 5. James W.Roberts, "Variable-Bit-Rate Traffic Control in B-ISDN," IEEE Comm. Magazine, Vol.29, No.9, pp.50-56, Sept. 1991.
 6. H.Gilbert, Osama Aboul-Magd and Van Phung, "Developing a Cohesive Traffic Management Strategy for ATM Networks," IEEE Comm. Magazine, Vol.29, No.10, pp.36-45, Oct. 1991.
 7. E.D.Rathgeb, "Modeling and Performance Comparison of Policing Mechanisms for ATM Networks," IEEE J.Select.Areas Commun., Vol.9, No.3, April 1991.
 8. M.Butto, E.Cavallero, and A.Toniatti, "Effectiveness of the Leaky Bucket Policing Mechanism in ATM Networks," IEEE J.Select. Areas Commun., Vol.9, No.3, April 1991.
 9. L.Dittmann, S.B.Jacobson, and K. Moth, "Flow Enforcement Algorithms for ATM Networks," IEEE J.Select.Areas Commun., Vol.9, No.3, April 1991.
 10. T. Okada, H.Ohnishi, and N.Morita, "Traffic Control in Aynchronous Transfer Mode," IEEE Comm. Magazine, Vol.29, No.9, pp.58-62, Sept.1991.
 11. Jonathan S. Turner, "Managing Bandwidth in ATM Networks with Bursty Traffic," IEEE Network, Vol.6, No.5, pp.50-58, Sept.1992.
 12. A.E. Eckberg, B.T.Doshi and R.Zoccolillo, "Controlling Congestion in B-ISDN/ATM: Issues and Strategies," IEEE Comm. Magazine, Vol. 29, No.9, pp.64-70, Sept. 1991.
 13. CCITT "B ISDN ATM Adaptation Layer Functional Description," Draft Rec. I.362, June 1990.

