

광대역ISDN ATM 네트워크의 과잉밀집 제어를 위한 GRACE-LB 알고리즘의 설계

準會員 郭 貴 日* 正會員 宋 周 錫**

The Design of the GRACE-LB Algorithm for Congestion Control in Broadband ISDN ATM Network

Kwi Yiel Kwak*, Joo Seok Song** *Regular Members*

要 約

BISDN/ATM 네트워크의 트래픽 관리를 위한 새로운 예방제어 기법은 크게 연결 승인제어(CAC), 사용자 파라메타 제어(UPC), 우선순위제어 등으로 나뉘어 진다. 이중 사용자 파라메타 제어는 이미 승인된 연결들(connections)의 서비스 품질을 보장해 주기 위해 중앙 네트워크의 진입부에서 승인된 파라메타를 계속적으로 감시하고, 협의된 파라메타를 위반한 트래픽이 발견될 때는 적절한 제어조치를 수행하여 네트워크의 과잉밀집을 막는다.

본 논문에서는 트래픽 제어기법중 사용자 파라메타 제어에 초점을 맞추어 논술하고, 기존의 UPC 모델들의 단점을 개선시킨 GRACE-LB(Guaranteed Rate Acceptance & Control Element-Leaky Buckey)을 설계, 제안 하였다. GRACE-LB은 기존의 LB 모델을 수정하여 Cell 버퍼를 없애고 토큰 풀(Token-Pool)을 둘로 구분하여, "주기토큰"의 개념을 도입하여 토큰 발생형태를 트래픽 소스와 같은 버스트 특성을 갖게했다. 이를 통하여 본 GRACE-LB은 기존 UPC 모델들이 제어하기 어려웠던 버스티한(bursty)트래픽의 평균전송률(ABR)및 버스트 기간(burst duration)에 대해 효과적인 제어를 수행한다. 또한 Cell 버퍼가 없고 간단한 연산만을 이용하여 구현이 가능하므로 어느 곳 이든지 쉽게 설치될 수 있는 장점이 있다.

ABSTRACT

The new preventive control mechanisms for traffic management in BISDN/ATM networks can be divided into Connection Admission Control(CAC), Usage Parameter Control(UPC), and Priority Control. Of these mechanism, Usage Parameter Control continuously monitors the parameters admitted in the network's entry point to guarantee quality of service of connections already admitted. Upon detecting traffic that violates the negotiated parameter, it takes the necessary control measures to prevent congestion.

*韓國電力公社 技術研究院
**延世大學校 電算科學科
論文番號 : 93 - 71

이논문은 1990년도 연세대학교 학술연구비에 의하여
연구된 것임

Among these traffic control methods, this paper focuses on the Usage Parameter Control method, and proposes and designs GRACE-LB(Guaranteed Rate Acceptance & Control Element-using Leaky Bucket) which improves upon existing UPC models. GRACE-LB modifies the previous LB model by eliminating the cell buffer, dividing the token Pool into two pools, Long-term pool, Short-term pool, and changing the long-term token generating form using "Cycle Token" into the same bursty form as the traffic source. Through this, GRACE-LB achieves effective control of the Average Bit Rate(ABR) and burst duration of bursty multimedia traffic which previous LB models found difficult to control. Also, since GRACE-LB can be implemented using only simple operations and there are no cell buffers in it, it has the merit of being easily installed at any place.

I. 서 론

비동기 전송모드(ATM: Asynchronous Transfer Mode)는 광대역 종합정보통신망(BISDN: Broadband Integrated Services Digital Network)의 구현을 위한 최종적 전송모드로 표준화되고 있다.^[6] ATM은 그 특유의 비동기적 채널할당 방법으로 인해 높은 유연성과 효율성을 인정받고 있지만 통계적 멀티플렉싱으로 인한 "네트워크의 과잉밀집(congestion)" 위험성이 잠재적으로 존재한다. 또한 고속 전송률의 영향으로 인해 전파 지연시간과 처리시간이 상대적으로 증가하고 멀티미디어 트래픽의 버스트(burst) 특성이 아주 다양하여 트래픽 제어가 크게 어려워진다.^{[1][14]}

따라서 지금까지 트래픽 제어에 주로 사용되던 "반응제어(reactive control: 과잉밀집등을 발견후 해결을 위한 제어수행) 기법"은 광대역의 ATM 네트워크의 제어에는 부적합한 것으로 인식을 같이하고 있으며 최근에 제안되는 ATM 네트워크의 제어기법들은 대부분 미리 문제가 일어나지 않도록 사전에 막는 "예방제어(preventive control)" 형태에 속한다.

CCITT에서 권고하고 이는 예방제어 단계에는 보통 "연결 승인제어(CAC: Connection Admission Control)"와 "사용 파라메타 제어(UPC: Usage Parameter Control)", 그리고 "우선순위 제어(Priority Control)" 및 기타 이를 응용한 제어형태로 나누어지고 있다. 연결 승인 제어는 호출(call)의 설정 때부터 "링크의 대역폭"과 "버퍼"가 과도하게 점유되지 않는 범위에서만 호출연결을 승인하는 것이며 특정 파라메타를 근거로 승인여부를 결정한다. 사용 파라메타 제어는 승인된 사용자의 트래픽이 협의된 파라메

타값을 지키고 있는가 감시하여 위반시 네트워크의 안전과 서비스 품질을 위하여 적절한 제어조치를 수행한다.^[7]

본 논문은 이 예방제어의 기본틀(Framework) 중 사용 파라메타제어(UPC)에 초점을 맞추어, 지금까지 연구된 여러 UPC 알고리즘의 종류와 문제점을 분석, 이 문제점을 보완한 GRACE(Guaranteed Rate Acceptance & Control Element)-LB를 제안한다.

기존 UPC 알고리즘의 가장 큰 문제점은 버스트 특성을 갖는 멀티미디어 트래픽에 대해서, 평균전송률(ABR)의 감시 및 제어가 실질적으로는 어렵다는 것이다. 이러한 문제의 근본 원인은 버스티 트래픽(bursty traffic)에 대한 평균 전송률(ABR)을 정확하게 감시하기 위해서는 상대적으로 긴 측정 시간이 요구된다는 점과, 대부분의 UPC 알고리즘들이 버스트 기간(burst duration)의 변화에 대해 민감하지 못한 점을 들 수 있다.^{[5][11][13]} 긴 측정시간은 그 기간동안에 필요한 버퍼 크기나 계수기(counter)값의 한계치를 비 현실적으로 크게 만들어 실질적 제어를 어렵게 하고 또한 단기적인 파라메타 위반에 대해 빠른 감지와 제어동작을 어렵게 한다. 버스트 기간의 변화에 대한 둔감성 역시 네트워크를 일시적인 과잉밀집에 빠뜨릴 수 있다.

본 논문에서 제안하는 GARCE-LB은 이러한 문제점을 극복할 수 있도록 기존의 "토큰 풀(Token Pool)을 갖는 LB"을 적용하되, 토큰 Pool을 장기적 평균전송률(ABR)을 제어하기 위한 Long-term Pool과 단기적 버스트 기간(burst duration)의 위반을 제어하기 위한 Short-term Pool로 구분했다. Long-term Pool은 트래픽 소스의 On-off 주기에 해당된 "주기토큰"을 사용, 계수기 한계치의 값을 크게

줄이면서도 버스티 트래픽을 서비스 할 수 있게 하였으며, Short-term Pool은 버스트 대해 민감한 제어를 제공한다. 또한 Cell 버퍼를 제거하였기 때문에, Short-term 토큰 Pool과 Long-term 토큰 Pool에 대한 연산만을 통해 버스티한 특성을 트래픽을 감시하며 상대적으로 짧은 시간내에 제어동작을 수행한다. 결과적으로 버스트의 크기(burstiness)가 큰 트래픽 일지라도 상대적으로 작은 계수기의 크기를 가지고 지금까지 문제가 되었던 평균전송률(ABR)과 버스트 기간(burst duration)의 감시와 제어기능을 좀 더 효과적으로 제공한다.

본 논문의 2장에서는 관련 연구들로서 CCITT에서 권고하는 예방제어의 형태를 소개하며 기존 UPC알고리즘의 여러 유형과 그 문제점을 제시한다. 3장에서는 기존 LB모델을 개선한 GRACE-LB이 설계된다. 4장에서는 시뮬레이션을 이용하여 설계된 GRACE-LB의 성능을 평가하고 다른 UPC알고리즘과 비교한다. 마지막으로 5장에서는 본 논문의 결론을 기술한다.

II. 여러 UPC 모델들과 문제점

본 장에서는 BISDN / ATM 네트워크의 트래픽 제어를 위한 CCITT의 예방제어 권고안 및 그 중 UPC의 역할을 소개하고 기존 UPC알고리즘의 종류와 문제점을 살펴본다.

2.1 CCITT의 BISDN 트래픽 예방제어 권고안과 UPC
ATM을 전송모드로 채택하고 있는 BISDN은 여러 종류의 트래픽 클래스(class)를 서비스 해주기 위해 다음과 같은 여러 단계(level)의 트래픽 제어 능력을 제공하도록 제안되어 있다.^[7]

- 연결 승인제어(Conection Admission Control)
- 사용 파라메타 제어(UPC: Usage Parameter Control)
- 우선순위 제어(Priority control)
- 기타 과잉밀집 제어

연결 승인제어는 ATM 네워워크에서 가장 큰 병목요소가 되는 “링크의 대역폭”과 “버퍼”가 과도하게 점유되지 않도록 하기위해, 호출의 설정(call setup)단계에서 부터 과잉밀집 유발점 이하에서만 연결을 승인하도록 하는 제어방법이다. 이때의 가장 핵심적 문제는 사용자 정보의 트래픽 특성을 잘 묘사

할 수 있는 파라메타(Usage Parameter)를 어떻게 정의하느냐 하는 문제이며 PBR(Peak Bit Rate), ABR(Average Bit Rate), Burstiness 또는 Burst DurationParameter, Burst duration의 분산등 여러 파라메타가 논의되고 있다.^[7]

UPC는 보통 네트워크 진입부 앞에서 사용자 각각의 가상회선(VC: Virtual Circuit) 또는 가상경로(VP: Virtual Path)에 대해 승인된 트래픽 파라메타의 준수여부를 감시하며, 소스(source)측의 의도적 또는 기타 원인의 위반이 발견되면 위반 Cell들을 버리기나(discarding), Cell의 우선순위 비트에 표시(tagging)를 한 후 네트워크내로 유입시킨다. 또는 연결자체를 해제(release)시킬 수도 있다. 이를 통해 이미 승인된 연결들(connections)이에 대해 서비스 품질을 보장해 준다.^[5]:9]

우선순위 제어는 Cell이 가지고 있는 CLP(Cell Loss Priority)비트에 서비스 우선순위 또는 버릴 수 있는 우선순위 등을 표시하여 제어에 이용한다. 특히

UPC에서 위반된 Cell을 버리지 않고 Tagging후 입력 시켰다면 정상적인 Cell의 서비스 성능이 떨어지지 않도록 효과적인 우선순위 기법들이 제공되어야 한다.

2.2 UPC 알고리즘의 여러 유형들

지금까지 소개된 UPC 알고리즘에는 여러 윈도우(Window) 기법들, LB(Leaky Buckey)과 그의 여러가지 변형들중 여러가지 모델들이 있다.^{[8][3][13]} 특히 [11]에는 여러 Window기법과 LB이 수학적 분석과 시뮬레이션을 통해 분석되어 있고 [5]에는 토큰 Pool이 없는 LB에 대해 Fluid Flow 근사접근 방법을 통해 그 효율성이 분석되어 있다. 다음은 이러한 UPC모델들의 명칭들을 분류한 것인데 자세한 알고리즘들은 [11]와 [10]를 참조하기 바란다.

- 1) 시간 윈도우(Time Window)를 갖는 알고리즘들
 - JW(Jumping Window)
 - TJW(Triggered Jumping Window)
 - EWMA(Exponentially Weighted Moving Average)
 - MW(Moving Window)

JW는 일정 시간간격의 윈도우 동안 윈도우안에 도착한 Cell의 갯수를 세어 그 값이 일정 한계치 N을 넘으면 그 이후는 위반으로 판명한다. 고정 시간이 지

나 앞 윈도우가 끝나면 새로운 윈도우가 시작되면서 Cell 갯수를 처음부터 세기 시작한다. 개념 모델은 < 그림-1>과 같으며 기타 다른 모델들은 [10], [11]를 참조하기 바란다. 이들은 윈도우의 시작점, 계수기의 한계치 계산법등이 모델별로 상이하다.

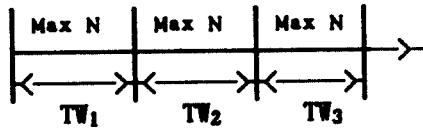


그림 1. JW 모델

2) LB(Leaky Bucket)과 그 변형모델들

- 전형적인 LB모델(그림2:LB-1 모델이라 부르기로 한다)
- 토큰 Pool을 갖고 rate control을 제공하는 LB(그림3:LB-2)
- 토큰 Pool과 스페이서(spacer)를 가지고 rate control과 shaping 제공하는 LB(그림 4:LB-3)

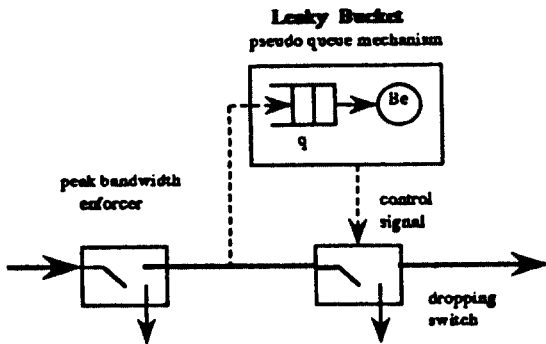


그림 2. LB-1 모델
Fig 2. Model LB-1

<그림 2>의 전형적 LB 모델의 동작특성은 큐잉이론의 G/D/1/S 모델과 같다. 즉 한계치 N인 버퍼를 갖는 LB에 임의적으로 Cell이 도착하여 일정한 서비스율 μ 로 서비스 되고, 만일 전체 버퍼가 차 있으면 위반으로 판명되어 Cell은 버려지거나 위반 Tag가 붙여져 네트워크에 유입된다. 실제 버퍼가 아닌 가상적 버퍼로 구현이 가능하다.

<그림 3>는 별도의 토큰 Pool을 갖는 LB으로서, N

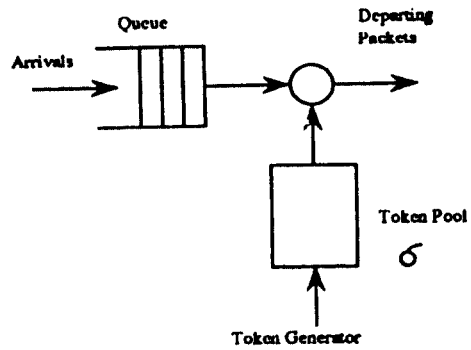


그림 3. LB-2 모델
Fig 3. Model LB-2

개의 Cell 버퍼를 가지고 있고 한정된 크기 σ 의 토큰 Pool을 가지고 있다. 토큰 Pool에는 일정한 발생률로 토큰이 생성되어 채워지며 다 차 있으면 생성되는 토큰은 버려진다. 도착한 Cell은 토큰 Pool에 토큰이 있을 경우에만 토큰을 가지고 네트워크로 진입할 수 있고 토큰 Pool이 비어있으면 버퍼에서 대기해야 되며 만약 버퍼가 다 차면 위반으로 판명된다. 그러므로 토큰 발생율의 조절을 통해 네트워크로 유입되는 전송률을 제어할 수 있다. 그러나 토큰이 많이 쌓여 있을 때 도착한 많은 Cell들이 한꺼번에 네트워크로 유입될 수 있다.

<그림 4>은 LB-2의 모델에 스페이서(Spacer)와 위반 Cell들에 대한 표시기능(tagging)을 추가한 모델이다. Cell버퍼에 도착한 Cell들은 토큰 Pool에 토

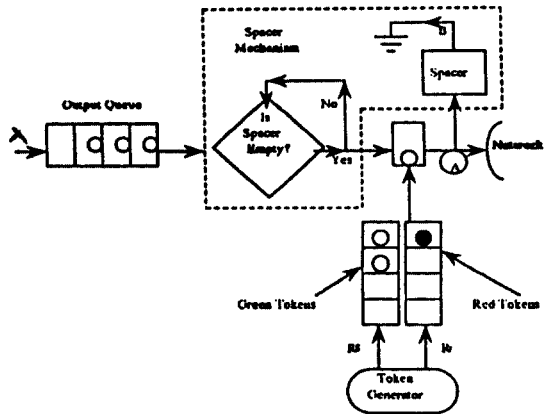


그림 4. LB-3 모델
Fig 4. Model LB-3

큰이 있어도 앞 토큰이 스페이서를 빠져나가기 전에는 네트워크로 유입할 수 없다. 따라서 네트워크로 유입되는 Cell들 사이에는 일정 이상의 간격이 형성된다. 이와같이 입력단에 네트워크로 진입하는 Cell의 간격을 조절하여 버스티한(bursty) Cell의 전송을 피하는 기능을 Smoothing, 또는 Shaping이라고 부르며, 감시 및 제어에 관심을 두는 Policing과는 다른 개념으로 구분되고 있다. 이 스페이서(spacer)를 갖춘 LB은 이 Policing기능과 Smoothing기능을 동시에 제공하는 UPC 모델이다.

2.3 기존 알고리즘의 평가 및 문제점들

기존 UPC 알고리즘의 가장 문제점은 버스트 크기(burstiness)가 큰 트래픽에 대해서, 최전송률(PBR)의 감시 및 제어는 용이하지만 평균전송률(ABR)의 감시 및 제어는 실질적으로는 어렵다는 것이다.^{[1][5][11][13]} 이러한 문제의 주 원인은 버스티 트래픽의 평균 전송률(ABR)을 정확하게 감시하기 위해서는 상대적으로 긴 측정시간이 요구된다는 점과 TJW, MW 모델을 제외한 대부분의 UPC 알고리즘들이 버스트 기간(burst duration)의 변화에 대해 민감하지 못한점을 들 수 있다.

즉 “버스트 특성을 지닌 트래픽의 평균전송률”을 측정, 감시하기 위해서는 긴 측정시간이 필요하고, 따라서 그 기간동안에 필요한 버퍼 크기나 계수기(counter)값의 한계치를 크게해야 한다. 그러나 BISDN의 서비스 품질(QOS : Quality of Service)요구수준인 10^{-9} 이하의 분실률을 제공하려면 버퍼크기나 계수기 한계치가 비 현실적으로 커져 실질적 구현이 어려워지며, 반대로 한계치값을 작게하면 버스티한(bursty) 정상 트래픽에 대해 잘못된 분실을 유발, QOS를 떨어뜨리게 된다는 것이다. 더욱이 버스트 기간에 대한 둔감성은 단기적인 파라메타를 위한 트래픽에 대해 빠른 제어동작을 어렵게 하여 네트워크를 일시적인 과잉밀집의 위험에 처하게 만들 수 있다. 비록 단기간의 과잉밀집이라도 광대역의 고속통신망에서는 상당한 서비스의 품질저하를 가져오게 한다. 대부분의 멀티미디어 소스(source)는 매우 버스티(bursty)하며 ATM 네트워크에는 이러한 소스의 평균전송률(ABR)을 기반으로 통계적 멀티플렉싱을 수행한다는 점을 감안할 때, 파라메타 ABR의 제어곤란은 결국 ATM의 장점인 통계적 멀티플렉싱을 어렵게 하여 큰 문제가 된다. 여러가지 UPC 기법

중 LB및 그 변형 모델들이 가장 많은 주목을 받고 있지만 이 모델들 역시 버스티한 ATM 소스의 평균전송률(ABR)의 감시 및 제어에는 상기 원인들로 인하여 부적합한 것으로 평가되고 있다.^{[5][11][13]}

LB중 토큰 Pool을 갖는 LB2, LB3(그림3, 그림4) 모델에 대해서는 “과연 LB 입력단의 Cell 버퍼 길이와 토큰 Pool의 크기를 어느 정도로 해주어야 하는가”가 쟁점이 되고 있다. [4]에서는 일반적으로 Cell의 블로킹 확률이 Cell 버퍼 길이(N1)과 토큰 Pool의 크기(N2)의 합, (N1+N2)에 의존한다고 밝히고 있으나 이와 대조적으로 [13]에서는 버스티 트래픽의 경우, 블로킹 확률은 Cell 버퍼의 길이(N1) 하나에 의해서도 어느정도 민감한 변화를 보인다고 주장한다. 또한 토큰 Pool의 크기가 어느 정도 이상이 되면 그 크기가 늘어나도 블로킹 확률은 개선되지 않으며, 결국 버스티 트래픽의 QOS를 만족시켜 주기 위해서는 토큰의 발생율이 소스의 최고전송률(Peak Bit Rate)가까이 되어야 한다고 밝히고 있어 트래픽에 대한 평균전송률의 감시 및 제어가 불가능한 것으로 그 견해를 같이 한다.

III. GRACE-LB의 설계

각 트래픽 클래스(class)에 대해 적절한 서비스 품질(QOS)를 제공할 수 있는 UPC모델을 설계하기 위해서는 멀티미디어 트래픽의 특성을 잘 묘사할 수 있는 소스 모델과 적절한 파라메타가 먼저 선정되어야 하고 가능한 한 단순한 알고리즘을 이용, 궁극적으로 평균전송률(ABR)에 대한 정확한 감시와 제어를 제공해야 한다. 본장에서는 이러한 설계 요구사항에 맞춰 소스모델을 먼저 기술하고, 정상 트래픽에 대해서는 약속된 전송률은 확실히 보장 하면서도(guaranteed rate acceptance) 평균 전송률을 위반된 트래픽에 대해서는 적절한 제어(control)를 수행하도록 하기위한 GRACE-LB(Guaranteed Rate Acceptance & Control Element-using Leaky Bucket)을 설계한다.

3.1 소스 모델과 사용 파라메타(Source Model & Usage Parameters)

멀티미디어 소스를 포아송분포나 베르누이분포로 가정하고 각 UPC 알고리즘에 대해 수학적 분석을 제공한 여러 논문들이 있지만 이러한 소스 모델들은

멀티미디어 트래픽을 적절하게 묘사하지 못하고 있는 것으로 알려져 있다.^{[12][11]}

본 논문에서는 멀티미디어 소스 모델링에 자주 사용되는 2-state MMPP(Markov Modulated Poisson Process)를 사용하였고 그 실 예로서 음성과 정지화상에 대한 실제 파라메타 값을 제4장의 시뮬레이션 파라메타로 적용하였다. 이 two-state MMPP 모델들은 [8], [2] 등에서 널리 사용하여 좋은 소스 모델로 평가되고 있으며 실제 [11]나 [5]에서는 모두 2-state MMPP를 가정하고, 동일한 파라메타값을 이용하여 성능평가를 제공하고 있다.

2-state MMPP 모델은 On-Off 두가지의 상태를 가지고 있는데 ON 상태에서 기하분포(이산 확률분포 가정시), 또는 음의 지수분포(연속 확률분포 가정시)로 평균 h의 시간을 보내고, OFF 상태로 바뀌어 역시 지수분포의 평균 k의 시간을 보낸다. ON 상태에서는 최고 전송율 Bp를 가지고 고정길이 CL(Cell Length)인 Cell을 계속적으로 발생시키며 OFF 상태에서는 침묵하게 되며 3가지의 파라메타로 묘사될 수 있다.

Bp: 버스트 기간의 비트 전송률(PBR: Peak Bit Rate)

h : 평균 버스트 기간(Burst duration)

Ba: 평균 전송률(ABR: Average Bit Rate)

위와 같은 파라메타를 가지고 다음과 같은 다른 파라메타 값을 얻어낼 수 있다.

$$Ba \equiv Bp * h / (h + k) \text{이므로}$$

$$k = h(Bp/Ba - 1)$$

<평균 silence 기간>

$$T = h + k$$

<평균 On-Off 주기>

$$b = (h + k) / h = Bp / Ba$$

<버스트 크기, burstiness>

$$\sigma_b = 1 / (1/h) = h$$

<버스트 기간 h의 표준편차, h가 지수분포일때 h와 동일>

버스트 기간 h의 분산이나 표준편차 σ_b 는 실제적인 버스티 트래픽의 제어를 위해 반드시 필요한 요소로 인식되고 있다.^{[1][2]} 일반적으로 버스트 기간의 값이 지수분포 규정된다면 그 분산은 곧바로 얻어질 수 있으므로 특별한 문제가 없으나 분포가 잘 알려지지 않은 버스티한 멀티미디어 트래픽의 효과적 제어 모델

을 설계하기 위해서는 이 분산값, 또는 표준편차 값이 트래픽 파라메타로 설정되어야 한다.

3.2 GRACE-LB의 모델링 및 특징

본 논문에서 제안하는 사용 파라메타 제어(UPC) 모델은 <그림 5>와 같다. LB모델을 이용하고 있으며, 정상 Cell들에 대해서는 약속된 전송률을 보장하고 위반하는 Cell들에 대해서는 정확한 제어를 수행한다는 의미에서 GRACE-LB(Guaranteed Rate Acceptance & Control Element-using Leaky Bucket)으로 부르기로 한다.

GRACE-LB 모델은 다음과 같은 3개의 계수기로 구성되며 그 구성은 <그림 5>와 같고 그 한계치는 다음과 같다.

- Long-term Pool 계수기 : 300 이하
- Short-term Pool 계수기 : 소스의 최대버스트 길이 값
- 보조계수기 : 소스의 평균버스트 길이 값

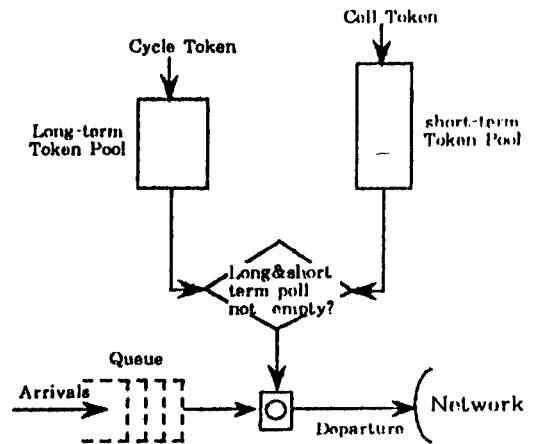


그림 5. GRACE-LB 모델
Fig 5. The GRACE-LB model

3.2.1 토큰 Pool의 구성과 토큰 생성 방법

토큰 Pool은 장기적으로 평균 전송률(ABR)의 위반을 감시하기 위한 Long-term Pool과, 단기적으로 버스트 기간의 위반을 감시하기 위한 Short-term Pool이 있다.

① Long-term Pool

Long-term Pool의 토큰은 “주기토큰”으로서 연속적으로 생성되는 것이 아니라 매 “On-Off 주기 T”마다 1개씩 생성된다. 또한 협의된 평균 전송률(ABR)에 따라 “주기 T 동안에 허용되는 평균 Cell의 갯수”를 Na라 할때, 보조 계수기를 이용, 매 Na개씩의 Cell이 네트워크로 진입하면 Long-term Pool의 값은 1씩 감소한다. 즉 이 “주기토큰” 한개는 기존 모델에서의 토큰(“Cell 토큰”이라 하자) Na개에 해당하며 Na개가 한꺼번에 부여지는 효과를 나타내 상대적으로 높은 버스트 소스를 낮은 분실률로 서비스 할 수 있게한다. 물론 Long-term Pool에 토큰이 있을때만 Cell들은 네트워크로 진입할 수 있다.

Long-term Pool의 한계치 NL는 모든 트래픽에 대하여 고정적일 수 있다. 보통 토큰 Pool의 크기가 최대 버스트 크기의 10배 정도면 모든 트래픽을 수용할 수 있는 것으로 알려져 있는데,^[9] 소스 모델의 최대 버스트의 크기 $h_{max}=(h+w \times \sigma h)=(1+w) \times h$ 로 주어질 수있으므로의 최대값 NL_{max} 는

$$NL_{max}=(1+W) \times h \times 10/h=(1+W) \times 10$$

정도가 된다. W는 10~30 정도로 정할 수 있으므로 (Short-term Pool 참조) NL의 최대값은 300이하의 아주 작은 값으로 트래픽의 종류와 관계없이 고정될 수 있다. 따라서 어떠한 버스트 크기를 갖는 트래픽이라도 제어할 수 있는 잠재적 수용능력을 갖게된다.

② Short-term Pool

Short-term Pool는 TJW 모델의 윈도우처럼 새로운 버스트의 시작에 동기를 맞추어 토큰이 새롭게 가득 채워지고 각 Cell이 네트워크로 진입될 때 1씩 감소한다. 다만 Short-term 토큰 Pool의 크기 Ns는 평균전송률과는 무관하며, 허용될 수 있는 최대 버스트 길이의 한계값이 된다. 이는 최대 버스트 기간을 감시, 제어함으로써 기존 UPC모델들이 갖는 버스트 기간의 위반에 대한 둔감성을 개선하여 네트워크에 큰 버스트를 갖는 장기간의 트래픽이 한꺼번에 유입되지 않도록 예방하기 위함이다. 만약 소스의 코딩이 Frame단위로 이루어져 최대 버스트의 길이 한계가 고정적으로 정해져 있다면 아주 유익한 모델이 된다.

만약 최대 버스트 길이가 정해져 있지 않다면 Short-term Pool의 크기 S_2 는 지수 분포로부터

$$N_s=(h+W \times \sigma h) \times B_p / CL$$

로 표기된다. 평균 버스트이 길이 h가 지수분포임을

가정할 때 h의 표준편차 σh 는 h와 같은 값이며, W는 σh 의 몇배를 허용할 것인가를 나타내는 값이다. 만약 W를 3으로 설정하면 중심극한의 정리(central limit theorem)에 의해 정상 Cell이 버스트 위반으로 잘못 검출될 확률은 0.3%(=100-99.7)정도가 된다. 실제적으로 정상 Cell들에 대해서 10^9 이하의 분실률을 제공해야 되므로 확률분포의 오른쪽 꼬리 극단의 값까지 포함하기 위해 W는 큰 값으로 적절하게 조정되어야 한다. W가 보통 10~30정도면 모두 포함할 수 있지만 이경우 버스트 길이 변화의 실제적 감시가 어려워지므로 10이하 값을 적용시키고 위반 Cell들에 대해 tag기법등을 이용하는 것도 좋다.

3.2.2 Cell 버퍼의 크기 및 서비스 속도

[4]에서는 Cell의 분실확률은 Cell 버퍼길이(N1)과 토큰 Pool의 크기(N2)의 합(N1+N2)에 의존한다고 논술한다. 이는 UPC 모델 입력단에서의 Cell 버퍼를 없앨 수 있다는 가능성을 제시한다. GRACE-LB는 입력단위 Cell 버퍼를 없애고 토큰 Pool만을 이용하며, 토큰이 만족될 경우 소스의 최고전송률(PBR) 속도로 서비스 한다. 즉 개념적으로 대기 행렬의 길이를 영(Zero)으로 갖고 Leak Rate(서비스율)은 μ 값을 갖고며, μ 는 Bp와 같다. 물론 Cell의 jitter를 고려, 실제 구현시는 수개 정도만의 Cell버퍼를 제공하면 된다.

Cell버퍼는 보통 교환기나 멀티플렉서의 출력버퍼를 이용해야 되는데, Cell버퍼를 없애게 되면 버퍼가 없는 어느 네트워크 설비에도 쉽게 UPC장치를 설치할 수 있는 장점을 갖게된다. 따라서 본 GRACE-LB은 터미널이나 멀티플렉서, 교환기의 출력버퍼 전단 그 어느곳에서나 설치가 가능하게 되며 Cell의 처리도 Cell의 가상회선 번호(VC-id)를 해석하면서 동시에 UPC를 수행할 수 있어 효율적이다.

한편 한 개의 Cell을 처리하는 시간은 μ^{-1} 으로서 최소한 $\mu/1$ 이상의 시간이 네트워크로 진입하는 Cell 사이에 삽입되어 Policing과 Smoothing의 기능이 함께 제공된다. 이는 스페이서를 갖는 LB에서 Smoothing을 해주는 것과 유사한 개념이다.

3.2.3 감시 및 제어 알고리즘

GRACE-LB의 파라메타 위반의 판명은 다음과 같이 구체적이다. 만약 jitter를 고려하여 소수의 Cell 버퍼를 둘 경우는 당연히 아래 조건과 함께 버퍼가

다 차있는 경우에 한한다.

1) PBR 위반 : 서버가 Busy시 도착한 Cell

2) ABR의 위반 : Long-term Pool이 비어 있을때 도착한 Cell

3) Burst Duration 위반 : Short-term Pool이 비어 있을때 도착한 Cell

서버가 Busy시 도착한 PBR 위반 Cell들은 서비스를 받을 수 없고 대기할 수도 없으므로 어차피 모두 버려진다. 기존의 LB들은 LB 전단에 별도로 Cell 간격을 검사하는 모듈을 추가하여 PBR위반을 사전에 차단 시키지만 본 모델은 별도의 모듈이 필요없다. ABR 위반 Cell들은 버려지며, ABR을 위반하지는 않았지만 버스트 기간을 위반한 Cell들은 버려지거나 또는 실제 네트워크가 과부하 상태는 아니므로 tag를 붙여 네트워크로 유입시키고 네트워크 내부가 일시적인 과잉밀집 상태에 있을때 그 중간노드에서 버린다.

IV. 성능평가 및 비교

멀티미디어 트래픽은 이미 기술한 것처럼 기존의 트래픽 이론으로는 쉽게 풀리지 않는 많은 복잡성을 가지고 있기 때문에 성능 분석을 위하여 여러가지 근사 접근방법이 시도되거나 시뮬레이션을 이용하고 있다. 본 장에서는 3장에서 설계된 UPC 모델과 기존의 여러가지 모델들을 비교하기 위해 성능 평가 기준을 제시하고 시뮬레이션을 통해 성능을 평가한다.

4.1 비교 대상 및 성능평가 기준

여러 UPC 알고리즘 모델들을 비교하기 위해 2.2절의 여러 UPC 모델중 다음과 같은 모델들을 선택하였다.

- 윈도우 기반 UPC의 대표적 모델인 Jumping Window(JW)
- 토큰 Pool을 갖지않는 전형적 G/D/1/1 모델 LB(LB1)
- 토큰 Pool을 갖는 LB(LB2)
- 토큰 Pool과 Spacer를 갖는 LB(LB3)
- 제안한 GRACE-LB

여기에서 JW는 윈도우 알고리즘중 다른 모델들(TWJ, MW..)보다 좀더 양호한 특성을 보이기 때문에 선택되었다^[11] 경우에 따라서는 EWMA가 양호한 특성을 보일 수도 있지만 이는 특정 Factor(γ)에 따

라 크게 달라지며 $\gamma=0$ 일 경우에는 JW와 동일하다. 그러므로 기타 UPC 모델과 비교시 JW가 가장 보편적인 비교 대상으로 사용되고 있는데[15과 11]에서 그 예를 찾아볼 수 있다.

성능 평가의 기준으로서 무엇보다도 중요한 것은 정확한 동작, 즉 실제로 위반된 Cell과 정상 Cell 대해서 오류가 없는 정확한 검출을 수행하는 능력이라 볼 수 있다. 또한 실제적인 구현 가능성과 그 효율성도 중요한 요소가 될 수 있다. 따라서 다음과 같은 평가기준을 고려한다.

- 정상 Cell들에 대한 위반 판독확률: 즉 동일하게 주어진 자원(예: 버퍼크기, Counter)을 가지고 정상 동작하는 소스(well behaving source)에 대해 어느 정도 이하의 위반률(또는 분실률)을 보장할 수 있는가 하는 능력

- 위반 Cell, 과부하에 대한 정확한 검출력: 즉 협의된 파라메타를 위반하는 소스에 대해 얼마나 빠르게, 그리고 얼마나 큰 분실률을 나타내 주는가 하는 능력

- UPC 알고리즘의 고속성, 단순성, 가격등은 대부분의 LB 알고리즘들이 큰 차이를 보이지 않기 때문에 본 논문에서는 생략하기로 한다.

4.2 시뮬레이션

시뮬레이션은 Event-Modelling 기법을 적용, 비교하려는 5개의 알고리즘 C-언어를 이용하여 모델링 하였고 SPARC Station 호환기종에서 수행하였다. 시뮬레이션 Package는 C-언어로 작성된 SMPL(MIT 제작)을 이용하였고 시뮬레이션의 신뢰도를 위해 SMPL에서 제공하는 Batch Means Analysis 분석방법을 이용, 분실확률에 대해 95%의 신뢰도가 얻어질 때까지 수행 시켰다. 다만 실제 ATM 네트워크에서 요구되는 10^{-9} 정도의 분실률을 얻기 위해서는 수백 억개 이상의 Cell을 발생시켜야 되지만, 이는 너무 많은 시간을 소모하게 되므로 각 모델의 비교가 가능한 10^{-6} 정도의 분실률까지만 구하였다.

3.1절에서는 모델링된 소스모델을 시뮬레이션 하기 위하여 그 파라메타 값을 다음과 같이 적용하였다. 이미 언급했던 것처럼 파라메타 값의 신뢰성을 위해 국제논문에서 인용되는 MMPP모델의 실제적 음성과 정치화상의 파라메타 값을 그대로 사용한 것이다. ^{[5][11]}

표 1. 시뮬레이션에 이용한 트래픽 파라메타

Table 1. Parameters used for simulation

parameter	Voice	Still Picture
Bp	32 Kbps	2 Mbps
h	0.352 sec	0.50 sec
k	0.650 sec	11.00 sec
Ba	11.2 Kbps	87 Kbps

4.3 시뮬레이션 결과 및 분석

4.3.1 Cell 버퍼의 크기가 위반(분실)확률에 미치는 영향

〈그림 6〉은 버스트 크기(burstiness) b가 2.85인 음성소스를 이용, LB2 모델의 Cell 버퍼의 크기 N1은 증가, 토큰 Pool의 크기 N2는 감소 시키면서 N1+N2의 값을 일정하게 유지했을 때의 위반확률(또는 블록킹에 의한 분실확률)의 변화이다. [4]에서 논술한 것과 Cell버퍼의 크기와는 크게 관계없이 분실률은(N1+N2)에 의존하고 있음을 알 수 있다.

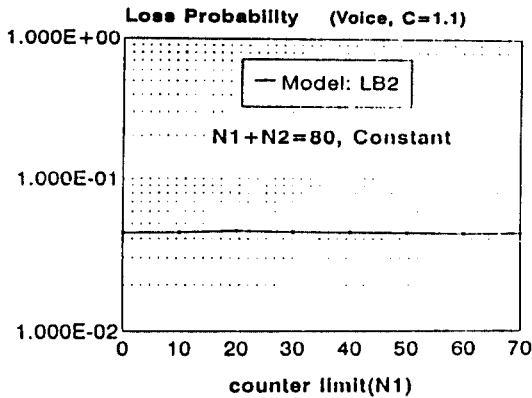


그림 6. Cell 버퍼의 크기가 위반확률에 미치는 영향(1)
Fig 6. Influence of the Cell buffer size on viol-prob.

〈그림 7〉은 b가 23이나되는 정지화상 소스를 이용, 3가지의 서로 다른 Cell버퍼 크기(고정된 N1)를 갖는 LB2 모델에 대해 N2의 값을 변화시키며 측정할 분실률이다. 단(N1+N2)의 값은 같다. [13]에서 버스트가 클 경우 N1 단독의 크기도 분실율에 영향을 미친다고 논술하고 있으나, 〈그림 7〉처럼 (N1+N2)의 값이 충분히 클 경우에는 버스트가 크다 해도 역시 (N1+N2)의 값에 의존하여 분실률이 유사하게 결정되는 것을 알 수 있다.

이런 결과들은 충분히 큰 N2값을 제공할 경우, UPC모델의 Cell 버퍼를 제거할 수 있는 근거를 제공한다. GRACE-LB은 Long-term Pool은 시간토권을 이용, N2값을 제공하고 Cell 버퍼를 제거하였다(실제 구현시는 jitter를 고려, 소수-수개-의 버퍼를 마련하거나 서비스 속도를 PBR보다 약간 높이면 된다). 이를 통해 처리시간이 단축되고 구현 및 설치가 단순해진다.

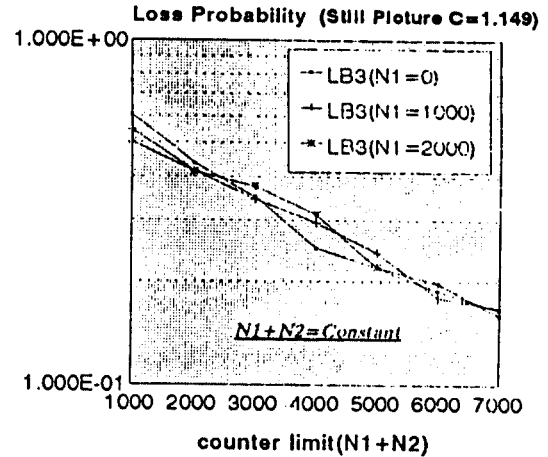


그림 7. Cell 버퍼의 크기가 위반확률에 미치는 영향(2)
Fig 7. Influence of the Cell buffer size on viol-prob(2)

4.3.2 계수기 한계치가 위반(분실)확률에 미치는 영향

동일한 자원(예: 버퍼 또는 계수기 한계치 N)을 갖고 있는 • 모델들이 동일한 정상소스(well behaving source)에 대해 나타내는 위반확률(분실확률)을 알아본다. 먼저 전체적으로 각 모델들이 동일한 전송률 λ'를 Policing 할 수 있도록 다음과 같이 조정한다.

• λ' = ABR * C, 여기서 C는 과부하 허용인자로 1.0 이상의 실수

1) JW: 윈도우 주기 조정, T' = N * CL / λ' = N * CL / (Ba * C)

2) LB1: Leak Rate μ 조정, μ = λ' = (Ba * C) / CL [개/sec]

3) LB2, LB3=토큰 발생률 μ 조정, μ = λ' = (Ba * C) / CL [개/sec]

4) GRACE-LB: Long-term Pool의 주기 토큰 발

생간격 T'를 조정

$T' = T/C$ 단 T는 On-Off 주기

또한 분실률에 영향을 미치는 다음 자원의 크기를 서로 같게한다.

1) JW: 하나의 시간 윈도우 T'내에 허용되는 계수기 한계치 N1

2) LB1: Cell 버퍼 크기 또는 계수기의 한계치 N1

3) LB2, LB3: (N1 + N2)

4) GRACE-LB의 Short-term Pool Ns는 그 크기가 최대 버스트 길이 이상만 되면 정상소스의 분실률에 전혀 영향을 미치지 않아 분실률과의 함수관계가 성립되지 않으며 또한 별도로 존재하는 계수기 이므로 여기에서는 고려 대상에서 제외한다.

(그림 8)은 과부하 허용인자 C값을 1.086으로 주어 각 모델들이 평균전송률에 근접한(ABR의 1.086배) 제어를 제공하도록 조정한 후, 각 계수기 또는 버퍼 크기 한계치의 증가에 따른 위반(분실)확률의 변화를 보인 것이다. 계수기 한계치가 작은값일 때는 모두 높은 분실확률을 보이고 있어 평균전송률을 제어하기 위해서는 큰 한계치가 필요함을 알 수 있다. 특히 JW 모델은 계수기의 값이 커지더라도 분실률은 특별히 개선되지 않고 있어 가장 나쁜 특성을 나타냄을 알 수 있다. 기존 LB 형태의 모델들은 특별한 차이 없이 비슷한 분실률을 보이고 있으나 JW 모델 보다는 훨씬 빠른속도로 개선되고 있다.

GRACE-LB은 Long-term Pool의 “주기토큰” 계수의 값을 “Cell 토큰” 계수기의 값으로 환산하여 비교하였고 그때의 실제 “주기토큰”계수기 한계치값 NL을 함께 표시해 놓았다(여기서 Ns=300, Na=22로 고정되어 있다). 그림처럼 GRACE-LB은 “주기토큰”을 사용하기 때문에 다른 모델에 비해 아주 작은 계수기 한계치로 구현이 가능함을 알 수 있다. 특히 “Cell 토큰”으로 환산해 놓아도 다른 모델보다 좀 더 적은 계수기 한계치에서 분실률이 안정되는 것을 확인할 수 있는데, 이는 “주기토큰 한개”가 생성되는 것은 “Cell 토큰 Na개”가 버스티하게 생성되는 것과 같아 결국 버스티 소스(bursty source)를 좀 더 낮은 분실률로 서비스할 수 있게 되기 때문이며 버스티의 크기가 큰 소스일수록 그 효과는 크게 나타난다.

이처럼 버스티 크기가 클 경우, 기존 모델들은 계수기의 한계치를 늘여도 분실률에 미치는 효과가 점점 감소되어 결국 계수기 한계치를 비 현실적으로 크게 해야 하든지, 토큰 발생률을 PBR 수준으로 높여

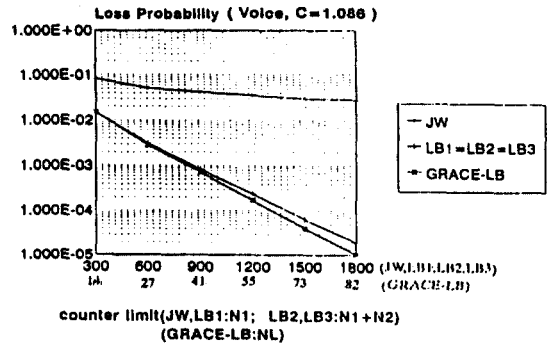


그림 8. 계수기 한계치가 위반확률에 미치는 영향
Fig 8. Influence of the counter limit on viol-prob

야 됨을 알 수 있다. 그러나 위에 언급한 것처럼 GRACE-LB은 “주기토큰”의 영향으로 분실률이 빨리 안정되어 버스티 소스(bursty source)에 대해서도 낮은 분실률로 서비스 할 수 있게 되며, 소스의 버스티 크기와 관계없이 NL은 300이하의 작은 값으로 ABR제어가 가능함을 알 수 있다. 물론 “Short-term Poll 계수기의 한계치 Ns”와 “보조계수기 한계치 Ns”가 소스에 따라 커지지만, 정지 화상의 경우 Ns=70,000, Na=2954 정도가 되므로 400,000이상의 계수기 한계치를 필요로 하는 기존 LB 유형들보다 우수함을 알 수 있다.

4.3.3 ABR 위반에 대한 동작 특성

(그림 9)은 버스티 기간 h를 위반, 결국 부하가 증가하여 평균 전송률(ABR)을 위반하는 음성 트래픽

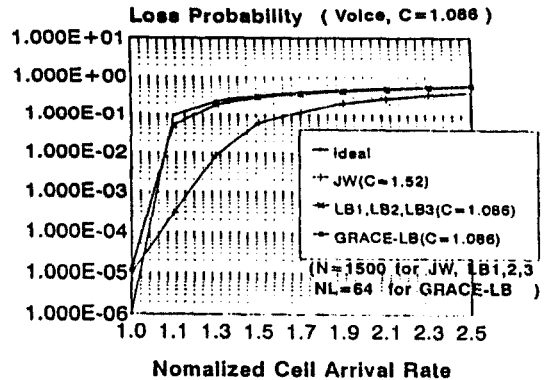


그림 9. 평균전송률 변화가 위반확률에 미치는 영향
Fig 9. Influence of the ABR variations on viol-prob

에 대해 이상적인(ideal)분실률의 제어와 각 모델들의 분실률의 변화를 함께 나타낸 것이다. 각 모델들은 정상 부하에서의 분실률이 10^{-5} 정도가 되도록 조정되어 있다.

JW의 경우 "LB모델과 동일한 계수기 한계치를 가지고, 정상 부하시의 분실률을 LB 유형들과 동일하게"하기 위해서는 "과부하 허용인자 C"값을 1.8 정도로 높여야 하므로, 과부하에 대해서 이상적(Ideal)제어와는 아주 거리가 멀게 된다. LB의 유형들은 모두 C값을 1.087로 했기 때문에 이상적 제어와 유사한 제어형태를 나타냄을 알 수 있다. 그러나 기존 LB 모델들의 계수기 한계치($N1+N2$)는 1500 인데 비해 GRACE-LB의 N_L 은 훨씬 작은 계수기 한계치로 동일한 ABR제어를 제공하고 있음을 알 수 있으며 만약 계수기 한계치를 갖게한다면 기존 LB모델들은 C값을 크게 해야되므로 이상적 제어에서 멀어질 수밖에 없음을 알 수 있다.

4.3.4 버스트 크기(burstiness)위반에 대한 동작특성

만약 버스트 기간 h가 길어지고 침묵기간인 k도 비례하여 길어진다면 평균전송률($ABR=h/(h+k) \times b$)의 값은 변하지 않는다.

<그림 10>은 이렇게 ABR은 유지하면서 h와 k가 길어진 소스에 대한 각 모델의 동작 특성이다. 기존의 LB모델들은 h와 k가 비례하여 변할때 그 변화에 상당히 둔감한것을 알 수 있다. 그러나 GRACE-LB은 Short-term Pool의 감시로 인해 좀 민감한 제어를 수행함을 알 수 있다. 여기에서 GRACE-LB의 $w=8.8$ 로 되어있어 Short-term Pool의 크기 $N_s=Bp \times (h \times (1+8.8))/CL \approx 106$ 로 잡혀있다. 만약 최대 버스트 크기가 트래픽마다 고정적으로 미리 정해질 수 있

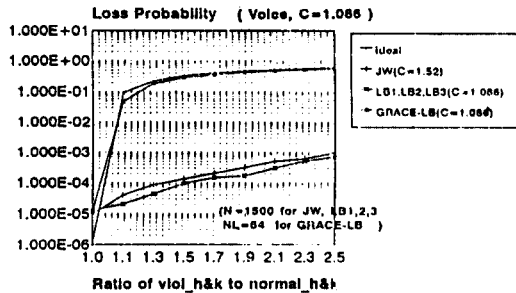


그림 10. h와 k의 변화가 위반확률에 미치는 영향
Fig 10. Influence of the (h&k) variations on viol-prob

다면 그 제어효과는 더욱 더 뚜렷할 것이다. 버스트 기간이 길어질 때는 그 기간동안 네트워크 내부에 일시적 과잉밀집을 유발하여 QOS를 떨어뜨리게 되므로 그 제어능력은 GRACE-LB의 또 하나의 강점이 된다.

4.3.5 PBR위반에 대한 동작 특성

소스의 PBR위반은 네트워크에 가장 좋지 않은 영향을 주는것으로 알려져 있다. 때문에 각 모델들은 주로 UPC모듈 앞에 Cell의 도착간격을 검사하여 PBR위반을 판별하는 별도의 모듈을 가지고 있다.

<그림 11>은 이러한 별도의 모듈없이 PBR위반을 통해 결국 ABR을 위반하게 되는 각 모델들의 반응을 보여준다. LB1, LB3은 Cell들이 네트워크로 유입될 때 어느정도 이상의 간격을 형성시켜 주는 Smoothing을 제공하고 있기 때문에 Smoothing을 제공하지 않는 LB2모델 보다 PBR위반에 대한 UPC특성이 우수한 것을 알 수 있다.

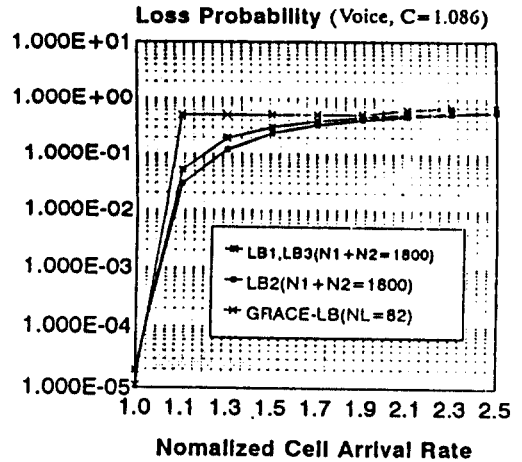


그림 11. PBR의 변화가 위반확률에 미치는 영향
Fig 11. Influence of PBR variations on viol-prob

그림에서 기존 LB유형의 모델들은 PBR위반의 직접적 검출보다는 PBR위반을 통한 ABR 위반의 증가를 검출하여 분실률이 증가하는 것을 알 수 있는데, 만약 PBR을 위반하면서도 버스트 기간이 짧아져 ABR을 위반하지 않을경우 기존 LB유형의 모델들은 모두 PBR위반을 감지가 어려울것이며 특히 LB2의 모델은 Cell을 위반한 전송속도 그대로 네트워크로

진입시킬 위험이 있다. 또한 LB1, LB3의 경우 PBR 위반 Cell들이 버퍼에 쌓여 있다가 나중에 도착하는 정상 Cell들을 분실시킬 수 있다. PBR위반 Cell이 네트워크에 가장 악영향을 끼쳐 모두 버려져야 한다고 볼때 결국 기존의 모델들은 PBR 제어를 위한 별도의 모듈이 필요함을 알 수 있다. 그러나 그림처럼 GRACE-LB은 서비스중에 도착한 Cell을 곧바로 PBR의 위반으로 판별, 충분한 제어를 제공하므로 PBR제어를 위한 별도의 부가 장치를 필요로 하지 않는다. 물론 jitter를 고려, 소수의 버퍼가 필요할 수도 있음을 이미 밝힌바 있다.

V. 결 론

BISDN / ATM네트워크의 트래픽 관리를 위한 새로운 예방제어 기법은 크게 연결승인제어(CAC), 사용 파라메타 제어(UPC), 우선순위 제어등으로 나뉘어진다. 이중 사용자 파라메타 제어는 이미 승인된 연결들(connections)의 서비스 품질을 보장해 주는 것을 목적으로 하며, 중앙 네트워크 진입부에서 각 연결들에 대해 사전에 협의된 파라메타를 감시하여 만약 위반이 발견될 때는 적절한 제어조치를 수행해야 한다.

기존의 JW나 LB알고리즘을 이용하여 버스티 트래픽에 대한 평균전송률(ABR)의 감시 및 제어를 수행하려면 긴 측정시간이 필요하게 되어 보통 큰 값의 버퍼나 계수기의 한계치가 필요하게 된다. 또한 대부분의 알고리즘들이 버스트 기간(burst duration)의 변화에 대해 민감하지 못하기 때문에 네트워크를 일시적인 과잉밀집에 빠뜨릴 수 있었고 결국 기존의 윈도우나 LB기반의 UPC모델을 가지고는 소스의 PBR policing을 제공하기에는 많은 어려움이 있었다.

그러나 본 논문에서 제안한 GRACE-LB은 기존의 토큰 Pool을 갖는 LB를 수정하여 이러한 문제점을 개선 시켰다. GRACE-LB의 토큰 Pool은 장기적 평균전송률(ABR)을 제어하기 위한 Long-term Pool과 단기적 버스트 기간(burst duration)의 위반을 제어하기 위한 Short-term Pool로 구분되어 있다. Long-term Pool에는 트래픽 소스의 On-Off 주기에 해당된 "주기토큰(Cycle Token)"의 개념을 도입하여 계수기 한계치의 값을 크게 줄였으며 "주기토큰 한개"의 생성은 기존의 "Cell 토큰"을 버스티하게 한꺼번에 생성해 주는것과 동일한 역할을 하게되어, 큰

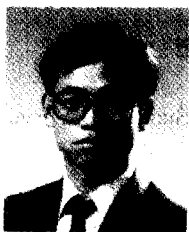
버스티 소스(bursty source)에 대해서도 낮은 분실률로 서비스 할 수 있게한다. 또한 Short-term Pool은 버스트 기간의 변화에 좀더 민감한 제어를 제공, 한꺼번에 많은 Cell들이 네트워크로 진입하지 못하게 하여 네트워크 내부의 일시적 과잉밀집을 예방한다. Long-term Pool의 계수기 한계치는 300이하로 고정될 수 있고 Short-term Pool의 한계치도 소스의 최대 버스트 크기 이하로 제한된다. 결과적으로 버스트의 크기(burstiness)가 큰 트래픽 일지라도 상대적으로 작은 계수기의 한계치를 가지고 지금까지 문제가 되었던 평균전송률(ABR)과 버스트 기간(burst duration)의 감시와 제어기능을 효과적으로 제공할 수 있음을 보였다. 더우기 LB 입력단에 Cell 버퍼를 제거하고 간단한 연산만으로 UPC를 수행하기 때문에 UNI뿐만 아니라 멀티플렉서, 터미널등 어디에도 쉽게 설치될 수 있으며 Cell의 가상회선의 해석과 UPC가 동시에 수행될 수도 있는 장점을 지니고 있다.

ATM 네트워크의 트래픽 제어를 위해서는 UPC가 연결승인제어(CAC), 우선 순위제어등과 상호 깊은 연관을 가지고 제어동작을 수행해야 한다. 따라서 본 GRACE-LB모델을 이용한 UPC가 이러한 다른 제어들과 어떻게 연동할 것이며 전체적 트래픽 제어기법은 어떻게 설계되어야 할 것인가 하는 연구들이 앞으로 계속되어야 할 것이다.

참 고 문 헌

1. Jaime Jungok Bae, Tatsuya Suda and "Survey of Traffic Control Schemes and Protocols in ATM Networks", Proceedings of IEEE, Vol.79, No,2, Feb., 1991.
2. A. Baiocchi, N. Blefari Melazzi, M. Listanti, A. Roveri and R. Winkler, "Modelling Issues on An ATM Multiplexer within A Bursty Traffic Environment", IEEE INFOCOM '91, 2C.2.1-9.
3. A. W. Berger, and A. E. Eckberg, "Performance Characterization of Traffic Monitoring, and Associated Control Mechanisms for Broadband Packet Networks", GLOBECOM '90, 400.B.2.1-400.3.9.
4. Arther W. Berger, "Performance Analysis of a Rate Control Throttle Where Tokens and jobs Queue", IEEE INFOCOM '90, vol. 1, pp. 30-38, 1990.

5. M. Butto, E. Cavallero and A. Tonietti, "Effectiveness of the Leaky Bucket Policing Mechanism in ATM Networks", IEEE J. on Selected Areas in Communication, vol. 9, no. 3, pp. 335-342, April 1991.
6. CCITT recommendation I.150
7. CCITT recommendation I.311
8. G. Gallassi and G. Rigolio, "ATM : Bandwidth Assignment and Bandwidth Enforcement Policies", IEEE GLOBECOM '89, 49.6.1-6.
9. Duke Hong and Tatsuya Suda, "Congestion Control and Prevention in ATM Networks", IEEE Network Magazine, pp. 10-16, July 1991.
10. 박귀일, "ATM 네트워크의 트래픽 제어를 위한 GRACE-LB 알고리즘의 설계", '92 연세대학교 대학원 석사학위 논문
11. E. P. Rathgeb, "Modelling and Performance Comparison of Policing Mechanisms for ATM Networks", IEEE J. on Selected Areas in Communication, vol.9, no.3, 325-334, April 1991
12. J. W. Roberts and A. Gravey, "Recent Results on BISDN /ATM Traffic Modelling and Performance Analysis-A Review ITC-13 Papers", IEEE GLOBECOM '91, 37.3.1-37.3.4.
13. Khosrow, Sohraby and Moshe Sidi, "On the Performance of Bursty and Corelated Sources Subject to Leaky Bucket Rate-Based Access Control Schemes", IEEE INFOCOM, 91, 40.3.1-40.3.9.
14. Gillian M. Woodruff and Rungroj Kositpaibon, "Multimedia Traffic Management Principles for Guaranteed ATM Network Performance", IEEE J. of Selected Areas in Communication, Vol.8, No.3, April 1990.
15. A. W. Berger and A. E. Eckberg, "A BISDN /ATM Traffic Descriptor, and Its Use in Traffic and Congestion Controls", IEEE GLOBECOM '91, 9.4.1-5.



郭 貴 日(Kwi Yiel Kwak) 정회원
 1964年 2月 10日生
 1990年 2月 : 韓國 放送通信大學 電子計算學科 卒業
 1992年 8月 : 연세대학교 대학원 전산과학과 졸업(석사)
 1992年 8月 ~ 現在 : 韓國電力公社 技術研究院 電子應用研究室 勤務

※ 관심분야 : Computer Network, BISDN, High Speed Network



宋 周 錫(Joo Seok Song) 正會員
 1953年 3月 2日生
 1976年 2月 : 서울 大學校 電氣工學科 卒業
 1979年 2月 : 韓國科學院 電氣 및 電子工學科 卒業
 1988年 : Univ. of California, Berkeley 電算科學 博士

1979年~1982年 : 韓國 電氣通信 研究所 專任 研究員
 1982年 : 中央 電氣 株式會社 開發 諮問
 1988年~1989年 : Naval Postgraduate School 助教授
 1989年~現在 : 延世大學校 電算科學科 副教授
 ※ 關心分野 : Computer Network, Protocol Engineering, Distributed Operating System