

가변 크기 Moving Window를 적용한 ATM 망에서의 동적 호 접속 제어 연구

正會員 이 수 경*, 송 주 석*

A Dynamic Connection Admission Control Algorithm using Variable-Sized Moving Window in ATM Networks

Su-Kyoung Lee*, Joo-Seok Song* *Regular Members*

요 약

본 논문은 ATM 망에서의 트래픽을 가변 크기의 움직이는 창(Variable-Sized Moving Window)과 호 접속 판단 구간(Call Admission Decision Period)를 이용해 실제로 측정된 후 그 값에 기초한 동적 호 접속 제어 알고리즘을 제안한다. 기존의 동적 호 접속 제어와는 달리 측정된 셀 손실의 크기에 따라 창 크기 값이 재계산되어 가변적으로 운영함으로써 더 민감하게 실제 트래픽에 반응하게 한다. 또, 각 클래스마다 출력 버퍼를 두고 각 지연 QoS(Quality of Service)에 따라 다른 길이를 택해 지연 요구를 충족시킨다. 그리고 각 클래스마다 할당 대역폭을 필요에 따라 동적으로 재할당해 전체 대역폭을 효율적으로 사용하고 있다.

본 논문은 Simulation package인 SIMAN과 FORTRAN으로 성능 분석을 하였다. 기존의 고정 크기 창 방식이나 최대 전송을 할당 방식과 비교했을 때 셀 손실율을 요구치를 넘지 않으면서 대역폭 이용도를 증가시키는 것을 가능하게 한다.

ABSTRACT

Connection admission decision in ATM networks requires decision made in real time using fast algorithm. It is difficult to construct a model of the multiplexed traffic and thus, approximation of the traffic load is necessary. In this paper, we propose a measurement-based dynamic CAC(Connection admission Control) in ATM(Asynchronous Transfer Mode) networks, which observes current traffic by the moving window and set the window size to the value which is computed from the measured cell loss amount. It is based on the measurements of the traffic load over an admission period that is long enough to reflect the current traffic behavior instead of analytic modeling.

*연세대학교 컴퓨터과학과
論文番號:96139-0503
接受日字:1996年 5月 3日

And, the dynamic reallocation of bandwidth for each class leads to effective bandwidth utilization. The performance of proposed method is analyzed through computer simulation.

The performance of proposed method is analyzed by using SIMAN simulation package and FORTRAN language. As can be seen in the simulation result, cell loss performance and bandwidth utilization have been increased.

I. 서 론

ITU-T에 의해 B-ISDN(Broadband Integrated Services Digital Network)의 전송 모드로 채택된 ATM(Asynchronous Transfer Mode: 비동기식 전송 모드)은 수 Kbps에서 수백 Mbps의 속도로 간단하면서도 효율적인 방식으로 다양한 종류의 서비스를 제공하고 있다.[1] 그러나 ATM의 새로운 특성으로 기존과는 다른 폭주 제어가 필요하게 되었으며, 이 새 제어는 호 접속 제어, traffic enforcement, 라우팅 제어의 세가지 기능으로 이루어진다.[2] 이 중, 호 접속 제어는 새로운 호의 수락이 이미 접속 수락된 호의 QoS를 저하시키지 않도록 해야한다. 효율적인 제어는 망의 고속화로 응답형 제어 기법(Reactive Control)보다는 고속 망에 적합한 예방형 제어 기법(Preventive Control)을 고려해야한다. 흐름 제어에서는 최근에 응답형 기법을 보완한 방식이 연구되고 있으나, 호 접속 제어(Call Admission Control) 방식은 예방형 기법의 적용이 필요하다. ATM 망에서의 폭주 제어는 처리해야 할 트래픽의 다양한 성질과 서비스 요구 및 망이 제공하는 빠른 전송 속도로 인하여 그 구현이 힘들다. 또 간단하고 빠른 알고리즘을 사용해 실시간 내에 제어를 수행할 것과 다중화된 트래픽 부하의 근사치 및 그 트래픽의 정확한 모델을 요구한다.[3-5]

호 접속 제어 알고리즘은 트래픽의 버스트성이 심한 경우에도 트래픽 변화를 고려하여 대처할 수 있어야 하며 망 자원 활용도와 다양한 QoS 사이의 상반된 요구를 적절하게 조화시켜야 한다는 어려움을 갖고 있다. 이에 대한 알고리즘으로 여러 방안들이 제시되어 왔고 트래픽 측정에 기반한 동적 호 접속 제어는 새롭게 제안된 방식이다.

본 논문에서는 동적 호 접속 제어 방식으로 가변 크기 움직이는 창으로 트래픽 측정을 수행하는 알고리즘을 제시한다. 제안되는 방식은 사용자가 제시하는 트래픽 기술 인자(Traffic Parameter)뿐만 아니라 여러

개의 창으로 구성되는 '움직이는 창'을 이용한다. 호 접속 제어 수행 시에 출력 링크의 다중화된 트래픽은 주기적으로 측정된다. 그와 함께 측정된 순간 트래픽들의 변동 정보를 유지함으로써 앞으로의 망의 상태를 예측하여 그것을 기반으로 호 접속 여부를 결정하게 된다. 그리고 단순하게 한 종류의 트래픽 클래스가 아닌, 여러 개의 트래픽 클래스를 두고 출력 링크를 할당했다. 각각의 클래스의 손실과 지연에 대한 QoS 요구 정도를 유지하면서 이미 할당된 대역이 낭비되는 것을 막기 위해 대역폭 제한당 기법을 적용하고 있다. 또한 가장 중요한 것은 셀 손실 민감 트래픽 클래스에 대해 단순한 '움직이는 창'이 아닌, 셀 손실에 따라서 그 창의 크기를 조절한다. 이러한 크기 조절은 트래픽의 변화에 민감한 정보 측정을 가능하게 한다.

서론에 이어지는 2장에서는 ATM 망에서의 트래픽 제어 기법을, 3장에서는 제안 알고리즘을 소개한다. 제안 알고리즘에 대한 시뮬레이션 성능 분석과 결과를 4장에서 설명하고 5장의 결론 부로 이어진다.

II. ATM망에서의 호 접속 제어

ATM 망의 등장 이후 호 접속 제어에 관한 많은 방식들이 제안되었다.[6-10]

첫째는 수학적 모델의 해석에 기초한 방법으로, 망의 순간 셀 손실률을 어느 일정 값 이하로 유지시키기 위해 트래픽의 통계적 특성을 분석하는 것이다. 트래픽 기술 인자로 최대 전송률과 평균 전송률만을 사용하여 각 트래픽 소스당 개별 가상 셀 손실률(Individual virtual cell loss probability)을 계산하여 그 값이 만족되도록 가상 대역폭(Virtual bandwidth)을 할당한다. 이런 식으로 산출된 기존의 가상 대역폭과 새로운 호의 가상 대역폭의 전체 합이 출력 링크를 초과하지 않으면 호를 연결하는 것이다.

이러한 방법은 대체로 각 트래픽 소스의 QoS를 양

호하게 만족시킬 수 있다. 그러나 셀 손실률과 버퍼 크기간의 관계가 규정되지 않는 등 수학적 모델이 정확하지 않아서 셀 손실률의 기준이 명확하지 않다. 또한, 트래픽 소스의 수가 많아지면 개별 가상 셀 손실률 산출에 필요한 이항분포(Binomial Distribution)의 계산이 복잡해져서 실제 구현시에 어려움이 있다.[6-8]

둘째는, 등가 대역폭을 이용한 호 접속 제어이며, 이 망에 접속된 호들과 연결을 요구하는 호가 사용하게 될 등가 대역폭을 산술적으로 산출하여 그 값이 망이 지원할 수 있는 대역폭 내에 있을 경우 접속을 수락한다. 망의 활용도와 사용자가 제시한 파라미터를 이용하거나 미리 결정된 각 호의 등가 대역폭 정보를 사용한다. 그러나, 이 제어는 트래픽 소스의 특성이 변한다면 버스트 정도에 대해 미리 정해진 정보의 수정이 불가피하므로 그에 따른 오버헤드가 발생하며, 정보의 저장과 정보 수정 시에 저장 공간이 상당량 필요하게 된다. 이 방법은 알고리즘이 간단하지만 몇 개의 새로운 호들이 아주 많은 양의 대역폭을 요구하면 약간의 대역폭만이 필요한 다른 호들의 접속을 수락할 수 없어서 공평한 망 자원의 분배가 어려워지고 호의 차단(Blocking) 확률은 상당히 커지게 된다.

셋째는, 동적 호 접속 제어로, 이 방식은 관측에 의한 방법으로 앞의 방식들의 단점을 보완하여 나온 방식이다. 보통 창을 이용해 실제 망의 트래픽의 양을 측정하고 새로운 호의 연결 요구 시에 이 호의 QoS를 만족시키는데 필요한 대역폭의 양과 측정된 양의 합이 전체 대역폭을 초과하지 않으면 호의 접속을 수락한다. 따라서 현재 트래픽의 변화에 동적으로 민감한 대처가 용이하며 제어 알고리즘이 간단하다.[11, 12]

기존에 제시된 동적 호 접속 제어 방식은 보통 측정된 트래픽의 양에 의존해서 제어를 수행하는 것으로 다중화된 트래픽 특성을 반영하기에 충분히 긴 시간의 표본 구간(Sample Period)을 잡고, 고정된 시간 간격으로 망의 부하를 주기적으로 측정한다. 따라서 확실히 호 접속 여부 결정을 돕는 가장 최근의 피드백 측정치를 호 접속 제어기에 제공할 수 있다. 이 때, 셀 손실률의 크기는 표본 구간의 길이와 측정 시간 간격에 의존하는데 측정 구간이 작을수록 호 접속 제어기는 아주 짧은 순간의 최대 전송률 상태도 감지해 낼 수 있어서 민감하게 현재의 트래픽에 반응할 수 있다. 그러나 어떤 경우에는 아주 짧은 기간만 폭주

가 일어나고 곧 망 부하가 적어진다 보면 잘못된 정보에 따라 호의 연결을 거부하게 되고 이 경우에, 셀 손실률은 임계치를 넘지 않겠지만 사용 가능한 대역폭이 남아 있는데도 새로운 호에 대역폭을 할당해 주지 않게 되는 것이며, 이미 제안된 Peak rate assignment에 비해 대역폭을 효율적으로 사용하지 않는 상태로 이르게 된다.

기존의 동적 호 접속 제어는 위에서 언급한 측정 구간의 길이 문제에 있어서 그 길이를 변화시키지 않고 늘 일정한 값을 유지한다. 따라서 트래픽의 변화가 급격할 경우에는 잘못된 트래픽 변동 정보를 호 접속 제어기에 주게 된다. 정확한 트래픽 특성 정보를 위해서 무조건 표본 구간의 길이를 작게 설정한다면 앞에서 설명한 것처럼 다중화된 트래픽 특성을 반영하지 못하게 된다. 그리고 측정 구간의 길이를 이런 다중화된 트래픽 특성을 고려한 크기보다 작게 하지 않는 범위 내에서 최소 크기로 설정하려는 제안이 있기도 하다. 그러나 그러한 경우에도 너무 잦은 간격으로 트래픽을 측정한다면 그 계산에 따른 오버헤드가 너무 커지게 되고 더 큰 측정 구간 길이로도 가능한 트래픽 변동 측정을 쓸데없이 많은 작업 시간을 소요하면서 수행하게 된다.

그리고 기존 방식은 일단 셀 손실률이 임계치를 넘어서 발생하고 난 후, 연속적으로 계속 이어지는 셀의 손실을 표본 구간의 잘못된 설정을 변화시킬 수 없으므로 막을 수 없다는 단점이 있다.

III. 제안 알고리즘

3.1 트래픽 소스 모델

제안 알고리즘에서는 On/Off 소스 모델을 사용하며 이것은 2-state Markov 모델로 VBR 소스에 대해 최고 버스트 성질을 갖는 트래픽을 발생시킬 수 있다.[5, 13] 따라서 최고 버스트 성질로 인해 셀 손실률이 상승하는 최악의 상태에서 성능 평가를 하게 된다.

On/Off 소스의 트래픽 흐름 모델은 그림 1에 나왔으며, 여기서 α 는 시간당 도착하는 버스트의 평균수이고, β 는 버스트가 끝나는 평균 속도이다. 각 트래픽 클래스에 대한 모델의 천이 확률들은 [14]에서와 같이 유도된다. 클래스 j 에 속하는 각 트래픽 소스의 특성은 최대 전송율, r_j^o , 평균 전송율, r_j^a , 평균 버스트 길

이, b_j 로 나타낼 수 있으며, C 가 출력 링크 속도라고 하면, 한 셀의 발생 확률은 r_j^0/C 가 된다.

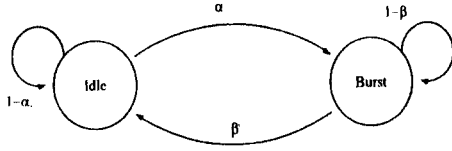


그림 1. On/Off 소스의 트래픽 흐름 모델

3.2 기준 QoS와 출력 버퍼 구조

전송 링크에서 성능 저하 요인인 셀 분리(Cell Segmentation)에 따른 지연과 전파 지연은 일정 값으로 유지되고 트래픽 특성과 동적 호 접속 제어에도 큰 영향을 끼치지 않는다. 셀 헤더(Header)의 오류로 발생하는 셀 손실과 스위칭 노드에서 셀 손실, 지연은 무시될 수 있다. 따라서 ATM 망의 동적 호 접속 제어에서 망 성능 저하 요인으로는 전송 링크로의 출력 버퍼에서 셀 손실과 지연이 주요 요인이다.

본 논문은 지연 요구에 대해 아무런 시간 우선 순위(Time-Priority)가 없고 셀 지연 QoS는 다음에 나온 (식 1)의 Buffer Dimensioning으로 충족시켜서 셀 손실 QoS에 중점을 둔다. 제안 알고리즘은 한 ATM 노드에서 셀 손실률이 임계치를 넘지 않도록 한다. 한 호의 경로(Route)에 있는 모든 노드중에서 어느 한 중간 노드라도 이 알고리즘을 적용해서 호를 연결하지 못하면 그 호의 연결을 거부한다.

K 는 출력 버퍼의 크기, T 는 최대 허용 가능 지연 시간이라고 하자. 버퍼 크기 T 는 FIFO 원칙에 따르면서 버퍼에서 최대 지연이 T 보다 작도록 설정되며 그 식은 다음과 같다.

$$K = \frac{T \cdot C}{L} \quad (1)$$

여기서 L 은 셀의 길이이고 C 는 전송 링크의 용량이다.

셀 손실 QoS에 따라 클래스를 나눈 후 각 셀에 미리 설정된 클래스가 할당되고 이들 클래스의 셀들이 한 가상 경로(Virtual Path)를 공유한다. 각 클래스마다 다른 출력 버퍼를 갖되 그 각 길이는 (식 1)로 결정

된다. 그러므로 한 가상 경로에서 각 클래스마다 버퍼들의 셀 지연 시간은 각 최대 허용 지연 QoS를 만족시키게 된다. 위에서 언급한 출력 버퍼의 구조는 그림 2에서 보여준다.

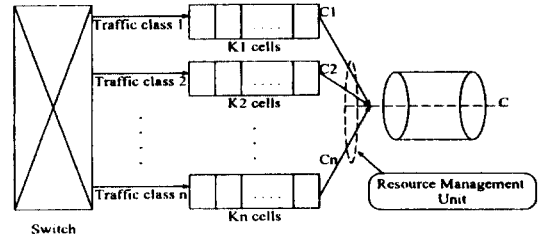


그림 2. 다양한 트래픽 클래스를 가진 출력 버퍼의 구조

3.3 다양한 QoS의 제공 방식

각 클래스마다 다양한 셀 지연 QoS는 (식 1)로 클래스마다 버퍼의 길이를 차별화 하여 정함으로써 해결된다. 각 버퍼에 도착하는 셀들은 그 클래스에 할당된 서비스 속도로 전송되는데 같은 클래스 버퍼에 도착한 이 셀들이 반드시 동일한 QoS를 갖지 않으므로 이들 간에도 QoS를 지원해야 한다. 각 클래스마다 대역폭이 할당되는데 현재 접속되어 있는 클래스의 수에 따라 그 할당 대역폭의 양은 재할당된다. 그리고 (식 1)에서 알 수 있듯이 버퍼의 길이는 링크 용량과 비례하므로 재할당 대역폭의 양에 따라 버퍼 크기 역시 변화한다.

셀 손실 QoS에 따라 각 클래스에 우선 순위를 두고 자신보다 높은 우선 순위 클래스 버퍼에 셀이 없으면 셀을 전송한다. 같은 클래스 내의 셀들간에 다른 셀 손실 QoS를 해결하기 위해서 각 셀의 CLP(Cell Loss Priority) 비트를 사용할 수 있으며 QoS가 CLP를 사용하기에 더 많은 단계로 구분된다면 가상 경로 식별자나 가상 채널 식별자의 일부 비트를 이용할 수 있다.

3.4 움직이는 가변 창과 트래픽 측정

본 논문에서는 다중화된 호들이 발생시키는 트래픽을 측정하여 그 측정치를 호 접속 여부의 판단에 쓰기 위하여 움직이는 가변 창과 이 움직이는 가변 창들로 이루어진 표본 구간을 제시한다. ATM 망 트래픽의 상당 부분을 차지하는 VBR 트래픽은 On/Off 트래픽

으로 가정해서 최대 버스트성을 가지며 접속된 가상 호들은 주기성을 갖는다. 이런 트래픽이 통계적 다중화되면 이 때의 다중화된 트래픽도 활동 주기(Activity Cycle)를 가진다. 이 주기 동안 트래픽을 측정하기 위해서 다중화된 트래픽 소스들중 주기가 최대인 경우의 주기를 다수 취한 값을 다중화된 트래픽의 주기, 즉 표본 구간으로 가정한다. 이렇게 관측된 다중화된 트래픽의 최대 전송율이 출력 링크보다 크면 셀 손실이 일어나는 것으로 최악의 경우를 생각한 것이다. 따라서 충분히 긴 시간 동안 다중화된 트래픽의 최대 전송율을 측정하여 트래픽의 특성을 알아낼 수 있다.

그림 3은 순간적인 최대 전송율을 관측하는 움직임은 가변 창과 표본 구간을 보여준다. 표본 구간은 N개의 움직임은 가변 창으로, 하나의 창은 W개의 단위 시간으로 구성된다. W는 한 셀을 보내는 시간보다 크게, 트래픽 소스 중에서 최소의 버스트 길이보다는 작게 한다. W가 너무 크면 트래픽 버스트를 평균화된 값을 구하게 되고 너무 작으면 짧은 구간의 버스트를 알 수 없게 되어 트래픽 변동을 반영하지 못하게 된다. 표본 구간의 길이는 다중화된 트래픽 소스들중 가장 긴 활동 주기의 수십 배로 본 논문에서는 가정했다.

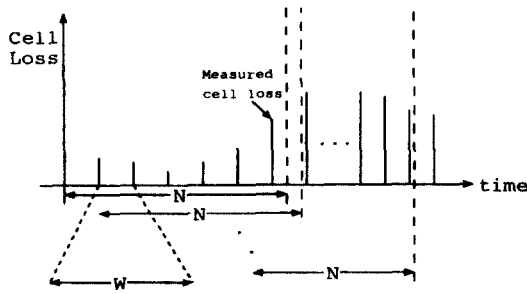


그림 3. 움직이는 가변 창과 표본 구간

이런 N개의 가변 창들이 시간에 따라 이동함으로써 가장 최근의 N개 창만큼의 정보를 기억하게 된다. 새로 호의 연결을 수락한 후에 그 연결이 다중화된 트래픽의 특성에 반영되려면 최악의 경우 한 표본 구간만큼의 시간이 지나야 한다. 그러므로 새로운 호의 최대 전송율만큼을 예약(Reserve)하여 다음 측정 구간에 최대 전송율을 보장받게 한다. 따라서 현재 다

중화된 트래픽이 점유한 대역폭과 이처럼 예약된 대역폭의 합이 앞으로 연결을 요구하는 새로운 호가 할 당받을 수 없는 대역폭이 된다.

다중화된 트래픽의 대역폭 사용을 측정하기 위해 셀 계수기를 쓴다. ATM 스위치가 한 셀을 보낼 때마다 계수기를 증가시키고 매 측정 창마다 계수기를 새로이 0으로 세트(Set)시켜서 N개의 창마다 도착한 셀의 수 $WC(1), \dots, WC(i), \dots, WC(N)$ 을 기억하게 된다. 그리고 i 번째 측정 구간의 평균 전송율은 (식 2)에 따라 구한다.

$$BW_{avg(i)} = \frac{WC(i) \times Cell_length}{W} \quad (2)$$

제안 알고리즘은 최악의 경우를 고려해 각 창중에서 최대치를 택해 현재 사용되는 대역폭으로 하면 (식 3)과 같다.

$$BW_{using} = MAX\{BW_{avg(i)}, 1 \leq i \leq N\} \quad (3)$$

그리고 모든 접속이 수락된 호들은 최대 전송율이 예약되며 그 전체 대역폭은 (식 4)로 구한다.

$$BW_{reserved} = \sum_{j=1}^N r_j^p \quad (4)$$

위에서 구한 BW_{using} 과 $BW_{reserved}$ 의 합이 현재 대역폭 사용도를 반영하게 된다. 그리고 셀 손실 QoS 요구치와 비교하기 위해 각 창마다 셀 손실을 계산하고 역시 최악의 경우로 이 중 최대치를 얻을 수 있으며 (식 5)을 이용한다.

$$CLR = MAX\{CLR(i), 1 \leq i \leq N\} \quad (5)$$

이처럼 셀 손실이 임계치 이상으로 발생했다는 것은 호 접속 제어기의 잘못된 판단에 기인하므로 트래픽 측정에 오류가 있음을 말해 주며, 이 오류는 측정 창의 크기에서 발생할 가능성이 가장 크다. 따라서 창의 크기를 셀 전송 시간보다는 역시 크게 하면서 이진보다 작게 하여 현재 트래픽에 민감하게 반응하게 한다. 결과적으로 N개의 창들은 시간 축 상에서 계속 이동하면서 트래픽을 측정하고 단지 각 창의 크기가 셀 손실에 비해서 작아졌을 뿐이다. 그리고 셀 손

실이 더 커지면 다시 셀 손실에 비례해서 창 크기를 줄여주는 식으로 반복한다. 창의 크기가 작아졌다는 것은 측정 간격이 좁아진 것으로 망의 효율이 떨어질 수 있으므로 셀 손실이 다시 임계치 내의 값으로 되면 창의 크기를 맨 처음 측정 시의 초기치로 돌려준다. 이런 식으로 창의 크기를 가변적으로 유지함으로써 좀 더 정확한 측정치를 호 접속 제어기에 전달하고 셀 손실이 발생한 후에 연속적인 손실도 어느 정도 막아 줄 수 있다.

3.5 제안 알고리즘의 구조

제시하는 알고리즘은 접속 판단 기준들로 다중화된 트래픽의 최대 전송율, 새로 연결된 호에 예약된 전송율, 접속 요구 호들의 최대 전송율, 이 세 가지만이 쓰이므로 간단한 구조를 갖는다. 즉, 이 세 가지 값들의 합이 출력 링크의 용량을 초과하지 않는가의 여부가 알고리즘에 영향을 끼친다. 다중화된 트래픽의 최대 전송율은 앞 절에 나온 측정 방법으로 구하고 접속 요구 호들의 최대 전송율은 사용자가 제시하는 트래픽 기술 인자이다.

트래픽 클래스마다 QoS 요구에 따라 길이가 다른 출력 버퍼가 하나씩 있는 것처럼 클래스의 출력 버퍼마다 움직이는 가변 창을 하나씩 두고 트래픽을 측정한다. 이 때 창의 크기는 셀 손실 요구 정도에 따라 클래스마다 다른 크기의 초기치를 주는데 셀 손실 민감성일수록 창의 크기를 작은 값을 주어 엄격하게 제어한다.

j번째 클래스에 속하는 새로운 호의 접속 요청이 있는 경우에 제어 알고리즘의 구체적인 동작은 다음과 같다.

Call_Request with Class j

If $CLR(j) > CLR_QoSLimit(j)$

Then Begin

If Class *j* is most sensitive to cell loss

Then Begin

$Cell_Loss = CLR(j) - CLR_QoSLimit(j)$

Recompute Window_Size in proportion to Cell_Loss

End

If *R* is available in other Class_bandwidth

Then Begin

Accept Call_Request

Reassign r_j^p

End

Else Begin

Reject Call_Request

$Cell_Loss = CLR(j) - CLR_QoSLimit(j)$

Recompute Window_Size in proportion to Cell_Loss

End

End

Else Begin

If $BW(j) + R > Assigned_BW$

Then If *R* is available in other Class_bandwidth

Then Begin

Accept Call_Request

Reassign $BW(j) + r_j^p - Assigned_BW$

End

Else Begin

Reject Call_Request

After a constant time, Call_Request is reattempted

End

Else Initialize Window_size

CLR(j)나 BW(j) 값은 앞절의 (식 3, 4, 5)를 통해 구하되 j번째 클래스의 움직이는 가변 창에서 측정된 다중화된 트래픽의 최대 셀 손실율인 CLR을 그 클래스의 최대 셀 손실 QoS와 비교한다. 이 때 셀 손실율이 한계치를 넘으면 해당 클래스의 할당 대역폭이 부족한 것으로 판단해 다른 클래스의 할당 대역폭을 얻을 수 있으면 대역폭을 재할당한다. 그렇지 않으면 호의 연결은 거부되고 셀 손실이 한계치를 넘으므로 측정치의 정확성을 위해 창의 크기를 셀 손실에 비례해 감소시킨다. 위 알고리즘은 사용 가능 대역폭의 존재 여부를 확인하지 않고 셀 손실율을 비교하고 있다. 또한 창의 크기를 변화시키는 경우도 클래스에 따라 다르다. 가장 엄격한 셀 손실 QoS를 요구하는 클래스는 창의 크기를 아주 작게 하면 QoS를 지원할 수는 있으나 망의 효율이 떨어질 가능성이 높아지고 계산량도

위의 알고리즘에서 알 수 있듯이 새로운 호의 연결요구가 있으면 그 해당 클래스의 창에서 측정된 다중화된 트래픽의 최대 셀 손실율인 CLR을 그 클래스의 최대 셀 손실 QoS와 비교한다. 이 때 셀 손실율이 한계치를 넘으면 해당 클래스의 할당 대역폭이 부족한 것으로 판단해 다른 클래스의 할당 대역폭을 얻을 수 있으면 대역폭을 재할당한다. 그렇지 않으면 호의 연결은 거부되고 셀 손실이 한계치를 넘으므로 측정치의 정확성을 위해 창의 크기를 셀 손실에 비례해 감소시킨다. 위 알고리즘은 사용 가능 대역폭의 존재 여부를 확인하지 않고 셀 손실율을 비교하고 있다. 또한 창의 크기를 변화시키는 경우도 클래스에 따라 다르다. 가장 엄격한 셀 손실 QoS를 요구하는 클래스는 창의 크기를 아주 작게 하면 QoS를 지원할 수는 있으나 망의 효율이 떨어질 가능성이 높아지고 계산량도

셀 손실 QoS에 낮은 우선 순위를 갖는 클래스는 셀 손실 한계치를 넘을 때마다 창 크기를 줄이는 것이 아니라 망의 효율을 고려해 호 연결 거부가 일어나는 경우에 줄인다.

IV. 시뮬레이션 결과 및 분석

4.1 시뮬레이션 환경

3.1에서 처럼 On 상태와 Off 상태간의 천이 확률과 활성화 상태에서 각 호의 셀 발생 확률을 구할 수 있으며 이 값에 따라서 트래픽을 발생시키면 된다. 사용된 트래픽 소스의 종류는 지연 민감성으로는 음성(Voice), RPC(Remote Procedure Call), NTSC Quality Video 이고 셀 손실 민감성으로는 AOD(Audio On Demand), 화상 전화(Video Telephony) VBR/CBR, 화상 회의(Video Conferencing)이다.

본 논문의 시뮬레이션에서는 Simulation Package인 SIMAN과 FORTRAN을 사용하여 구현한다. 망의 전체 전송 속도는 150 Mbps로 가정하였다. 호 접속 요청은 지수 분포로 발생시키며 트래픽에 이 접속을 요구하는 호들의 트래픽 종류는 표 1의 하나로서 확률적으로 선택된다. 이질(Heterogeneous) 트래픽 소스에는 3.1에서 설명한 On/Off 소스 모델을 적용함으로써 셀 손실률이 커지는 최악의 경우를 실험한다.

트래픽의 클래스는 지연 민감성 트래픽과 손실 민감성 트래픽의 두 클래스를 두고 출력 버퍼와 움직이는 가변 창도 각 클래스마다 있게 된다. 따라서 전송 링크로 연결되는 출력 링크의 수는 두 개이며 이들의 크기는 앞에서 설명한 것처럼 클래스에 대역폭이 재할당될때마다 크기가 변화한다.

셀 지연 QoS는 Buffer Dimensioning 방식으로 버퍼의 크기를 적당히 설정해 지원되고 손실 민감성 트래픽의 지연은 0.5 msec로, 지연 민감성 트래픽의 지연은 0.2 msec로 한다. 그리고 셀 손실률 한계치는 손실 민감성 트래픽에 대해서는 10^{-6} 의 값으로, 지연 민감성은 10^{-5} 의 값으로 정한다.

시뮬레이션 과정의 구조는 우선, 호 접속 요청이 들어오면 사용자의 트래픽 기술 인자인 최대 전송율과 움직이는 가변 창에서 측정된 셀 손실률, 할당 대역폭을 사용해서 접속 여부를 알려준다. 호가 접속되

표 1. 시뮬레이션에 쓰인 트래픽 소스 특성과 천이 확률, 셀 발생 확률

α : 휴지기에서 활성화 주기로의 천이 확률
 β : 활성화 주기에서 휴지기로의 천이 확률

트래픽 종류	최대 전송율	α	β	셀 발생 확률
음성	64 Kbps	1	0	0.00043
RPC	20 Mbps	0.000505	0.007075	0.13333
AOD	1.4 Mbps	1	0	0.00933
화상 전화 VBR	10 Mbps	0.000050	0.000085	0.07050
화상 전화 CBR	2 Mbps	1	0	0.01333
화상 회의	14 Mbps	0.000031	0.000124	0.09333
NTSC TV	44 Mbps	0.000052	0.000079	0.29800

면 이 호는 셀 발생 프로세스가 만들어지고 표 1의 트래픽 종류의 셀들이 확률적으로 발생된다. 이런 호 접속, 셀 발생이 이루어지는 동안에도 트래픽 측정기는 계속해서 새로운 호와 셀을 포함해 트래픽을 측정하여 저장한다. 시뮬레이션 수행 구조도는 그림 4에 나와 있다.

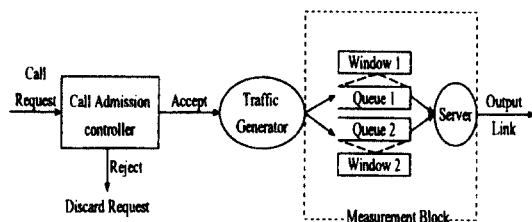


그림 4. 시뮬레이션 수행 구조도

4.2 시뮬레이션 결과 및 분석

시뮬레이션에서 사용되는 셀 손실률은 도착하는 셀들이 버퍼가 다 차서 더 이상 버퍼에 여유가 없게 되면 이 셀들은 손실되는 것으로 보고 이 셀들의 수와 도착하는 셀들의 수간의 비로 셀 손실률을 구한다. 대역폭 사용도(Bandwidth Utilization)는 할당된 대역

폭을 사용자들이 실제로 이용하고 있는가에 초점을 두어 할당한 대역폭과 트래픽 측정기로 본 실제 망에서 대역폭 점유량과의 비로 표현한다.

본 논문에서는 이질 트래픽(Heterogeneous Traffic)을 발생시켰다. 특히 전체 트래픽에서 VBR 트래픽 양에 따라 셀 손실률과 대역폭 활용도를 측정하였고 음성, AOD, 화상 전화 CBR Codec은 CBR 트래픽으로, RPC, 화상전화(VBR), 화상 회의, NTSC Qual. TV는 VBR 트래픽으로 가정하고 있다. 이 때 음성은 순수한 CBR 트래픽으로 가정하는 것이 가능하나 나머지 CBR 트래픽들은 순수하게 CBR만으로 되지 않으며 VBR로 분류된 트래픽 역시 순수하게 VBR만으로 이루어지지 않는다. 다음에 나오는 시뮬레이션 결과들은 VBR의 트래픽 점유율(%)에 따라서 표시된다.

처음에 창 의 크기 W와 N은 앞의 3.4의 설명에 따라 초기값을 준다. W는 한 셀을 보내는 시간보다 크게, 트래픽 소스 중에서 최소의 버스트 길이보다는 작게

하고, 표본 구간의 길이는 다중화된 트래픽 소스들중 가장 긴 활동 주기의 수십 배로 설정한다.

다음의 그림 5는 기존의 호 접속 제어들이 일반적으로 채택해 온 Peak bit rate assignment와 측정에 의한 방식을 이질 트래픽에 대해 비교해 보여 주고 있다.

그림 6은 창 의 크기를 변화시키지 않았을 때와 측정에 따라 재계산된 창 의 크기를 채택했을 때를 셀 손실률과 대역폭 사용도 측면에서 비교하고 있다. 그림 5, 6의 그래프에서 DCAC는 측정에 의한 제어이고, VAR은 가변 크기 창을 사용한 경우, FIX는 고정 크기 창일 경우이다.

그림 5, 6에서 알 수 있듯이 제안 알고리즘은 대역폭을 고정 크기 창일때보다 더 효율적으로 사용하고 있으며, 그런 가운데에도 셀 손실률 요구치를 위반하지 않고 있다. 특히, VBR 특성이 강해지면 버스트성이 커지고 현재 트래픽 특성을 정확히 감지하는 것이 힘들어진다. 제안 알고리즘은 이러한 트래픽의 급변

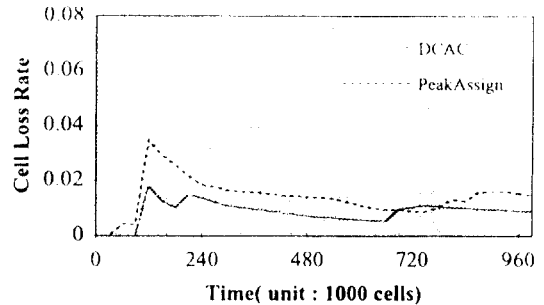
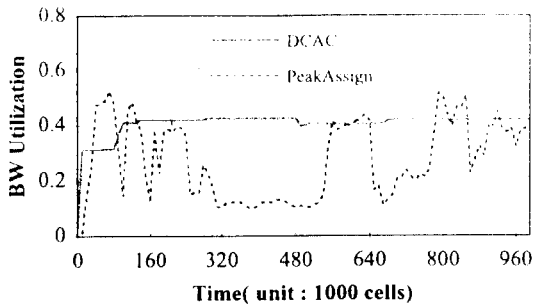


그림 5. Peak rate assignment와 측정에 의한 제어간의 망 성능 비교

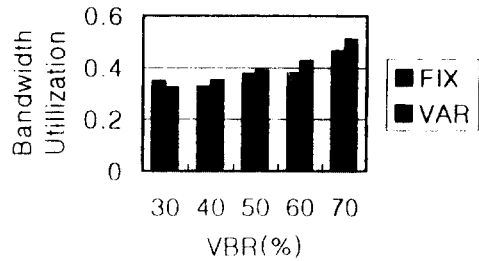
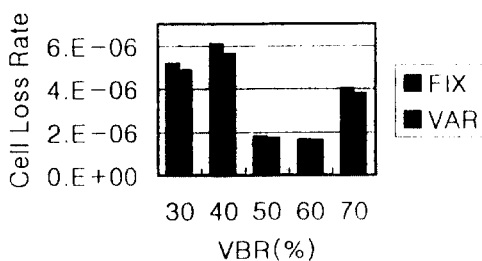


그림 6. VBR 점유율(%)에 따른 망 성능 비교(Heterogeneous traffic일 경우)

화에 창 크기를 변화시키면서 제어할 수 있으나 Peak rate assignment를 이용한 기존 방식들과 단순히 고정 창을 이용해 측정하는 경우는 이러한 버스트를 잡아 내지 못하고 평균화된 수치를 트래픽 측정 정보로 사용하거나, 순간적인 버스트를 다음 제어 정보로 사용하게 된다. 즉, 트래픽 특성 변화에 대처하는 능력이 없어지는 것이다. 인 평균치로 볼 때 할당된 대역폭은 제안한 알고리즘이 더 효율적으로 사용하고 있다.

다음의 그림 9는 창 크기에 따른 망의 성능을 실험한 결과이다. 창 크기에 따라 다른 성능 상태를 나타내는 것으로 알 수 있듯이, 창 크기가 측정에 의한 제어에 큰 영향을 미침이 증명된다.

지금까지 설명한 실험 결과 및 분석에서 알 수 있듯이 제안 알고리즘은 CBR 트래픽을 포함하여 특히 VBR 트래픽에 대한 서비스를 제공할 때에 셀 손실 QoS가 어느 정도인가에 따라 측정 창 크기를 가변적으로 하여 트래픽을 측정함으로써 안정성과 효율성이란 상반된 요구와 클래스당 다양한 QoS를 기존 방식보다 좋은 상태로 만족시킨다.

그러나 창 크기가 너무 작아지면 계산량이 너무 많아져서 ATM 각 노드마다 오버헤드가 커지는 단점을 가지고 있으므로 가변 창을 모든 트래픽 클래스마다 사용하기보다는 선별적으로 쓰는 방안도 있을 수 있다. 이처럼 스위치의 계산량이 많아져도 트래픽 측정기와 호 접속 제어기는 분리된 것으로써 측정이 수행되는 동안에도 언제든지 호 접속 제어기는 측정 정보를 얻을 수 있으므로 호 접속 요구시 그 수락 여부를 알려주는 응답 시간에는 영향을 미치지 않는다.

하지만 스위치의 계산량이 많으면 스위치에서 수행하는 그 밖의 다른 작업에 영향을 미칠 수 있다. 그리고 대역폭이 큰 호의 요구가 있을 경우에 일어나는 대역폭의 불공정한 할당과 연속적인 셀 손실을 막을 수 없다는 단점도 있다.

V. 결 론

본 논문에서는 ATM 망에서 트래픽 제어로써 움직이는 가변 창과 트래픽 측정에 기초한 동적 호 접속 제어 알고리즘을 제시하고 그에 대한 시뮬레이션을 통하여 성능을 분석하였다.

ATM 망은 통계적 다중화 방식을 사용하므로 호 접속 제어 시에 트래픽이 많아지더라도 다중화된 각 트래픽 클래스의 QoS(여기서는 셀 손실률)를 만족시키면서 대역폭 이용률을 최대화 하여야 한다는 큰 어려움을 안고 있다.

제시된 알고리즘은 앞장의 시뮬레이션 결과에서도 알 수 있듯이 ATM 망 트래픽의 주요 특성인 VBR 트래픽의 전체 트래픽 점유율에 따라 이 알고리즘을 적용했을 때 망 자원 사용 상태에 대한 정확한 측정 정보로만 자원의 활용도를 증가시키면서 동시에 서비스 품질을 적절하게 유지시키고 있다. 더욱이 기존의 고정 크기 창을 사용하는 동적 호 접속 제어와 비교 분석했을 때 성능 면에서 향상되었음을 알 수 있다.

제안한 알고리즘은 손실 민감성 트래픽에 대해 움직이는 가변 창을 사용해 좀 더 엄격하게 유입되는 셀을 측정함으로써 셀 손실이 기준 값을 넘으면 창

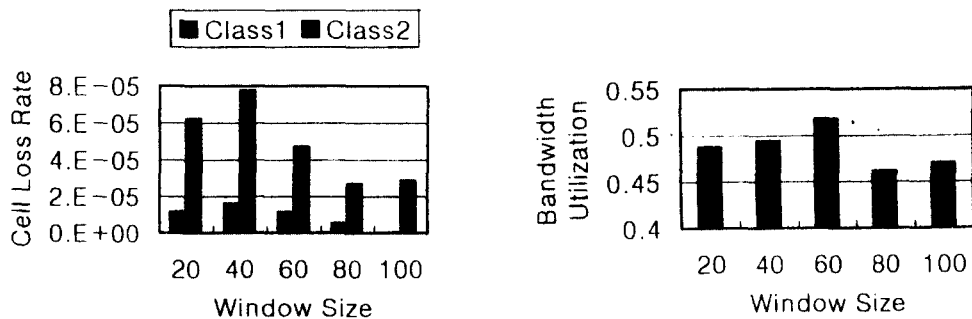


그림 7. 창 크기에 따른 망의 성능(Heterogeneous traffic)

크기를 줄이고 측정 정보의 정확도를 높여 셀 손실 QoS를 지원한다. 이 때 지연 민감 트래픽은 손실 민감 감성 보다는 덜 엄격하게 창 크기를 제한해 손실 보다는 지연 QoS에 치중하였다. 이처럼 트래픽 변동에 따라 측정 창 크기를 가변시킴으로써 셀 손실뿐만 아니라 대역폭 사용 상태도 정확히 알게 되어 대역폭 재할당을 적절하게 수행해 망 자원도 충분히 활용하는 장점을 가지고 있다.

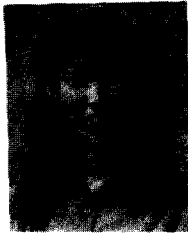
그리고 각 클래스에 대한 지연 QoS는 Buffer Dimensioning을 써서 충족시키고 있는데 대역폭 재할당으로 버퍼의 크기도 그에 따라 변하면서 트래픽 클래스가 많아져도 다양한 지연 QoS를 지원하고 있다. 또, 망 자원의 활용도나 셀 손실 면에서 VBR 트래픽이 많아질수록 더 좋은 성능을 보이므로 VBR 특성이 강한 ATM 망에 제안 알고리즘이 적합함을 알 수 있다.

그러나 셀 손실 QoS를 지원하기 위해 가변 창을 이용해 창 크기를 감소시키는 경우 그에 따른 계산 작업이 많아지고 ATM 노드에 많은 작업량을 주어 노드의 다른 작업 수행에 영향을 준다. 따라서 우선 순위 제어를 고려하여 가변 창을 사용하는 방식으로 연구해야 한다. 그리고 창 크기 변화와 초기치 설정은 동적 호 접속 제어에서 아주 민감한 부분이므로 앞으로 좀 더 연구되어야 한다.

참 고 문 헌

1. ITU-T, "Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN", Recommendation I.371(Geneva 1992).
2. G. M. Woodruff, R. Kositpaibon, "Multimedia traffic management principles for guaranteed ATM network performance", IEEE JSAC, vol.8, no.3, 1990, pp.437-446.
3. A. E. Eckberg, "B-ISDN/ATM Traffic and Congestion Control", IEEE Network September 1992.
4. D. Hong, T. Suda, "Congestion Control and Prevention in ATM Networks", IEEE Network Magazine, July 1991.
5. J. J. Bae, T. Suda, "Survey of Traffic Control Protocols in ATM Networks", in Proc. IEEE GLOBECOM '1990.

6. H. Saito, "Call Admission Control in an ATM Network Using Upper Bound of Cell Loss Probability", IEEE Transactions on Commun., vol.40, no.9, September 1992.
7. H. Saito, K. Shimoto, "Dynamic Call Admission Control in ATM Networks", IEEE JSAC, vol.9, no.7, 1991.
8. T. Murase, H. Hiroshi, S. Sato and T. Takeuchi, "A Call Admission Control For ATM Networks Based On Individual Multiplexed Traffic Characteristics", IEEE JASC, vol.9, no.9, 1991.
9. G. Gallassi, G. Rigolio, L. Fratta, "ATM: Bandwidth Assignment and Bandwidth Enforcement Policies", IEEE GLOBECOM 1989.
10. T. Murase, H. Suzuki, S. Sato, "A Call Admission Control Scheme for ATM Networks Using a Simple Quality Estimate", IEEE JSAC, vol.9, no. 9, December 1991.
11. T. I. Yuk, K. W. Tse, M. H. Leung and B. Kamali, "Simulation of Admission Control in ATM Network", IEEE ICC, 1991.
12. 이 창수, "트래픽 측정에 기초한 동적 호 접속 제어", 연세대학교 석사 학위 논문, 12. 1993.
13. I. Norros, J. W. Roberts, A. Simonian, and J. T. Birtamo, "The superposition of variable bit rate sources in an ATM multiplexer.", IEEE JSAC, vol.9, no.3, APRIL.1991, pp.373-387.
14. T. Kamitake and T. Suda, "Evaluation of an admission control scheme for an ATM network considering fluctuations in cell loss rate.", in Proc. IEEE Globecom '89, pp.49.4.1-49.4.7.
15. H. Saito, "Teletraffic Technologies in ATM Networks", 1994 Artech House, INC.



이 수 경(Su-Kyoung Lee) 정회원

1993년: 연세대학교 컴퓨터과학
과 졸업(이학사)

1995년: 연세대학교 대학원 컴퓨
터과학과 졸업(이학석사)

현재: 연세대학교 공과대학 컴퓨
터과학과 박사과정

※주관심분야: ATM 망 트래픽 제어

송 주 석(Joo-Seok Song)

정회원

1976년 2월: 서울대학교 전기공학과 졸업(공학사)

1979년 2월: 한국과학원 전기 및 전자공학과 졸업(석사)

1988년 8월: Univ. of California at Berkeley 전산과학
과 졸업(박사)

1979년 2월~1982년 2월: 한국전자통신 연구소 전임
연구원

1988년 9월~1989년 2월: Naval Postgraduate School
Information System Department 조교수

1989년 3월~1996년: 연세대학교 컴퓨터과학과 부교수

현재: 연세대학교 컴퓨터과학과 교수