

셀지연변이를 이용한 동적 대역폭 할당 알고리즘에 관한 연구
- The Study on the Dynamic Bandwidth Allocation Algorithm
using Cell Delay Variation -

신 승호¹⁾, 박 상민²⁾
Shin, Seung Ho, Park, Sang Min

Abstract

Broadband networks are designed to support a wide variety of services with different traffic characteristics and demands for Quality of Services. Bandwidth allocation methods can be classified into two major categories: static and dynamic. In static allocation, bandwidth is allocated only at call setup time and the allocated bandwidth is maintained during a session. In dynamic allocation, the allocated bandwidth is negotiated during a session. The purpose of this paper is to develop policies for deciding and for adjusting the amount of bandwidth requested for a best effort connection over such as ATM networks. This method is to develop such policies that a good trade off between utilization and latency using cell delay variation to the forecast the incoming traffic in the next period. The performances of the different polices are compared by simulations.

1. 서 론

광대역 통신망은 음성 및 저속 데이터 통신뿐만 아니라 고속 데이터 통신, 영상 및 동화상등의 고속 데이터에 이르기까지 다양한 서비스를 제공하는 디지털 통신망이다. 또한 광대역 통신망의 트래픽 제어를 효율적으로 수행하기 위해서는 네트워크 자원의 활용을 향상시키고, 융통성있는 트래픽 기술이 제공되어야 한다. 따라서 각 트래픽 원들이 요구하는 QoS(Quality of Services)를 만족시키면서 망의 성능을 최대화하기 위해서는 호 연결을 제어하는 대역폭 할당 방법이 필요하다. 대역폭 할당은 셀룰, 셀지연, 지터 등의 QoS 모수

1) 인천대학교 컴퓨터공학과 교수

2) 인천대학교 산업공학과 교수

본 연구는 1999년도 인천대학교 교내 연구비 지원에 의하여 수행되었음

와 네트워크의 이용을 사이에서 적절한 평형이 유지되어야 한다. 또한 대역폭의 할당 방법은 정적 대역폭 할당(SBA : Static Bandwidth Allocation)과 동적 대역폭 할당(DBA : Dynamic Bandwidth Allocation)으로 분류되며, 정적 대역폭 할당은 요구된 서비스에 대하여 호 설정시 대역폭을 할당하고, 연결이 끝날 때까지 유지하는 방식이고, 동적 대역폭 할당은 대역폭 영역을 정해놓고, 시간의 변화에 따른 서비스의 트래픽 상태에 따라 할당 대역폭을 결정하는 방식으로 비동기 전달 모드(ATM : Asynchronous Transfer Mode)망의 성능을 극대화할 수 있으나, 구현과 통신망의 관리가 어렵다.[2,13]

따라서 트래픽의 통계적 특성으로 트래픽 관리 문제가 호스트에서 발생함으로써 ATM망의 기반시설을 보다 효율적으로 제공하기 위해서는 동적인 셀율과 가변의 QoS를 요구하는 응용에서 대역폭을 동적으로 할당하는 방법이 필요하다. 또한 가변율(VBR : Variable Bit Rate)과 같은 ATM 트래픽은 본질적으로 bursty하므로 대역폭을 동적으로 할당하는 것이 이용율을 향상시키게 된다. 이러한 DBA 알고리즘은 트래픽 율과 버퍼용량을 포함하는 측정기준에 의해 대역폭을 재 지정하거나, 주기적으로 재 계산하여 호 연결을 제어하게 된다.

본 연구는 버퍼 용량을 초과할 때마다 할당 대역폭을 결정함으로써 셀손실율을 최소화하는 CDV(Cell Delay Variation)에 의한 DBA 알고리즘을 제안하는데 있다.

2. CDV의 특성

2.1 리키버킷(LB : Leaky Bucket)에 의한 CDV 측정

CDV는 같은 연결에 속하는 셀이 통신망에서 다중화기와 교환기를 통과할 때 얻어지는 지연의 변이로 셀 스트림에서 셀 밀집현상을 발생시키고, 순간 셀 율이 협약된 최대셀율(PCR : Peak Cell Rate)을 초과할 때 사용변수제어(UPC : Usage Parameter Control)기능에 의해 버려지는 셀 중에서 적합 셀을 보호하여 대역폭의 낭비를 막을 수 있다. 따라서 사용자 망 인터페이스사이에서 소스와 네트워크사이의 CDV의 허용변수와 트래픽 계약이 필요하다.

ITU-T SG(Study Group) 13에서 제시한 I.353 표준안에서는 MPI(Measurement Point International)위치를 VP/VC multiplex/de-multiplex 기능과 ATM 계층 사이로 규정하여, CDV 정의를 집중적으로 검토하였으며, 1점 CDV 와 2점 CDV을 제안하였다. 표준안인 I.371은 CDV에 의해 다른 패턴을 변화시키는 트래픽의 효율적인 단속을 위한 모수로 CDV와 PCR을 갖는

알고리즘을 제안하였다.[5,11,12]

ATM망에서 다중화에 의해 CDV를 발생시키는 두 가지 원인이 있다. 첫째는 다중화 시퀀스이고, 둘째는 대기행렬 지연이다. 다중화 시퀀스는 연속된 셀들의 전송에서 다른 선로의 셀들의 처리 때문에 앞의 셀들이 지연되면, 다음 셀들사이의 간격이 줄어드는 현상이고, 대기행렬지연은 여러 셀들이 출력버퍼에 대기하고 있을 때 앞의 셀들의 처리 때문에 지연이 발생된다. 이러한 CDV와 관련된 QoS 모수는 1점 CDV와 2점 CDV가 있는데 본 연구에서는 1점 CDV만을 고찰하기로 한다.[1,9]

1점 CDV는 연속적인 셀 도착들의 시퀀스를 단일측정 점에서 관찰하는데 근거하여 정의된다. 1점 CDV의 모수는 최대셀율에 관해 단일 측정 점에서 셀 도착사건들의 패턴에 의한 변이성으로 설명된다. 여기서 T는 최소 셀 간격을 의미하며, T의 역수인 $1/T$ 는 최대셀율($r=1/T$)이 된다.

CDV의 특징을 취급하기 위한 기본 모형은 일정한 서비스 시간의 여러 대기행렬을 갖는 이산시간 모형으로 항등율(CBR : Constant Bit Rate) 트래픽과 VBR 트래픽들을 발생시키며, 첫 대기행렬의 출력이 두 번째 대기행렬의 입력이 되는 방법을 사용한다. CDV를 발생시키는 VBR 트래픽은 여러 베르누이 과정의 중첩으로 이루어지며, 대기행렬을 통과한 후 소멸되고, 다음 대기행렬에서 다시 발생하게 된다.

CDV에 의해 도착하는 트래픽의 특성을 효율적으로 감시하기 위해 셀전송율과 CDV 허용변수를 감시 모수로 하는 리키 버킷 알고리즘을 제안하였다. 이 알고리즘에서 셀은 최소 셀 간격 T마다 도착한다고 하자. 즉 $T=(a_{i-1}-a_i)$ 이다. a_i 는 i번째 셀이 리키 버킷에 도착한 시간을 나타내며, Y는 리키 버킷 카운터의 값이다. Y값의 범위는 $0 \leq Y \leq \tau$ 이며, L은 마지막으로 준수한 셀의 시간이다. 단일 측정점에서 i 번째 셀이 리키 버킷에 도착한 시간이고, 리키 버킷 카운터는 다음 셀 도착의 예상시간과 실제 도착한 시간사이의 차를 누적하게 된다. 즉, $(T-(a_{i-1}-a_i))$ 이 된다. 한 개 셀이 초기도착 $(T-(a_{i+1}-a_i) > 0)$ 일 때, LB카운터는 증가한다. LB 깊이가 임계치($Y \leq \tau$)를 초과하지 않으면 i+1번째 셀은 UPC 메커니즘에 의해 선언한 셀이 된다. 한 개 셀이 후기 도착 $(T-(a_{i+1}-a_i) < 0)$ 일 때 LB카운터는 감소하므로, $(Y > \tau)$ 일 때 셀은 버리게 되고, LB 카운터는 앞의 값을 갖게 된다. 그리고 카운터는 음이 될 때마다 0으로 리셋시킨다.

$$\begin{aligned}
 Y_{i+1} &= T, & (Y_i - \alpha_i - L) < 0 \text{ 일때} \\
 Y_{i+1} &= Y_i + T, & 0 \leq (Y_i - (\alpha_i - L)) \leq \tau \text{ 일때} \\
 Y_{i+1} &= Y_i, & (Y_i - (\alpha_i - L)) > \tau \text{ 일때}
 \end{aligned} \tag{1}$$

여기서 최대 1점 CDV 허용변수 τ_{\max} 는 측정기간동안 나타난 Y_i 값 중 최대값이 된다. 그리고 τ_{\max} 값은 매 측정구간 시 0으로 초기화된다.

$$\tau_{\max} = \text{MAX}(y_1, y_2, \dots, y_k) \tag{2}$$

2.2 리키 버킷에 의한 worst 트래픽 특성

트래픽 소스는 각 분류마다 PCR(r_i)로 ATM 셀을 발생시킨다고 하자. 스트림은 CP(customer premises)에서 여러 노드를 통과하게 되고, 다른 연결과 다중화된다. 이산 시간의 모형에서 한 개 슬롯은 교환기에서 셀 전송에 필요한 간격($1/R_c$)과 같다. R_c 는 CP 다중화기의 출력율이다. 망으로 들어오는 N 개 연결의 각각은 일반분포에 의해 근사된다. 따라서 최대버스트 길이 B_i 는 다음 식에 의해 얻게 된다.

$$B_i = 1 + \lfloor \tau_c \frac{D_{c_i}}{D_{c_i} - 1} \rfloor \quad i=1, 2, \dots, N \tag{3}$$

여기서 $D_{c_i}(R/r_i)$ 는 마지막 CP 다중화기의 출력율 대 각 소스의 최대셀율의 비이고, τ_c 는 LB 주기에서 측정된 CDV 허용변수를 표시하며, $\lfloor \rfloor$ 는 정수부분을 나타낸다.

일반분포에서 셀 도착시간간격의 평균셀전송율(λ_i)트길이가 B_i 일 때 일반분포에서 각 연결 i 의 셀 도착간격의SCV(Squared Coefficient Variation) $C_{a_i}^2$ 는 다음과 같다.

$$C_{a_i}^2 = \frac{(B_i - 1)(D_{c_i} - 1)^2}{(D_{c_i})^2} \quad i=1, 2, \dots, N \tag{4}$$

교환기에 도착하는 실제 트래픽은 LB와 일반분포로 모형화되는 각 N 개 스트림의 중첩이 된다. 결합 스트림(merging stream) C^2 은 전체 평균셀전송율 λ 와 SCV $C_{a_i}^2$ 로 주어지는 일반 분포로 다음과 같이 모형화된다.

$$C^2 = \frac{\lambda}{\sum_{i=1}^N \frac{\lambda_i}{C_{a_i}^2 + \lambda_i + 1}} - \lambda - 1 \quad i=1, 2, \dots, N \tag{5}$$

2.3 G/G/1/N 최대 엔트로피 방법

ATM 교환의 출력포트는 G/G/1/N의 대기행렬 시스템으로 모형화된다.[1] 이산 G/G/1/N 대기행렬에서 평균 대기행렬의 분포 P(n)는 결정되지 않은 다중화기에서 Lagrange의 방법에 의해 얻어지고, 최대 엔트로피 해는 다음과 같다.

$$P(n) = \frac{1}{Z} g^{s(n)} x^n w^{v(n)} \tag{6}$$

여기서 Z(=1/P(0))는 다음 식(7)에 얻어지는 정규화상수이고, g, x, w는 각각 이용율, 평균 대기행렬 길이, 버퍼상태 확률에 대한 Lagrange계수이다. 이는 무한 용량의 G/G/1 대기행렬에 점근적인 연결로 얻을 수 있다.

$$Z = 1 + gx \frac{1-x^{N-1}}{1-x} + gxy^N \tag{7}$$

그리고 s(n)과 v(n)은 다음과 같이 정의되는 임의 함수이다.

$$s(n) = \begin{cases} 1 & , n > 0 \\ 0 & , n = 0 \end{cases} \quad v(n) = \begin{cases} 0 & , n \leq N-1 \\ 1 & , n = N \end{cases} \tag{8}$$

여기서 식(6)은 안정한 G/G/1 대기행렬에서 전역 평형해(global balance solution)와 동일하므로 각각 이용율, 평균 대기행렬 길이, 버퍼상태 확률의 Lagrange계수를 G/G/1/N에 적용할 수 있다.[10]

$$g_i = \frac{(1-X)\rho_i}{(1-\rho)x_i} \tag{9}$$

$$x_i = \frac{\bar{n}_i - \rho_i}{n} \tag{10}$$

$$w = \frac{1}{1-x(1-w_s)} \tag{11}$$

여기서 $\rho_i = \lambda_i / \mu_i$, $X = \sum_{i=1}^N x_i$, $w_s = 2 / (C_a^2 + 1 + \mu)$, $\bar{n} = \sum_{i=1}^N \bar{n}_i$ 이고, \bar{n}_i 는 안정한 G/G/1 대기행렬에서의 평균 대기행렬 길이이다.

$$\bar{n}_i = \rho_i + \frac{\lambda_i}{1-\rho} \sum_{j=1}^N \frac{\rho_j^2}{\lambda_j} \tag{12}$$

여기서 $\rho = \sum_{j=1}^N \rho_j$ 이다.

셀손실 확률(=π)은 도착되는 셀이 M개의 버퍼를 모두 점유한 확률로 식 (13)의 흐름 평형방정식(flow balance equation)에 의해 얻을 수 있다.

$$\lambda(1-\pi) = \mu u_i \tag{13}$$

여기서 이용률 u_i 는 Lagrange계수(g, x, w)와 유한 용량 M 에 의해 다음 식 u_i 으로 얻을 수 있다.

$$u_i = \frac{g_i x_i}{Z} \left(\frac{1 - X^{M-1}}{1 - X} + X^{M-1} w \right), \quad i = 1, 2, \dots, N. \quad (14)$$

3. 제안된 동적 대역폭 할당 알고리즘

대역폭의 할당방식은 첫째, 요구된 서비스에 대해 연결수락제어 시 대역폭을 할당하고 연결이 끝날 때까지 유지하는 정적 대역폭할당과, 둘째, 대역폭영역을 정해놓고 트래픽 상태에 따라 대역폭을 할당하는 동적 대역폭할당 방법이 있다.[2,3,4]

트래픽 제어 알고리즘은 구현이 간단하여야 하며, 다양한 트래픽에 대해 적절한 대역폭 할당에 의해 이용효율을 높일 수 있도록 설계되어야 한다. 따라서 망의 체증을 유발시키지 않고 다양한 호들의 각기 다른 서비스 품질을 보장하면서 높은 대역폭 이용효율을 얻을 수 있는 대역할당 및 트래픽 제어 기법이 필요하게 되며, 이는 트래픽의 통계적 특성을 토대로 각 트래픽에게 서비스 품질을 보장하는 최적의 동적 대역폭 할당 알고리즘이 사용되어야 한다.[6,7,8] 따라서 트래픽 제어기법 중 셀지연변이를 이용한 실시간 모니터링 기법으로 동적 대역폭을 결정하는 알고리즘을 연구하려 한다.

이 알고리즘은 트래픽의 특성과 서비스 품질을 기준으로 트래픽 클래스를 구분하고, 각 가상경로에 할당해 줄 수 있는 등가대역을 가변 시킴으로써 망 자원을 효율적으로 향상시킬 수 있는 동적 대역폭할당 방법을 제안하는데 있다. 그림 1은 제안된 동적 대역폭 할당 알고리즘의 개념적 모형이다.

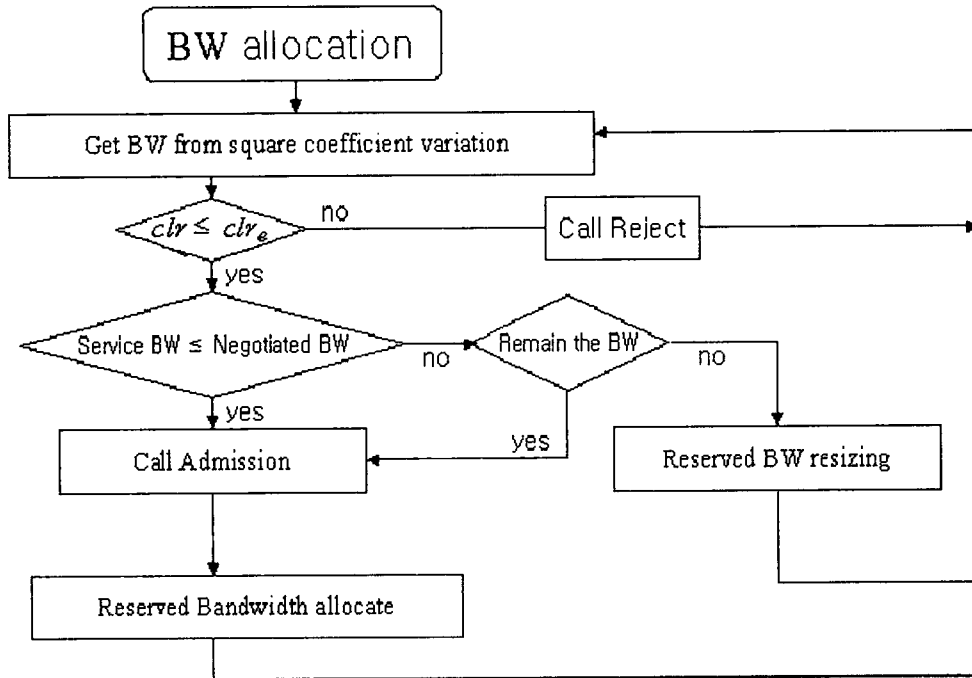


그림 1. 제안된 동적 알고리즘의 흐름도

3.1 부분예약 공유기법의 증가용량

본 논문에서 제안하는 동적대역폭 할당은 역순위(reverse pecking order)현상을 줄이기 위해 각 서비스별 할당 대역폭을 분할하고, 같은 종류의 서비스 클래스간의 공유영역을 두어 호 차단율을 줄이는데 있다. 또한 VBR 트래픽의 대역폭 할당에 있어서 실시간적으로 증가대역폭을 계산하여 사용 대역폭을 할당함으로써 효율적인 대역폭의 이용율을 얻게된다. 이러한 증가대역폭의 할당으로 발생할 수 있는 문제점으로는 연결된 모든 VBR 서비스가 어떤 순간 최대비트율로 셀을 보내게 되면 호 접속시 설정해 두었던 VBR 서비스의 예비영역을 벗어나게 되므로 최악의 경우 망이 폭주하는 현상이 발생하게 된다.

이러한 문제점을 해소하기 위해서는 첫째, 대역폭을 할당하는데 있어서 예약영역의 접속조건으로 최대비트율로 할당했을 경우 최소한의 증가대역폭으로 사용 대역폭을 할당하여도 최소한의 서비스 품질을 유지할 수 있게 된다.

$$\text{if } R_C - r_i \geq 0 \text{ then } R_C = R_C - R_E, \tag{15}$$

여기서 R_C 는 예약영역이고, r_i 는 해당 서비스를 받는 최대비트율이고, R_{E_i} 는

해당 서비스의 증가대역폭을 구하게 된다.

$$R_{E_i} = r_i * u(1 - \log(u)) \quad (16)$$

여기서 u 는 이용율이다.

둘째, 대역할당에서 실패하게 되면 별도의 공유 대역폭에 할당을 시도한다. $r_i \geq R_c$ 의 조건을 만족하면 공유 대역폭의 영역에 서비스를 할당한다.

세 번째로 대역할당이 실패하면 호를 차단한 후 지금까지 연결된 서비스들과 모든 정보를 수정한다.

증가대역폭을 할당하여 호를 수락한 경우 연결된 서비스의 QoS를 보장하기 위해 망은 최소한의 서비스를 제공하여야 한다. 그러므로 호를 수락하는 조건으로 최대비트율의 대역폭을 사용한다.

제안된 동적 대역폭 알고리즘은 버스트의 측정수단으로 C^2 을 사용한다면 셀손실율(CLR : Cell Loss Rate)은 쉽게 얻어지며, 연결 i 의 요구에 의한 트래픽 계약에 의해 CLR_i 가 CLR_e 보다 낮게 되면 대역폭을 할당하게 되고, 아니면 거절되게 된다.

4. 시뮬레이션 결과

ATM 망에서 CDV에 의해 연결 수락을 결정하는 동적 대역폭 알고리즘은 C언어를 사용하였으며, 시뮬레이션으로 결과를 비교, 분석하였다.

제안된 시뮬레이션을 위해 망의 전체 속도는 150Mbps로 하였으며, 표 1과 같은 5개 클래스의 입력 트래픽은 포아송 분포를 갖는 배치 크기로 도착하며, 각 클래스별 배치간 도착율은 기하학적인 분포를 갖는다고 가정하였다. 각 입력 소스는 5개 VBR 트래픽으로 분류하고, 연결 요구시 랜덤하게 서비스 타입을 결정하게 되며, 버퍼크기는 10개이고, 평균 연결 요구시간은 10,000셀 타임 슬롯이고, 평균 서비스 지속시간은 800,000셀 타임 슬롯으로 정하였다. 그리고 셀손실율은 10^{-5} 로 제한하였고, 모든 시간 단위는 셀 타임 슬롯이며, 1셀 타임 슬롯은 53 octets을 150Mbps로 전송하는데 걸리는 시간이다. 각 클래스에서 사용된 트래픽은 On/Off 모델을 이용해 셀을 발생시킨다. 이렇게 발생된 셀들은 현재 남아있는 링크용량이 허용할 시는 대역폭을 할당하고, 그렇지 않으면 클래스별 할당된 대역폭을 일정 범위 안에서 수정하게 된다.

접속을 요구하는 호의 발생과 접속 허가된 호의 초기 상태는 확률로 정의하고, 입력 트래픽을 변화시키면서 네트워크에서 측정된 CDV를 사용한 대역폭 이용율을 그림2에 나타내었다. 이때 제안된 방법이 기존의 DBA방법보다 대역

폭 이용율이 높아짐으로써 버스트한 성질에서 다중화 이득이 커짐을 알 수 있었다.

그림 3은 클래스별 다중화시키는 대역의 변화를 나타내었다. 이때 각 클래스별 서비스는 균등하게 분배됨을 알 수 있었다.

그림 4는 호의 차단율을 나타낸 것이다. 이때 제안된 방법이 기존의 DBA방법보다 호 차단율이 적어짐으로써 대역폭 이용율이 높아짐을 알 수 있었다.

표 1 트래픽에 의한 서비스종류와 특성

	최대 셀율 (r_i)	$T=R/r$
Class 1	0.1 셀/단위시간	10
Class 2	0.05 셀/단위시간	20
Class 3	0.04 셀/단위시간	25
Class 4	0.02 셀/단위시간	50
Class 5	0.01 셀/단위시간	100

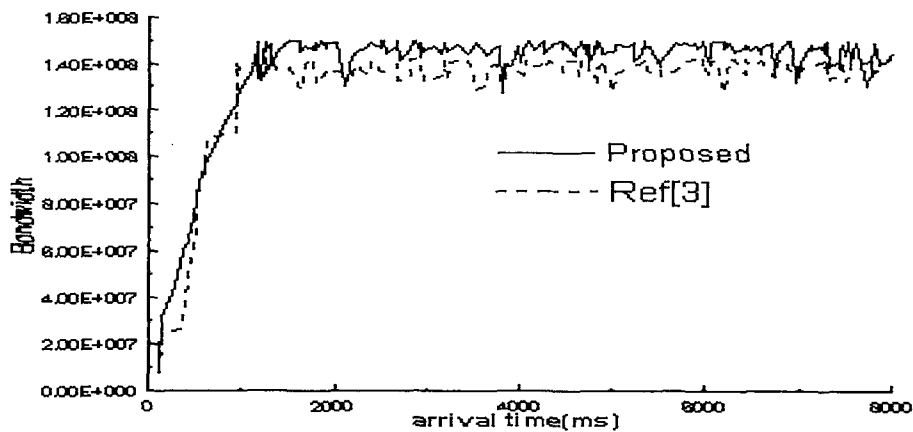


그림 2 대역폭 이용율

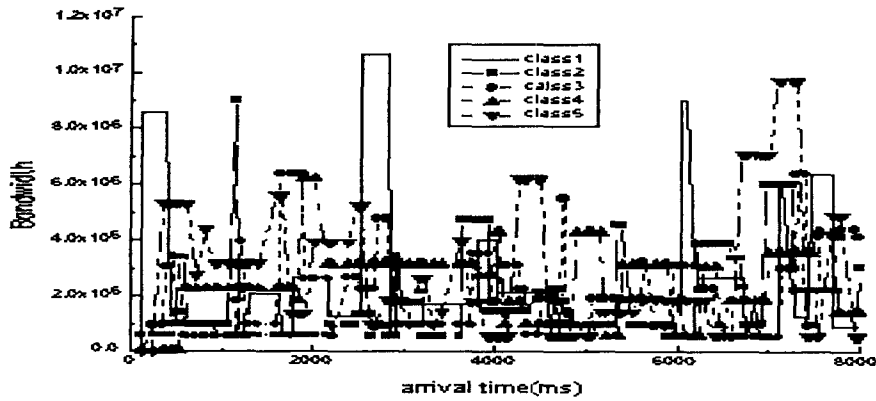


그림 3 클래스별 대역폭 할당

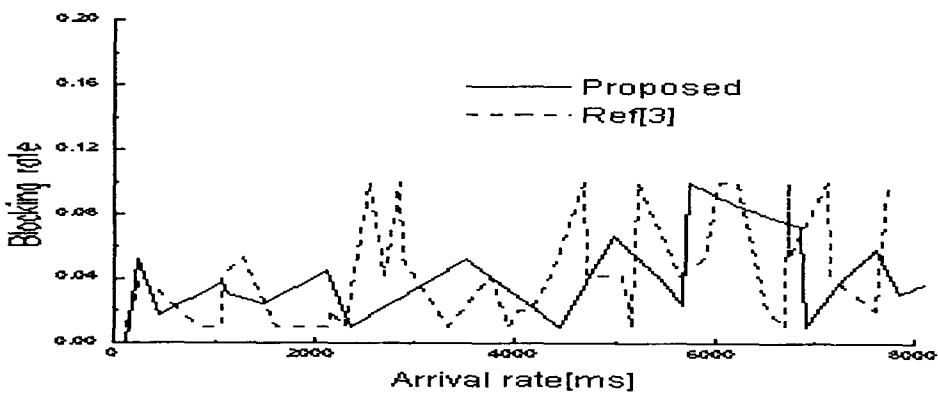


그림 4 호 차단율

5. 결 론

DBA 알고리즘은 출력버퍼에 도착하는 셀의 수를 계산하여 측정주기라 하는 규칙적인 주기를 결정하여 통신로 상에 남아있는 용량에 대하여 각 클래스별 일정비율로 대역폭을 할당함으로써 통신로의 용량을 초과하게 되면 처리를 위해 시간적으로 delay시키면 된다.

그러나 CDV의 허용변수는 노드의 부하, 동일한 큐에 있는 연결의 수, 다중화 장치의 수에 따라 정확한 값을 결정하는데 약간의 문제가 있으나, CDV 허용변수를 리키 버킷 메커니즘으로 구하고, 이 정보를 근거로 셀손실 확률을 구해 대역폭을 동적으로 할당하는 알고리즘을 제안하였다. 따라서 ATM망에

서 CDV의 허용변수를 이용하였을 경우 다른 대역폭 할당 알고리즘에 비해 대역폭 이용율이 높아짐을 알 수 있었다.

그러나 트래픽을 제한하여 다양한 특성의 서비스를 수용하지 못한 단점이 있다. 따라서 다양한 트래픽의 처리를 위한 멀티미디어 환경에서 망의 안정성과 효율성을 고려한 트래픽 감시 및 관리에 대한 제어기법의 연구가 필요하리라 본다.

참 고 문 헌

- (1) Y. J. Kim and J. K. Kim, "A Multiplexing control scheme to limit cell Delay Variation in ATM Networks," IEEE ICCS/ISPACS, 1996.
- (2) I. Habib, T. Saadawi, "Dynamic bandwidth control in ATM networks", Computer Communications, vol. 22, 1999
- (3) S.Ohta and K.I.Sato, "Dynamic Bandwidth Allocation to Virtual Paths in ATM Networks," Int. J Comm. system, Vol. 11, No. 8, 1998
- (4) N.Xiao et al, "Dynamic Bandwidth Allocation using Infinitesimal Perturbation Analysis," IEEE INFOCOM'94
- (5) N.Xiao et al, "Dynamic Bandwidth Allocation in Integrated Communication Networks," GLOBECOM'93
- (6) Y. Afek, M. Cohen, E. Haalman, Y. Mansour, "Dynamic Bandwidth Allocation Policies," IEEE INFOCOM'96
- (7) S. K. Biswas, R. Izmailov, " Design of Fair Bandwidth Allocation Policy for VBR Traffic in ATM Networks," IEEE Global Telecommunications Conference , GLOBECOM'98
- (8) S. Jung, Y. Kim, J. S. Medith, "Dynamic Bandwidth Allocation for VBR Video Transport," IEEE International Conference on Communications, ICC'98
- (9) A. Skliros, "A connection admission control algorithm for ATM traffic distorted by cell delay variation", ITC. 14/1, 1994
- (10) D. D. Kouvatsos and G. Denazis, "Entropy maximised queueing networks with blocking and multiple job classes", Performance Evaluation 17, 1993
- (11) 김병진, "ATM 강좌 : ATM 상에서의 음성 교환 서비스", LAN TMS

/30호 pp242-245, 1998.09

(12) TU-T SG13 표준화 동향(648) [1994.05.23.]

(13) Hiroshi Saito, "Trials of Dynamic Bandwidth Allocation in ATM Networks", IEEE ATM'97 Workshop

저 자 소 개

신승호 : 경희대학교 전자공학과 졸업

경희대학교 전자공학과 공학석사

경희대학교 전자공학과 공학박사

현재 인천대학교 컴퓨터공학과 교수

관심분야 : 컴퓨터통신, 디지털신호처리, 대기행렬망, 암호화등.

박상민 : 현 인천대학교 산업공학과 교수.

경 력

1979 - 1983 건진솔라에너지(주) 상무이사

1983 - 1985 인덕전문대학 전임강사

1983 - 1985 한양대학교, 건국대학교 강사

1985 - 현재 인천대학교 전임강사, 조교수, 부교수, 교수

관 심 분 야

경제성공학, 설비관리, 신뢰성공학, 원가공학