DBpia

論文 97-22-5-25

ATM 망에서의 Leaky Bucket UPC 알고리즘의 성능 개선에 관한 연구

正會員 심 영 진*, 박 성 곤**, 조 용 환***

A Study on Improvement of Leaky Bucket UPC Algorithm in ATM Networks

Young-Jin Sim*, Sung-Gon Park**, Yong-Hwan Cho*** *Regular Members*

※본 연구는 충북대학교 국책 자유공모과제의 지원으로 수행된것임.(과제번호 : 95-F-25)

요 약

본 논문에서는 UPC(Usage Parameter Control) 기법의 하나인 Leaky Bucket 알고리즘에 Jumping Window 기법을 적용하여 평균비트율을 감시할 수 있는 새로운 사용 파라메터 제어 알고리즘을 제안한다.

본 논문에서 제안 알고리즘은 먼저 Leaky Bucket를 사용하여 최대비트율을 위반한 셀을 표시한 후, 만약 망으로 전송된 셀들의 평균비트율이 협약율 이하라면 표시된 셀들을 망으로 재전송한다. 평균비트율의 측정은 Jumping Window와 같은 윈도우 메카니즘을 응용하였다. 제안된 알고리즘의 성능평가를 위하여 On/Off 트래픽 소스 모델을 가정하고 시뮬레이션을 한 결과에 의하면, 제안한 알고리즘이 기존 Leaky Bucket 기법보다 셀 손실율이 저하되었고, 버킷 크기도 감소시킬 수 있었다.

ABSTRACT

In this paper, the modified UPC(Usage Parameter Control) algorithm is proposed. The proposed UPC algorithm is based on Leakey Bucket algorithm and adds the characteristics of the jumping window algorithm for monitoring the average bit rate. The proposed algorithm let a cell, which is tagged by Leaky Bucket algorithm, pass through the network, if the network does not violate the average bit rate. The measuring method of window mechanism like

*한국통신 기획조정실

**원주전문대학 전산정보처리과

***충북대학교 컴퓨터공학과

論文番號:95431-1218

接受日字:1995年 12月 18日

www.dbpia.co.kr

jumping window.

This paper supposes On/Off traffic source model for the performance evaluation and analysis of the proposed algorithm. Therefore, as simulation results, the proposed algorithm acquires more reduced results of the cell loss rate and bucket size than the Leaky Bucket algorithm.

I. 서 론

데이터, 음성, 화상 등 협대역 및 광대역 트래픽 처리를 동시에 요구하는 B-ISDN의 전송방식으로 ITU-T에 의해 채택된 ATM은 통계적 다중화 방식을 사용하여 셀이라 불리는 고정된 크기의 패킷을 고속으로 전송한다. 따라서 ATM 방식의 전송에서는 다양한 특성의 트래픽 소스 및 연결 형태에 대하여 요구되는 서비스의 품질을 보장할 수 있는 효율적인 트래픽 제어 기술이 필요하게 되며 이에 관해서는 많은 연구가 진행중이나 표준화를 포함하여 아직도 해결해야 할 여러 가지 문제점이 남아 있는 실정이다.

ATM에서의 트래픽 제어는 크게 호 수준의 트래픽 제어와 셀 수준의 트래픽 제어로 나눌 수 있으며 망을 보호하고 망자원의 이용효율을 극대화하는 것을 목적으로 하고 있다. 이러한 트래픽 제어에 관한 알고리즘은 망자원의 할당 메카니즘 및 개별 트래픽 소스의 특성과 밀접한 관련이 있어서 다양한 트래픽을 수용해야 하는 B-ISDN에 적용할 수 있는 알고리즘의 개발은 용이하지 않다. 특히 최적의 UPC 알고리즘의 구현은 대역할당 방법에 따라 다르며 모든 망에서 대역할당 방법에 차이가 있고, 또한 사용 파라미터 감시 제어회로 구현 조건은 가상 채널수(VCs)/가상 경로수(VPs)와 VC-UNI/VP-UNI에서의 운용속도에 따라 다르기 때문에 표준화가 매우 어려운 상황이다[1]. 현재 Leaky Bucket, Jumping Window, Moving Window, Virtual Scheduling 및 이들을 기반으로 한 변형된 많은 기법들이 개발되어 있지만 각각 장단점을 가지고 있다[2].

여기에서는 ATM 망의 효율성을 높이기 위한 트래픽 제어 기술중 대표적 사용 파라미터 제어(UPC) 알고리즘인 Leaky Bucket 방법의 단점을 보완할 수 있는 알고리즘에 대해 검토하고자 한다. Leaky Bucket 방법에 의한 사용 파라미터 제어는 다른 기법에 비해 전반적으로 높은 효율성을 인정받고 있지만 셀손실율의 확보를 위해서 비현실적일 정도의 Bucket을 필요로 하며, 평균비트율의 제어가 곤란하다는 단점이 있다[3]. 이러한 Leaky Bucket 방법의 단점을 보완하기 위해서 본 논문에서는 UPC 기법의 하나인 Leaky Bucket 알고리즘에 Jumping Window 기법을 적용하여 평균비트율을 감시하면서 셀 손실율과 Bucket의 크기를 줄이고 또한 위반 트래픽에 대한 제어 성능을 높일 수 있는 새로운 알고리즘을 제안하며 시뮬레이션을 실시한 후 결과를 분석하고자 한다.

II. ATM 망에서의 UPC 알고리즘

2.1 Sliding Window

Sliding Window 알고리즘은 일명 Moving Window 라고도 불리며, 일정한 크기의 윈도우 T가 시간축을 따라 이동될 때 윈도우 내에 셀이 발생할 때마다 계수기를 1씩 증가시키고, 이전에 발생한 셀이 현재의 T를 벗어나면 계수기를 1씩 감소시킴으로서 지난 T 동안 통과된 셀 수를 계수기 값에 의해 알 수 있게 하는 메카니즘이다. T 기간동안 발생할 수 있는 최대 허용 셀 수를 N이라 하면 계수기의 값이 N일 때 발생한 셀은 폐기 또는 위반 표시를 함으로써 트래픽을 감시하는 방법이다.

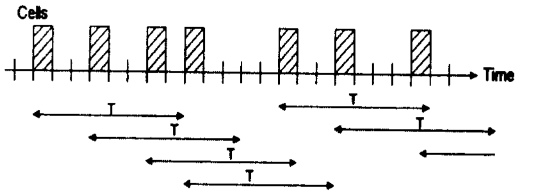


그림 1. Sliding Window 메카니즘
Fig. 1. Sliding Window mechanism

SW 메카니즘은 T 기간동안 발생한 셀의 갯수와 각 셀의 도착시간에 대한 정보를 기억하고 있어야 하므로 JW 메카니즘보다 하드웨어적 구현이 어렵다. 한

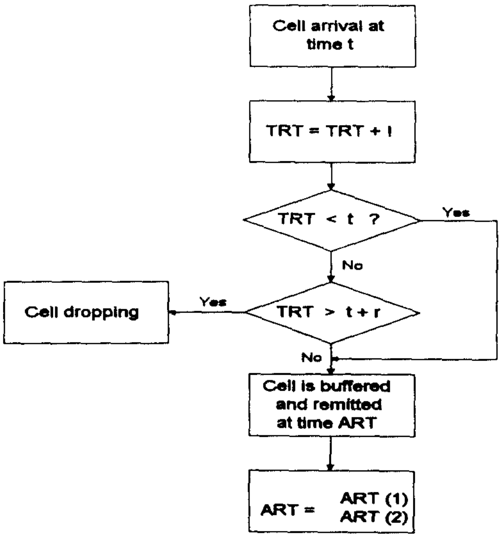
www.dbpia.co.kr

편, SW의 계수기 범위가 0부터 N까지 일 때 SW와 N보다 더 큰 값을 상한선으로 하는 일반화된 SW 알고리즘의 성능을 비교 분석한 결과, 일반화된 알고리즘의 셀 처리율이 더 개선된 결과를 얻었음이 보고되었다[4].

2.2 Virtual Scheduling

ATM 망에서 셀은 전송 도중에 다중화 단계를 거치거나 OAM 셀들의 삽입 등에 의하여 셀 지연 변이(CDV:Cell Delay Variation)가 생기게 된다. 이는 사용자가 호 설정시 신고한 주기로 셀을 발생시킨다 하여도 셀 지연변이가 일어나 셀이 전송주기가 변화될 수 있다는 것을 의미한다.

셀 지연변이로 연속되는 셀 사이의 간격이 좁아지는 경우 이는 협약된 최대비트율을 위반하는 결과가 되어 협약된 파라미터에 순응하는 셀에 대한 폐기율이 높아지는 결과를 초래하게 되어 요구하는 서비스 질을 보장할 수 없게 된다. 따라서 입력 트래픽의 셀 스트림 구조를 적절히 변화시킬 수 있는 셀 스페이싱



TRT : Theoretical Re-emission Time
LRT : Last Re-emission Time
ART : Actual Re-emission Time

그림 2. Virtual Scheduling 알고리즘
Fig. 2. Virtual Scheduling algorithm

기능을 가진 사용 파라미터 제어 알고리즘이 필요하게 되었다.

그림 2에 셀 지연 변이(CDV)를 고려한 VSA(Virtual Scheduling Algorithm)을 나타내었다. T는 호 설정시 망과 사용자 사이에 협약된 셀간 최소 전송간격을 의미하고 τ는 셀 지연 변이의 영향을 고려하기 위해 도입된 허용 오차이다.

2.3 Exponentially Weighted Moving Average

EWMA 메카니즘은 JW 메카니즘과 같이 고정된 연속간격 윈도우를 사용한다. 차이점은 i번째 윈도우 N_i에서 허용되는 최대셀수는 시간 간격 N당 허용되는 평균셀수와 이전 윈도우 간격(X_i)에서 허용된 셀수의 지수적 가중합의 함수로 나타낸다. 여기서 N_i는,

$$N_i = \frac{N - \gamma S_{i-1}}{1-\gamma} \quad 0 \le \gamma < 1 \tag{1}$$

$$S_{i-1} = (1-\gamma)X_{i-1} + \gamma S_{i-2} \tag{2}$$

(1), (2) 식은 (3)식으로 표현 가능하다.

$$N_i = \frac{N - (1-\gamma)(\gamma X_{i-1} + \cdots + \gamma^{i-1} X_i) - \gamma^{i+1} S_0}{1-\gamma} \tag{3}$$

여기서, S_0는 EWMA 측정의 초기값이다.

인자 γ는 트래픽의 버스트 특성에 대한 알고리즘의 융통성을 조절하며 만약 $\gamma=0$이면 N은 일정하게 되어 JW 메카니즘과 동일하게 된다. γ 값이 0 보다 크면 변화가 많은 소스 특성을 더 많이 허용한다. N_i의 계산은 특정한 γ값을 효율적이게 하지만 메카니즘의 구현 복잡성이 이전 메카니즘보다 약간 증가하게 된다. EWMA 메카니즘은 비교를 위해 사건대사건(event-by-event) 시뮬레이션 기법을 사용하여 평가할 수 있다[5].

2.4 Leaky Bucket

현재까지의 UPC 기법중 트래픽의 최대비트율 제어에는 비교적 우수한 성능을 제공하지만 평균비트율 제어에는 성능이 둔감한 것으로 평가되고 있는 Leaky Bucket 알고리즘의 기본적인 개념은 셀 입력이 있을 때마다 계수기 값을 하나씩 증가시켜 사용 파라미터를 감시한다. 또한 계수기는 입력셀과는 독립적으로 일정한 리크율(Leaky rate)로 계수기 값을

www.dbpia.co.kr

감소시키고 리크율은 제어 대상 트래픽의 평균비트율, 최대비트율 등을 고려하여 결정한다. 만일 입력비트율이 계수기의 리크율을 넘어설 때에는 계수기 값은 계속 증가하게 되고 계수기 값이 한계값에 도달하게 되면 그 다음에 입력되는 셀들은 계수기 값이 다시 한계값 이하로 떨어질 때까지 모두 폐기되게 된다.

한편, LB 방법에 의해 수행되는 UPC가 설립된 VP/VC에 대해 서비스품질(QoS)을 보장하지 못한다는 연구 결과도 보고되고 있으며 CDV의 영향에 의해 폴리싱(policing)의 정확도가 떨어지는 문제점을 내포하고 있는 것으로 알려져 있다[7].

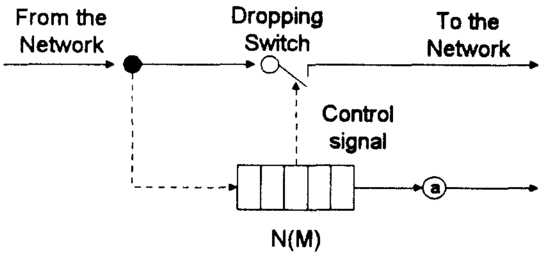


그림 3. Leaky Bucket 메카니즘
Fig. 3. Leaky Bucket mechanism

이를 보상하기 위한 방향으로 제시된 알고리즘이 VLB(Virtual Leaky Bucket) 알고리즘이다. 이것은 폴리싱과 스무딩(Smoothing) 기능을 제공하는 것으로 LB 뒷단에 스페이서(Spacer)를 두어 강제적으로 셀간격을 유지시키고 토큰 풀(Pool)을 Red와 Green 두 종류로 나누었다. Green 토큰은 LB와 같이 최대비트율 감시를 위하여 사용되고, Green 토큰이 없는 경우에는 Red 토큰이 있는 경우에 UPC를 위반한 셀임을 표시하고 망내로 유입시킨다. 이 방식에서는 Red 토큰 풀을 어떻게 생성하는가에 따라 실제 평균비트율을 보장하게 되며, 본 논문의 경우에는 이를 해결하기 위하여 JW 메카니즘을 채용하였다.

2.5 Jumping Window

고정된 시간간격(윈도우) T내에 도착하는 수용 가능한 셀 수를 카운트하는 알고리즘으로 각각의 윈도우 T 당 N개의 셀이 허용되고 이전의 윈도우가 끝나면 새로운 윈도우가 즉시 시작된다. 계수기 값은 각 윈도우 시작 초기에 0으로 리셋된다. 만약 계수기 값이 N과 같아지면 이후에 도착하는 셀들은 새로운 윈도우가 시작될 때까지 폐기되거나 표시되게 된다.

E. P. Rathgeb는 JW 메카니즘은 감시기능의 엄격성과 큰 계수기 한계값을 필요로 하기 때문에 요구되는 서비스품질을 보장하지 못하고 위반을 신속하게 검출해 내지 못한다는 단점을 지적하였다[5]. 그림 4에 윈도우 시간 T=8 이고 N=3일 때의 JW 알고리즘의 감시 기능을 나타내었다.

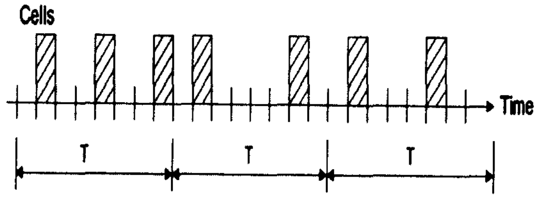


그림 4. Jumping Window 메카니즘 (T=8, N=3)
Fig. 4. Jumping Window mechanism

Ⅲ. 제안 UPC 알고리즘

3.1 기존 UPC 알고리즘의 문제점

Leaky Bucket 알고리즘은 최대비트율 제어에는 비교적 우수한 성능을 제공하지만 평균비트율 제어에는 효과적이지 못한 것으로 평가되고 있다. LB에서 최대비트율 제어는 토큰 발생율의 조절로 가능하나 평균비트율은 일정한 측정 알고리즘을 필요로 하게 된다. 평균비트율을 측정하기 위해 요구되는 측정시간은 고속의 ATM 망에서는 측정기간 중에 접속이 종료되거나 이미 망이 폭주 상태에 빠지게 되는 등의 여러 가지 문제점이 발생하게 된다.

LB 알고리즘에서 셀손실율을 줄이기 위해서는 계수기 한계치 N을 올려 주어야 한다. 그러나 이 경우 10^{-5}의 셀손실율을 얻기 위해서 10^5 이상의 셀 버퍼나 계수기 한계치가 필요하며 실제 ATM이 요구하는 10^{-9} 이상의 셀손실율을 얻기 위해서는 비현실적인 버퍼수나 계수기 한계치로 인하여 실제적 구현이 어려워지게 된다. 또한 큰 계수기 한계치로 인한 긴 측정시간은 협약한 파라미터를 위반하는 트래픽에 매우 느린 반응을 보이게 되어 망을 폭주 상태에 빠트릴 수 있게 된다[3]. Leaky Bucket은 JW나 MW 등과

www.dbpia.co.kr

같이 윈도우를 가지는 알고리즘에 비하여 우수한 성능을 보임에도 불구하고 위에 언급한 문제로 인하여 평균비트율 제어에는 적합치 못한 것으로 평가되어지고 있다. 한편, LB 알고리즘은 감시의 엄격성 때문에 유용한 정보를 폐기시키게 되는 단점이 있는 것으로 보고되고 있다. N. Yamanaka 등의 시뮬레이션 결과에 따르면 LB 알고리즘에 의해 허용되는 가장 버스티한 트래픽 패턴을 사용한 전통적 대역폭 할당 방법은 설립된 VP/VC에 대해 서비스품질을 보장하지 못하는 것으로 나타났다[7].

K. Shimokoshi에 의하면 LB 알고리즘은 CDV에 의하여 셀 도착 과정이 왜곡되면 정확도가 떨어지게 된다. 이는 LB 알고리즘의 원리가 연속된 셀의 도착 간격을 감시하는 것에 기인한다[2].

Jumping Window와 같이 윈도우를 사용하는 감시 메카니즘은 윈도우 간격보다 더 긴 진동을 허용하지 못하는 단점을 가지고 있으며 간격제어기를 가지는 VSA의 경우 도착하는 셀의 간격을 기반으로 사용 파라미터 제어를 행하기 때문에 최대비트율 제어에는 적합하지만 일정시간 동안의 입력 비트율을 계산해야 하는 평균비트율 제어에는 적합하지 않다.

3.2 제안 알고리즘

본 논문에서 제안하는 알고리즘은 LB 알고리즘에 평균비트율을 측정하는 알고리즘을 추가한 구조를 가지며 요구되는 버킷의 크기를 줄이는데 촛점을 두었고 LB 알고리즘 단독으로 사용될 경우 평균비트율을 위반하는 트래픽에 대한 제어가 곤란한 점을 보완하도록 하였다.

3.2.1 알고리즘의 개념도

셀 들은 일정한 리크율로 발생하는 토큰들이 버킷에 남아 있는 동안에만 망으로 전송되고 버킷에 남아 있는 토큰이 없는 경우에는 표시되게 된다. LB를 통과한 셀들은 평균비트율 관측기를 지나 망으로 전송되게 되고, LB에 의해 표시된 셀들은 망으로 전송되는 셀율이 평균비트율을 초과하지 않는 한 망으로 전송된다. 평균비트율 관측기에서는 일정 윈도우 기간 동안 지나간 셀 수를 계측하여 평균비트율을 위반하지 않고 있다면 LB 메카니즘에 의해 표시된 셀들에 대해 확인신호를 보낸다. 표시된 셀은 평균비트율 관측기에서 확인신호가 있는 경우에만 다시 망으로 전송되고 그렇지 않으면 폐기되게 된다. 이렇게 함으로써 VLB에서 Red 토큰을 위한 별도의 패킷을 준비하지 않아도 된다.

일반적으로 협약된 파라미터를 위반하는 셀을 즉시 폐기시키지 않고 일단 표시만 하는 알고리즘은 표시된 셀을 보관할 버퍼를 별도로 필요로 하게 되어 더 많은 메모리를 요구하게 된다. 그러나 제안 알고리즘에서는 셀이 협약된 파라미터를 위반하여 표시되는 동시에 확인신호의 유무에 따라 폐기 또는 재전송되므로 별도의 메모리를 요구하지 않아도 되도록 하였다. 이렇게 함으로써 VLB에서 Red 토큰을 위한 별도의 버킷을 준비하지 않아도 된다.

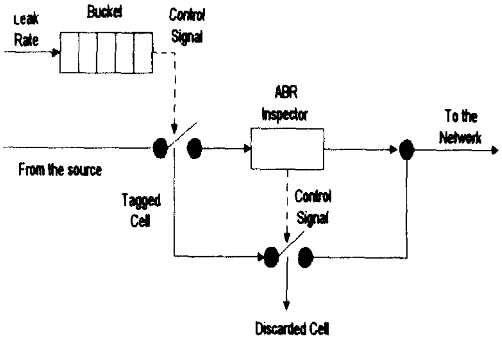


그림 5. 제안 알고리즘 구조도
Fig. 5. Structure of the proposed algorithm

여기에서 평균비트율 관측기는 JW 알고리즘을 사용한다. 즉, 일정한 윈도우 기간을 설정하여 그 기간 동안에 통과된 셀 수를 측정하여 통과된 비트율을 계산한 후 설정된 평균비트율과 비교하여 현재의 망이 평균비트율을 위반하고 있는지 여부를 판단한다. 이러한 알고리즘은 버킷 크기의 한계로 인하여 무조건 폐기되는 순응셀들에 대한 Type-I 에러에 의해 발생되는 셀손실율을 줄일 수 있다.

그리고, 평균비트율 관측기는 JW 알고리즘을 사용하므로 일정한 윈도우 기간동안 지나간 셀의 평균수를 계산한다. 측정하는 윈도우 기간이 짧을수록 트래픽에 대해 빠른 반응을 보이는 것이 사실이지만 그만큼 계산 부담이 늘어나게 된다. 1개의 윈도우 기간

www.dbpia.co.kr

동안 지나간 셀의 평균 갯수가 설정된 윈도우의 셀 허용 한계값보다 크면 평균비트율을 위반한 것으로 간주한다. 하나의 윈도우 기간은 평균 버스트 기간 T_B와 평균 침묵 기간 T_S의 합이며 본 시뮬레이션에서는 적절한 윈도우 기간동안의 셀 수를 측정하여 평균 비트율 위반 여부를 판단하도록 하고, 본 알고리즘에서는 1개의 윈도우 기간내의 최대 셀 허용값을 평균 비트율로 하였다.

Ⅳ. 시뮬레이션 및 결과분석

4.1 시뮬레이션 환경

본 논문에서 실시한 시뮬레이션은 셀 발생의 어려움으로 실제 ATM 에서 요구되는 셀손실율 10^{-9}까지 실시하지 못하고 10^{-5}의 셀손실율을 얻을 때까지만 실시하였으며, C 언어와 SMPL 라이브러리를 활용하여 SUN Workstation 상에서 시뮬레이션 하였다.

4.1.1 트래픽 소스 모델

본 논문에서는 트래픽 소스 모델로 그림 6과 같은 ON/OFF 모델을 사용하였다. UPC 알고리즘의 성능 분석을 위해 사용되는 트래픽 소스 모델은 ON 상태에서는 최대셀율로 트래픽을 발생시키고 OFF 상태에서는 트래픽을 발생시키지 않는 ON/OFF 모델과 대용량 트래픽 소스의 다중화에 적용되는 FOMP (First Order Markov Process) 및 LAN 트래픽 소스에 적용되는 포아송처리(Poisson Process) 모델이 있으나 정지영상, 패킷화된 음성, 전화원(telephone source) 등 실제 트래픽과 유사한 성질을 가지고 있는 ON/OFF 모델을 사용하였다. 버스트 구간 및 침묵 구간은 지수분포를 가지는것으로 가정하고 필요한 파라미터를 정의한다. 그림에서 Δ는 셀간 도착간격이며 E[x]는 평균 버스트 기간 동안의 평균 셀수이다.

최대비트율 : p　　평균 버스트 구간 : h
평균 침묵 구간 : k　평균비트율 : m=h*p/h+k
버스트성 : b = (h+k)/h = p/m

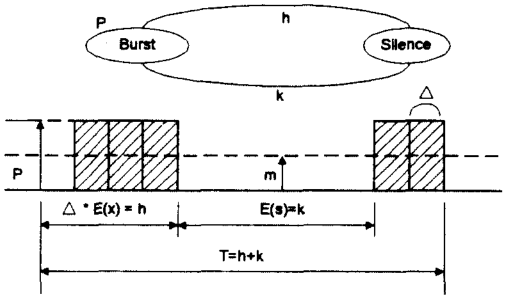


그림 6. ON/OFF 트래픽 소스 모델
Fig. 6. ON/OFF traffic source model

4.1.2 트래픽 파라미터

시뮬레이션에서 사용한 트래픽 파라미터는 표 1와 같이 대부분의 문헌에서 적용하는 값을 이용하였다.

표 1. 트래픽 인자
Table 1. Traffic Parameter

트래픽 인자	패킷화된 음성원
최대 비트율	32.0 Kbps
평균 비트율	11.2 Kbps
평균 버스트 구조	0.353 sec
평균 침묵 구간	0.650 sec

4.1.3 성능 평가 기준

시뮬레이션은 기존 LB 방법을 기준으로 하여 제안 알고리즘의 성능을 비교 평가하도록 하며 패킷화된 음성원 트래픽에 대한 셀손실율 저하 및 버킷 감소량에 대한 성능의 비교 분석을 실시하였다.

4.2 시뮬레이션 모델 및 방법

제안 알고리즘과의 성능 비교 평가를 위해서 간단한 큐잉 시뮬레이션 모델을 도입하였다. 큐잉 서비스 원칙은 FIFO(First-In, First-Out)로 가정하였으며 셀 도착 및 서비스 시간 프로세스의 용이한 구현을 위해 SMPL 라이브러리를 활용하였다[10].

4.2.1 시뮬레이션 모델

시뮬레이션에 사용할 단일 서버 큐잉 시스템을 그림 7에 나타내었다. 본 논문에서는 큐잉 모델은 G/D/1/m 지연 손실 시스템 모델을 사용하였다. 이 모델은 결정서비스시간(D), m개의 대기 장소를 가진 유한 큐, 일반적인 도착처리(G)의 특성을 가진 단일 큐 시스템으로 구성된다.

www.dbpia.co.kr

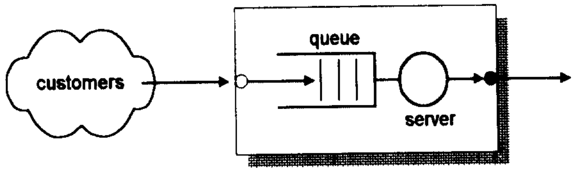


그림 7. 단일 서버 queueing system
Fig. 7. Single srver queueing system

4.2.2 시뮬레이션 알고리즘

본 논문에서 제안하는 알고리즘의 개념도는 그림 8에 나타내었다. 본 알고리즘에서는 JW의 주기마다 통과셀수를 리셋 하는 기능을 두어 윈도우 구간의 평균 셀 전송을 가능하게 하였다.

셀이 도착되면 먼저 버퍼가 가득차게 되었는 가를 점검하고 가득차게되면 셀을 버린다. 그렇지 않으면 JW의 통과 셀 수를 1 증가시킨다. 이렇게 함으로써 간단하게 JW 관리를 가능하게 한다.

두 번째 단계는 LB 토큰의 존재 여부를 검사하여 있으면 망측으로 전송한다. LB 토큰이 없는 경우에는 셀손실율을 줄이기 위하여 통과셀 수가 JW 계수보다 작은가를 검사하여 작으면 망측으로 전송한다. 그렇지 않으면 셀을 폐기한다.

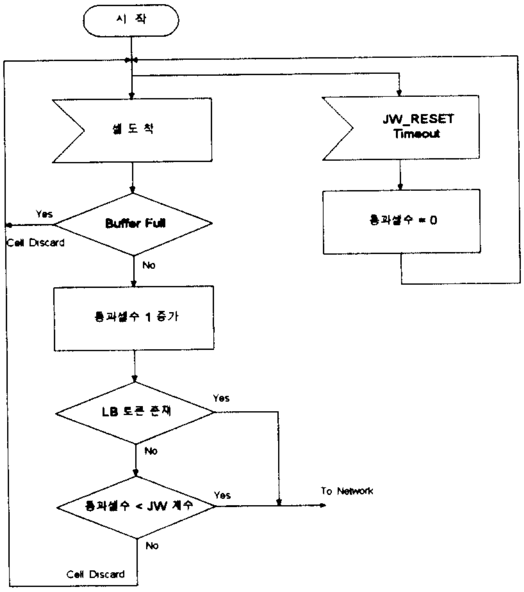


그림 8. 시뮬레이션 알고리즘
Fig. 8. Simulation algorithm

4.3 시뮬레이션 및 결과 분석

성능 평가 시뮬레이션을 위하여 평균비트율을 위반하는 트래픽을 생성시키는 것이 필요한데 협약된 최대비트율을 준수하면서 평균비트율을 위반하는 트래픽은 평균 버스트 시간을 늘려서 만든다.

4.3.1 셀 손실율 평가

그림 9에 계수기 한계값이 300일 때의 Leaky Bucket 알고리즘과 제안 모델의 셀손실율을 나타내었다.

제안 알고리즘에서 평균비트율을 측정하기 위해서는 일정한 시간 간격(윈도우) 동안 망으로 전송되는 셀 수를 측정하는 메카니즘이 필요하게 된다. 윈도우는 한번의 측정이 완료되면 즉시 다음의 측정에 돌입하게 된다. 따라서 윈도우 간격 설정에 따라 반응시간이 결정되며 본 연구에서는 평균 버스트 구간과 침묵구간의 100배로 하였다. 평균비트율 측정기에서 현재의 망이 평균비트율을 위반하지 않고 있다면 최대비트율을 위반하여 표시된 셀을 망내로 전송하게 된다.

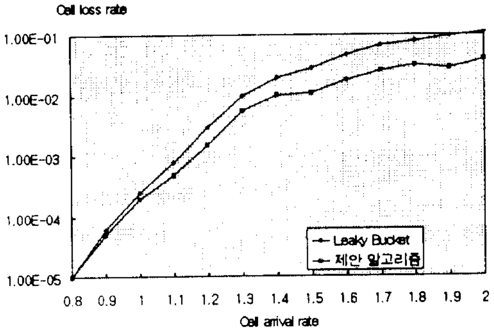


그림 9. 계수기 한계값이 300일때의 셀 손실율
Fig. 9. Cell loss Rate (Bs = 300)

그림 9에 계수기 한계값이 300으로 가정했을 경우의 셀손실율 시뮬레이션 결과를 나타내었다. 셀 도착률이 0.8에서는 제안 알고리즘과 LB 알고리즘간의 셀 손실율의 차이는 없는 결과를 얻었지만, 0.9와 1.0 사이에서 셀 손실율을 측정한 결과 제안 알고리즘이 LB 알고리즘보다 20 퍼센트 정도 감소되었고 1.1과 1.3 사이는 40 퍼센트 정도 감소되는 결과를 얻었다. 또한 1.4 이상에서는 셀 손실율이 50 퍼센트 이상 감소되었다. 그리고 계수기 한계값이 1000으로 상향 조

www.dbpia.co.kr

정되었을 경우의 실험에서는 계수기 한계값이 작을 때 보다 초기 셀도착률에서는 셀손실율이 증가하나 셀도착률이 증가함에 따라 LB 및 VLB 알고리즘보다 셀손실율이 낮아지고 있음을 보이고 있다.

셀손실율 시뮬레이션 결과에서 나타나는 기존 LB 알고리즘과 제안 알고리즘의 성능 차이를 형성하는 셀들은 기존 LB 알고리즘에서는 위반 트래픽으로 간주되는 셀 들이다.

VLB 알고리즘과 본 알고리즘간의 차이는 VLB 알고리즘엔 스페이서(Spacer)로 인해 버퍼의 여유공간이 없을 경우에 셀 폐기가 있고, Red 토큰의 고갈로 인한 셀 폐기가 생겨 셀손실율이 증가한다.

표 2. 도착셀율에 따른 셀손실율 비
Table 2. Ratio of cell loss rate

계수기 한계값	셀 도착율	셀손실율 비 (LB = 1.0)
100	1.1	0.476
	1.5	0.457
	1.9	0.346
300	1.1	0.554
	1.5	0.507
	1.9	0.414
500	1.1	0.561
	1.5	0.552
	1.9	0.471
1000	1.1	1.000
	1.5	0.757
	1.9	0.669

표 2에 셀도착률에 대한 기존의 LB 알고리즘과 제안 알고리즘의 셀손실율 비를 나타내었다. 기존 LB 알고리즘의 셀손실율을 1.0으로 한 경우에 제안 알고리즘은 계수기 한계값이 100일 때 약 절반 정도로 셀손실율이 떨어졌으며, 계수기 한계값이 1000이고 셀도착률이 1.1인 경우 제안 알고리즘의 셀손실율이 기존 알고리즘과 동일하다. 셀손실율 비는 계수기 한계값이 작을수록 제안 알고리즘이 더욱 큰 효과를 나타내었으며, 셀도착률이 높을수록 셀손실율 비가 낮음을 알 수 있다.

4.3.2 Bucket size에 대한 평가

Leaky Bucket과 Jumping Window기법을 복합적으로 적용한 제안 알고리즘에서 셀손실율을 도착셀율 1.0을 기준으로 하였을 경우의 셀손실율로 저하시키기 위해서 필요한 Bucket 크기를 기존 LB 방법과 비교하여, 계수기 한계값을 300으로 설정하여 시뮬레이션한 결과를 그림 10에 나타내었다. 셀 도착률 1.0 이하에서는 추가로 요구되는 버킷이 없으므로 고려하지 않고, 셀 도착률이 1.3까지는 제안 알고리즘에서 추가로 요구되는 버킷의 크기는 LB 알고리즘보다 20 퍼센트 이하로 감소되는 결과를 얻었다. 셀 도착률이 1.4 이상의 경우에 대한 실험에서는 LB 알고리즘보다 50 퍼센트 이상 감소되었다. 그리고 기존의 LB 알고리즘이 77,000개의 버킷을 추가로 요구하고 VLB 알고리즘이 55,000개의 버킷을 추가로 요구하는 반면에 제안 알고리즘은 32,000개의 버킷만을 추가로 필요로 하였다. 계수기 한계값을 100으로 하였을 경우, 셀도착률 1.9에서 추가로 요구되는 버킷을 3배 이하로 줄일 수 있었다.

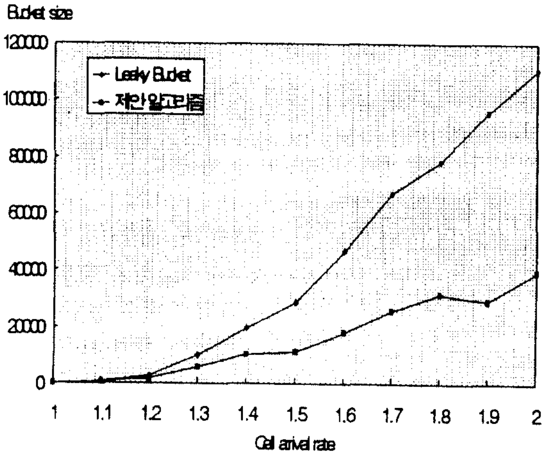


그림 10. 동일 셀손실율 하의 추가 요구 버킷 (계수기 = 300)
Fig. 10. Required Bucket size(Bs = 300)

이상의 시뮬레이션 결과에 의해 제안 알고리즘이 기존의 LB 및 VLB 알고리즘보다 동일한 셀손실율 하에서 요구되는 메모리의 크기를 50 퍼센트 이상 줄일 수 있음을 알 수 있었다.

LB 및 VLB 알고리즘과 제안 알고리즘과의 중요한

www.dbpia.co.kr

차이점은 평균비트율의 감시 여부와 셀 폐기 알고리즘에 있다. 이러한 알고리즘 차이는 Type-I 에러의 발생을 줄일 수 있으며 이는 요구 버킷 크기의 감소로 이어지게 된다.

V. 결 론

ATM 망에서는 다양한 특성의 트래픽 소스 및 연결 형태에 대하여 요구되는 서비스품질을 보장하기 위해서 폭주상태를 사전에 예방하거나 폭주상태를 신속하게 회복하기 위한 효율적인 트래픽 제어 기술이 요구된다.

ATM 망에서의 폭주 상태를 방지하기 위한 트래픽 제어 기법의 하나인 사용 파라미터 제어 기법중 Leaky Bucket 알고리즘의 성능 개선에 대하여 검토하였다. 기존의 사용 파라미터 제어 기법중 가장 효율적인 것으로 ATM 망에서의 트래픽 제어 방식은 크게 반응 제어와 예방 제어로 나눌 수 있다. 반응 제어는 폭주 발생을 인식하면 그에 대한 반응 조치를 취하는 방식으로서 ATM 망은 전송 속도가 155Mbps 이상의 고속이기 때문에 이 방법은 큰 효율을 거둘 수 없으므로 가급적 망이 폭주 상태에 빠지는 것을 예방할 수 있는 예방 제어 방식을 권고하고 있다. ITU-TS의 권고안 I.371은 폭주 예방 기능으로 호 수락 제어, 사용 파라메터 제어, 자원 관리, 우선 순위제어 및 트래핑 쉐이핑 기능을 정의하였으며, 폭주 회복 기능으로 선택적 셀 폐기 및 EFCI를 정의하고 있다.

본 논문에서는 Leaky Bucket를 사용하여 최대비트율을 위반한 셀을 표시한 후, 만약 망으로 전송된 셀들의 평균비트율을 측정하여 협약율 이하라면 표시된 셀들을 망으로 재전송하는 새로운 알고리즘을 제안한다.

기존의 Leaky Bucket 알고리즘이 최대비트율 제어에는 우수한 성능을 보이지만 버스티한 트래픽의 평균비트율 제어에는 효과적이지 못한 것으로 평가되고 있다. 제안한 알고리즘은 Window에 기반한 다른 UPC 알고리즘(JW)의 원리를 이용하여 평균비트율을 측정하고, 현재의 망이 평균비트율을 위반하지 않는 한 LB 메카니즘에 의해 위반셀로 판단된 셀들을 망으로 재전송함으로 인해 셀손실율을 줄이도록 하였으며 동시에 계수기 한계값을 줄일 수 있도록 하였다. 이는 망의 폭주 상태에 영향을 미치는 파라미터가 순간적인 최대비트율과 함께 장기적인 평균비트율도 중요하다고 판단되기 때문이다.

VLB의 경우 셀 스페이서 및 Red 토큰을 써서 CDV를 유지하는 셀 스페이싱에 중점을 둔 반면에 본 방식은 LAN 트래픽과 같은 CDV의 변화에는 둔감하나 손실에는 민감한 최대 허용 트래픽 제어가 필요한 ABR(Available Bit Rate) 트래픽 제어에 적합한 알고리즘이다. 따라서 본 방식은 VLB에 비해 셀손실율이 낮은 특성을 가진다.

제안 알고리즘의 시뮬레이션은 셀 도착 및 서비스 과정을 모델링 하기 위하여 SMPL 라이브러리를 활용하여 SUN Workstation 상에서 실시하였다. 시뮬레이션 결과, 기존의 Leaky Bucket 알고리즘에 비해 요구되는 버킷의 크기를 줄일 수 있음을 보였으며 상당한 셀손실율의 저하를 나타내었다.

향후 연구 과제로는 기존의 Leaky Bucket 방법과 비교하면 평균비트율 측정을 위하여 알고리즘 복잡성이 다소 증가하게 되어 처리 시간이 지연되는 문제점이 있으며, 평균비트율을 측정하는 적절한 기간 설정에 관한 연구도 계속되어야 할 것이다.

참 고 문 헌

1. 강상혁, "ATM 트래픽 제어기술", 전자 공학회지, Vol. 19, No. 8, pp. 659-671, Aug. 1992.
2. K. Shimokoshi, "Evaluation of policing mechanism for ATM networks", IEICE Trans. Commun., Vol. E76-B, No. 10, pp. 1341-1351, Nov. 1993.
3. M. Butto, E. Cavallero, A. Tonietti, "Effectiveness of the Leaky Bucket Policing Mechanism in ATM Networks", IEEE Journal of Selected Areas in Communications, Vol. 9, No. 3, pp. 335-342, Apr. 1991.
4. B. Lague, C. Rosenberg, F. Guillemin, "A Generation of Some Policing Mechanism", INFOCOM '92, IEEE, 1992.
5. E. P. Rathgeb, "Modeling and Performance Comparison of Policing Mechanisms for ATM Networks", IEEE Journal of Selected Areas in Communications, Vol. 9, No. 3, pp. 325-334, Apr. 1991.

www.dbpia.co.kr

6. F. Guillemin, A. Dupuis, "A basic requirement for the policing function in ATM networks", Computer Networks and ISDN Systems, No. 24, pp. 311-320, 1992.
7. N. Yamanaka, Y. Sato and K. Sato., "Performance Limitation of Leaky Bucket Algorithm for Usage Parameter Control and Bandwidth Allocation Methods", IEICE Trans. Commun., Vol. E75-B, No. 2, pp. 82-86, Feb. 1992.
8. H. Hemmer, P. T. Hwth, "Evaluation of Policing Functions in ATM Networks", Queueing, Performance and Control in ATM(ITC-13), 1991.
9. 이기봉, "A Study on Traffic Control in B-ISDN (ATM Networks)", 한국통신 학회지, Vol. 20, No. 3, pp. 569-580, May. 1995.
10. M. H. MacDougall, "Simulating Computer Systems (Techniques and Tools)", The MIT Press, 1987.
11. N. Yamanaka, Y. Sato and K. Sato., "Usage Parameter Control and Bandwidth Allocation Methods Considering Cell Delay Variation in ATM Networks", IEICE Trans Commun. Vol. E76-B, No. 3, pp. 270-278, Mar. 1993.
12. J. W. Roberts, "Traffic control in the B-ISDN", Computer Networks and ISDN Systems 25, pp. 1055-1064, 1993.
13. P. Castelli, E. Cavallero, A. Tonietti, "Policing and Call Admission Problems in ATM Networks", Teletraffic and Datatraffic in a Period of Change, ITC-13, pp. 847-852, 1991.

심 영 진(Young Jin Sim) 정회원
1952년 9월 5일생
1980년~1983년 12월 : 한국전자통신연구소 전임연구원
1984년 1월~현재 : 한국통신 연구개발원 통신망연구소 책임연구원
1984년 1월~1985년 12월 : 신호방식(CCITT R2, CCITT No.7 등) 연구
1986년 1월~1989년 12월 : 장거리회선감시제어 시스템(TLMOS) 개발책임자
1989년 1월~1992년 11월 : 협대역 ISDN 연구개발(실장) HAN/B-ISDN 프로젝트 기획
1992년 11월~1996년 3월 : 통신망연구소 연구기획실장 겸 광대역시험망연구실장
1996년 3월~현재 : 한국통신 기획조정실 중장기기획팀장(국장)
※주관심분야 : B-ISDN Network Planning, 초고속정보통신 서비스 및 멀티미디어 통신 서비스, B-ISDN 성능 및 품질 평가 기술

박 성 곤(Sung Gon Park)정회원
1954년 12월 13일생
1980년 : 광운대학교 전자공학과(공학사)
1984년 : 한양대학교 대학원(공학석사)
1986년~1991년 : 경북전문대학 전자계산과 조교수
1991년~현재 : 원주전문대학 전산정보처리과 부교수
※주관심 분야 : ATM망 트래픽 제어, 멀티미디어 통신 서비스

조 용 환(Yong Hwan Cho)정회원
1950년 12월 19일생
1989년 9월 : 고려대학교 대학원 통계학과(이학박사)
1978년 3월~1981년 10월 : 한국전자통신연구소 통신망계획실 선임연구원
1982년 3월~현재 : 충북대학교 컴퓨터공학과 교수
1991년 6월~1992년 8월 : 미국 Nevada 주립대학교(UNLV), 전기 및 컴퓨터공학과 교환교수
1993년 11월~현재 : 한국통신학회 이사, 충북지부장
1996년 3월~1996년 6월 : APII Test-bed Forum 운영위원회 홍보/출판분과 위원장
1997년 1월~현재 : 정보통신부 정보통신 번호체계 개선 전담반 위원
※주관심분야 : 트래픽 엔지니어링, ATM망 트래픽 제어, 번호계획

www.dbpia.co.kr