

피드백 지연의 가상적 단축을 이용한 전송률 할당 알고리즘 연구**

송 주 석*

A Rate Allocation Algorithm with Virtually Reduced Feedback Delay

Joo-Seok Song*

요 약

본 논문에서는 ATM(Asynchronous Transfer Mode) 망의 ABR(Available Bit-Rate) 서비스를 위한 폭주 제어 기법 내에서 사용되는 스위치 알고리즘을 제안한다. 이 알고리즘은 명시적 전송률 할당 알고리즘으로서 셀의 전송 경로 중 피드백 지연 시간을 가상적으로 단축하여 왕복 지연이 큰 망 환경에서 셀 손실을 줄일 수 있다. 제안된 알고리즘이 낮은 셀 손실율을 보장하는 동시에 링크의 공정성과 효율성을 유지한다는 것을 시뮬레이션을 통하여 보인다.

Abstract

In this paper we propose an explicit rate allocation algorithm for ATM(Asynchronous Transfer Mode) Networks using the available bit rate(ABR) class of service and study the performance of this algorithm. We examine the behavior of ABR traffic with the suggested algorithm, and demonstrate that the algorithm is fair and maintains network efficiency with low cell loss rate. The simulation results show substantial improvements in fairness and efficiency over the existing algorithms.

1. 서 론

ATM(Asynchronous Transfer Mode)에 기

반한 광대역 패킷 망이 등장하면서, 단일 통신 망 내에 다양한 특성을 갖는 트래픽들을 통합 할 수 있는 방법을 제공하게 되었다. ATM 망

* 연세대학교 컴퓨터과학과

** 이 연구는 1993년도 LG 연암재단의 학술 연구비 지원으로 이루어졌습니다.

내에는 다양한 종류의 서비스 응용들을 가능하게 하기 위한 몇 가지 서비스 등급들이 정의되어 있는데, 이중 ABR(Available Bit-Rate)은 최소한의 대역폭 제한만을 요구하는 서비스 응용들을 위해 정의된 서비스 등급이다. ABR 서비스를 이용하는 트래픽들은 망의 수용력에 자신의 순간 전송률을 계속 적용시키면서 가용 대역폭을 최대한 사용하게 된다. 따라서 ABR 트래픽이 폭주 상태를 초래하지 않으면서 망의 가용 대역폭을 가능한 한 많이 활용하도록 하면서 동시에 링크를 공유하는 연결들이 가용 대역폭을 공평하게 분배받을 수 있도록 하기 위해서는 ABR 서비스를 위한 효과적인 폭주 제어 기법이 필수적이다. ATM 포럼의 트래픽 관리 위원회(Traffic Management Committee)는 최근 이러한 목적에 적합한 폭주 제어 기법으로 전송률 기반 폭주 제어 기법을 선택한 바 있다^[1].

ATM 포럼의 폭주 제어 기법 중 명시적 전송률 선택 사항에 의하면 모든 트래픽의 전송원들은 정기적으로 RM(Resource Management) 셀을 전송하여 해당 연결의 현재 전송률과 요구 전송률을 표시한다. 이 RM 셀이 통과하는 경로 위에 있는 모든 스위치들은 자신이 그 연결에 할당해 줄 수 있는 대역폭을 계산하여 RM 셀의 요구 전송률 필드를 수정할 수 있다. 수신지에 도달한 RM 셀은 바로 전송원으로 반환되며 전송원은 RM 셀에 포함된 정보를 근거로 새로운 전송률을 설정하게 된다. 이때 RM 셀을 수신할 때마다 각 스위치들은 할당 가능한 공평한 몫(fair share)을 계산하는 알고리즘을 필요로 한다. 이 알고리즘은 현재의 가용 대역폭과 다른 연결들에 대한 할당된 전송률을 고려하여 해당 연결의 새로운 전송률을 공평하게 산출할 수 있어야 한다. 패킷 망을 위한 이러한 알고리즘이 Charny에 의해 제안되었

다^[2]. Charny는 이 알고리즘에 의하여 전송률을 할당했을 때 그 결과가 최대-최소 공정성(max-min fairness)의 기준에 수렴함을 보였다. 그러나 이 알고리즘은 RM 셀을 수신할 때마다 스위치를 통과하는 모든 연결의 상태를 하나씩 조사하므로, 연결의 개수 N 에 대하여 시간 복잡도가 최대 $\Theta(N)$ 까지 이르는 단점을 갖는다. 바로 이러한 문제점 때문에 수많은 가상 채널을 지원하는 ATM 스위치에 Charny의 알고리즘을 그대로 적용하기에는 무리가 있다.

본 논문에서는 Charny의 알고리즘을 ATM 스위치의 특성에 맞게 수정하여 수행 시간이 가상 채널의 개수에 무관한 성능을 갖는 전송률 할당 알고리즘을 제안한다. 이 알고리즘은 스위치를 통과하는 모든 연결에 대한 정보는 미리 집합의 형태로 유지하면서 전송률 할당 계산에서 이를 이용하는 것으로, 이러한 종류의 알고리즘은 이미 Kalampoukas와 Varma에 의해 제안된 바 있다^[4]. 그러나 본 논문에서 제안되는 알고리즘은 전방향 RM 셀들에서 얻는 정보들로 늘 최신의 정보를 유지하다가 이 정보의 사용은 역방향 RM 셀이 도달할 때 수행하는 형태로 알고리즘이 동작하기 때문에, 왕복 지연(round-trip delay)이 큰 WAN 환경에서 Kalampoukas의 알고리즘보다 더 좋은 성능을 나타낸다.

2. ABR 서비스를 위한 전송률 기반 폭주 제어 기법

2.1 ATM 계층의 서비스 등급과 ABR 서비스

ATM 포럼에서는 ATM 서비스를 크게 CBR(Constant Bit Rate), VBR(Variable Bit

Rate), ABR(Available Bit Rate) 및 UBR(Unspecified Bit Rate)의 네 가지로 분류하였다. 이들 서비스들의 연결 설정 요구시 명시되는 트래픽 파라미터와 서비스 품질 파라미터들은 다음의 <표 1>에서 보는 바와 같다^[10].

이중 ABR 서비스 클래스는 최소 셀 전송률을 보장하면서 CBR/VBR 트래픽들이 사용하지 않는 링크의 가용 대역폭을 최대한 활용하여 고속 데이터를 전송하기 위한 방식으로, 분산 컴퓨팅, 영상 정보 검색, 고속 화일 전송 및 LAN간 접속 등에 널리 응용될 전망이다. 이러한 고속 데이터 서비스는 매우 버스티하고 버스트의 크기 또한 가변적이면서 예측하기 불가능하다. 또한 셀 지연에는 비교적 덜 민감한 대신 하나의 셀 손실이 수많은 셀의 재전송을 초래하게 되는 특징이 있다.

2.2 전송률 기반 대 크레딧 기반 폭주 제어 기법과 표준화 동향

트래픽 제어는 폭주를 미연에 방지하기 위한 예방 제어와 폭주의 영향을 최대한 줄이면서 신속하게 해소하기 위한 반응 제어로 분류

할 수 있다. 최근 고속 LAN 간의 데이터 트래픽은 매우 버스티하며 최대 전송률이 높고 예측할 수 없는 변화 특성 때문에 연결 수락 제어나 사용 파라미터 제어 등의 예방적인 트래픽 제어만으로는 효과적인 폭주 제어가 어렵다. 또한 데이터 트래픽은 셀 지연에는 덜 민감한 대신 하나의 셀 손실이 수많은 셀의 재전송을 초래하는 특징이 있다.

따라서 이러한 특징의 고속 데이터를 대역폭 예약형 서비스가 사용하고 남은 링크의 가용 대역폭을 최대한 활용하여 전송하기 위한 ABR(Available Bit Rate) 서비스에 관한 연구가 활발히 진행 중이다. ABR 서비스는 최소 셀 전송률에 대한 보장만 하고 링크의 상태에 따라 최대 셀 전송률까지 동적으로 가용 대역폭을 활용하여 트래픽을 전송하는 방식이기 때문에, 셀 손실을 줄이기 위해서는 피드백에 의한 폭주 제어가 요구된다^[10].

ABR 폭주 제어 방식들은 크게 전송률 기반 방식과 크레딧 기반 방식으로 분류할 수 있다. 전송률 기반은 망내의 폭주 상황에 따라 송신 단말기의 전송률을 직접 제어하는 방식인데 반하여 크레딧 기반은 버퍼의 수신 가능한 셀 수

속성 파라미터	ATM 계층 서비스 클래스				
	CBR	Real-time VBR	Nonreal-time VBR	ABR	UBR
CLR	specified			specified	unspecified
CTD	specified			unspecified	unspecified
CDV	specified		unspecified	unspecified	unspecified
PCR,CDVT	specified			specified	specified
SCR,BT	not applicable	specified		not applicable	
MCR	unspecified			specified	not applicable
제어 정보	no			yes	no

<표 1> ATM 포럼의 ATM 계층 서비스의 분류

를 알림으로써 트래픽 흐름을 제어한다. ABR 폭주 제어 방식에 관한 많은 논란 끝에 94년 9월 ATM 포럼 회의에서 EPRCA(Enhanced Proportional Rate Control Algorithm) 방식을 근간으로 하는 전송률 기반의 폭주 제어 방식을 최종 단일안으로 채택하였다^[1].

2.3 ABR 폭주 제어 방식의 비교

ABR 폭주 제어는 링크 단위로 폭주 제어가 수행되며 폭주 지속 기간이 길어지면 역압(backpressure) 효과에 의해 궁극적으로 송신원의 트래픽 흐름이 제어되는 크레딧 기반 방식과, 일반적으로 종단간 폭주 제어가 수행되며 망 내에서의 폭주 상황에 따라 송신원의 전송률을 직접 제어하는 전송률 기반 방식의 두 가지로 분류할 수 있다. 전송률 제어 방식은 폭주 통지 방향에 따라 FECN(Forward Explicit Congestion Notification)과 BECN(Backward Explicit Congestion Notification)으로 나누어진다.

크레딧 기반 방식(Credit-based approach)으로는 Kung이 제안한 FCVC(Flow Controlled Virtual Connections)가 대표적이다^[5]. FCVC는 VC마다 독립적으로 수행되는 링크 단위의 일종의 윈도우 흐름 제어 방식이다. 각 노드는 VC 별 버퍼를 유지하며, 수신 노드는 각 VC의 큐 길이를 감시하고 수신 가능한 셀 수를 표시하는 크레딧을 송신 노드로 주기적으로 전송하고, 송신 노드는 크레딧만큼의 데이터 셀만을 전송하게 된다. 초기 버전의 고정 버퍼 할당 방식은 수많은 VC들이 연결되는 WAN 환경에서 각 노드마다 요구되는 버퍼가 엄청나게 커지는 단점을 가졌고 이러한 문제점은 적응형 FCVC 알고리즘의 적응 버퍼 할당 방식으로 어느 정도 해결되었다. 이 방식에서는

해당 VC의 크레딧 사용률에 따라 각 VC마다 왕복 지연의 일부분에 해당하는 버퍼만을 할당해 주도록 함으로써 버퍼의 크기를 줄이는 데에는 성공했으나 ramp-up 시간의 오버헤드가 따르는 단점이 있다.

전송률 기반 폭주 제어 기법은 트래픽 전송원의 전송률을 직접 제어하겠다는 착안에서 시작되었으며, ABR 서비스의 지원을 위한 폭주 제어 기법으로서 제어 루프를 사용하는 전송률 기반 방식은 Newman에 의해 ATM 포럼에서 최초로 제안되었다^[6]. Newman의 알고리즘에 의하면, 망 내의 혼잡 지점은 역방향 폭주 메시지를 정기적으로 발생시키며, 이는 ATM Resource Management (RM) 셀을 이용하여 전송원에 전달된다. 이러한 기법은 간단하고 경제적이라는 장점을 가지고 있지만, 매우 심각한 폭주 상태 때문에 RM 셀이 망 내에서 분실되었을 경우에는 셀 손실율이 급격히 증가할 수 있다는 단점이 치명적이었다. Newman에 이어 Hluchy와 Yin은 Explicit Forward Congestion Indication(EFCI)라는 단일 비트 폭주 표시자를 순방향 연결에서 ATM 데이터 셀에 포함시켜 전송하는 방법을 제안하였다^[3]. 이후 단일 비트의 피드백을 이용하는 것보다는 허용 가능한 전송률을 수치로 명시하는 방법이 전송원의 전송률을 좀더 빨리 변화시킬 수 있다는 의견이 대두되면서, 1994년에 Fedorkow와 Jain이 스위치가 할당할 수 있는 전송률을 명시적으로 RM셀에 기록하는 EPRCA(Enhanced PRCA)를 제안하였다.

이 기법에서도 단일 비트의 폭주 표시자는 PRCA에서와 마찬가지로 존재하지만 RM 셀에는 명시적 전송 필드가 덧붙여지게 된다. 망 내의 스위치들은 가용 대역폭의 공평몫(fair share)을 계산하여 이를 전송원에게 명시적 전송률로 통지하게 되고 전송원은 정기적으로

RM 셀을 생성하며, 전송원과 수신원 사이의 모든 스위치들은 현 전송률을 감당할 수 없을 경우 이를 줄이도록 요구할 수 있는 권리를 가진다. EPRCA는 기존의 EFCI 비트와 명시적 전송률 모두를 지원하므로 스위치 설계에 유연성이 부여되는 장점이 있다.

ATM 포럼에서는 94년 9월에 상당한 논란 끝에 ABR 트래픽의 폭주 제어 방식으로 EPRCA에 기초한 전송률 기반의 폭주 제어를 최종 단일안으로 채택하였다. 두 방식의 장단점은 다음과 같이 비교가 가능하다.

- **공평성** : 크레딧 방식은 전송률 기반 방식에 비하여 VC 간에 전송 대역폭을 보다 공평하게 나누어 사용하는 것이 가능하다. 그러나 EPRCA는 기존의 전송률 기반 방식과 달리 지능적 마킹을 도입하

여 공평성을 크게 개선하였다.

- **셀 손실** : 전송률 기반 방식은 극단적인 과부하 상태에서는 버퍼 범람에 의한 셀 손실이 발생할 가능성이 있다.
- **VC 단위의 큐잉** : 크레딧 방식은 스위치가 각 VC마다 분리된 큐를 유지하여야 하며 WAN 환경에서 수백만개의 VC를 지원할 큰 스위치를 구현하는데 상당한 비용을 유발한다.
- **버퍼 크기** : 크레딧 방식은 WAN 환경에서 버퍼의 크기가 엄청나게 커지는 치명적인 문제점을 갖는다.
- **스위치 설계의 유연성** : 크레딧 방식은 각 스위치가 반드시 VC 단위의 큐잉을 사용하여야 하므로 복잡하지만 전송률 방식은 상당한 유연성을 제공한다.

파라미터	비고
PCR (Peak Cell Rate)	송신원이 망으로 전송할 수 있는 허용된 최대 전송률 (호설정시 협상에 의해 결정)
MCR (Minimum Cell Rate)	해당 VC에게 망이 보장할 수 있는 최소의 전송률 (호설정시 요구에 의해 결정)
ICR (Initial Cell Rate)	송신원이 호 설정/휴지 기간 후에 사용하는 초기 전송률 (호설정시 협상에 의해 결정)
AIR (Additive Increase Rate)	송신원이 전송률을 증가시킬 때 증가분 결정에 사용 (호설정시 협상에 의해 결정)
Nrm (Number of cells/RM)	RM 셀당 전송할 수 있는 셀의 갯수(32)
RDF (Rate Decrease Factor)	송신원이 전송률을 감소시킬 때 사용되는 factor (호설정시 망에 의해 결정)
Xrm	송신원이 전송률 감소 전에 전송할 수 있는 최대 RM 셀의 수 : "RM-return-failure" 검출
TOF (Time Out Factor)	휴지 상태의 검출을 위하여 사용(2.0)
Trm (Inter-RM time interval)	순방향 RM 셀의 전송 간격 제어에 사용(100ms)
Mrm	순방향 RM 셀당 전송되어야 할 최소 셀의 수(2)
XDF (Xrm Decrease Factor)	"RM-return-failure" 발생시 ACR의 감소를 위한 factor (호설정시 망에 의해 결정)

<표 2> ABR 설정 파라미터

2.3.1 ATM 포럼의 ABR 서비스 표준화 동향

ABR 서비스를 위한 트래픽 제어에 필요한 파라미터들은 다음과 같이 정의되어 있다. 이들 파라미터에 따라 송신원과 수신원, 스위치들의 동작이 결정된다.

- 송신원의 동작 : 송신원은 ICR의 전송률로 전송을 시작하며, 순방향 RM 셀을 먼저 전송하고 최초의 데이터 셀을 전송한다. 그리고, Nrm개의 셀마다 하나씩의 순방향 RM 셀을 전송한다. 송신원의 실제 전송률은 허용 전송률 ACR 이하이며, ACR은 MCR과 PCR 사이에 있다. 송신원이 전송률 ACR을 조정하는 것은 (1) 송신원이 일정 기간 동안 전송할 셀이 없는 경우, (2) RM 셀이 일정 시간 동안 돌아오지 않는 경우, (3) 역방향 RM 셀을 수신한 경우의 세 가지이다.
- 스위치의 동작 : ER 스위치는 해당 VC에 대해 허용할 수 있는 전송률을 계산하여 역방향 RM 셀의 ER 필드에 이 값을 실어 보내며 EFCI 스위치는 폭주가 발생하면 데이터 셀 헤더의 EFCI 비트만 설정한다. 또 폭주 상황에 따라 스위치는 역방향 RM 셀의 CI/NI 비트를 설정하여, 전송률을 감소시키도록, 또는 전송률을 증가시키지 않도록 요구할 수 있다. 폭주 상태가 매우 심한 경우에는 역방향 RM 셀을 만들어 BECN 비트를 설정하여 송신원으로 보낼 수도 있다.
- 수신원의 동작 : 수신 단말은 순방향 RM 셀의 방향(DIR) 비트를 바꾸고 송신원으로 되돌려 보내는데, 가장 최근에 수신한 데이터 셀의 EFCI 비트가 1이면 RM 셀의 CI 비트를 1로 설정한다. RM 셀의 ER 필드 값을 수신 단말이 수용할 수 있는 전

송률로 감소시킬 수 있으며, 폭주 상태에 따라서 CI/NI 비트를 설정할 수 있다.

3. 효율적인 집합 이용 전송률 할당 알고리즘

3.1 기존의 전송률 할당 알고리즘과 문제점

3.1.1 EPRCA(Enhanced PRCA)

기존의 이진 피드백(binary feedback) 기법은 초고속망 환경에서의 전송률 제어에는 너무 느리기 때문에, RM 셀이 폭주 상황의 통지만이 아니라 망 내에서 제공 가능한 전송률을 명시적으로 송신원에게 알리는 명시 전송률 방식을 채택함으로써 전송률 제어를 좀더 신속히 할 수 있고 스위치 설계에도 더 큰 유연성을 제공할 수 있다. 명시적 전송률 방식은 이진 기법에 비하여 제어 방법이 직접적이고 시스템의 최적 동작점에 더 빨리 도달할 수 있으며 RM 셀의 에러나 손실에 덜 민감하다는 등의 장점을 갖는다.

한편, "beat-down problem"의 해결을 목적으로 한 명시 전송률 결정을 위해서는 한 VC의 다음 전송률 결정에 다른 VC들의 상태를 고려하여 공평한 몫(fair share)을 계산하는 지능적인 기법이 필요하다는 것이 알려졌다. 이때 이 값의 정의는 전체 링크의 대역폭에서 과부하 상태가 아닌 VC들이 이미 사용 중인 대역폭을 뺀 결과를 과부하 VC의 숫자로 나눈 것으로, 계산 식은 다음과 같다.

FairShare =

$$\frac{\text{LinkBandwidth} - \sum \text{Bandwidth of Underloading VCs}}{\text{Number of VCs} - \text{Number of Underloading VCs}}$$

(1)

이러한 공평한 몫의 계산을 위해서는 망 내의 각 스위치들이 모든 트래픽 연결들의 전송률을 샘플링하여 가용 대역폭을 계산할 수 있는 능력을 갖추어야 하며, 따라서 VC 마다의 전송률을 관찰하고 서비스 품질 기준에 일치하는지를 확인할 수 있어야 한다. 이와 같은 계산 작업은 RM 셀 하나가 도달하거나 연결 해제 또는 설정 시마다 이루어진다.

Charny는 ABR 트래픽을 위한 전송률 기반 폭주 제어 알고리즘을 구현한 ATM 망의 스위치에서의 전송률 할당 알고리즘을 제안하였고 시뮬레이션 결과 최대-최소 공정성(max-min fairness)라는 공정성 기준에 수렴한다는 것을 보였다^[3]. 최대-최소 공정성이란 모든 회선이 자신의 대역폭 요구량을 허가 받지 못하는 것일 경우, 요구량 만큼 만족되지 못한 모든 회선에 대한 대역폭 할당은 공정해야 한다는 것이다. Charny의 알고리즘에 의하면 전송원은 대역폭에 대한 연결간의 공정한 접근을 보장하기 위하여 자신이 원하는 전송률을 요구한다. 만일 요구량이 계산된 공평한 몫보다 작을 경우 이 연결은 받아들여지며, 그렇지 않을 경우 계산된 공평한 할당량이 RM 셀에 기록되는 동시에 전송률을 줄이도록 요구하는 한 비트를 설정하여 되돌려 보내진다. 이러한 협상 작업은 계속 반복되지만 그 협상 횟수는 상당히 작다.

EPRCA(Enhanced PRCA)는 PRCA에 바로 이러한 명시적 전송률 개념과 지능적 마킹 기법 두가지를 모두 적용하여 이끌어졌다^[8]. EPRCA의 가장 큰 특징은 망으로부터 RM 셀을 받지 않는 전송원은 계속해서 허용 셀율을 낮추어 간다는데 있다. 즉, 모든 전송원은 망으로부터 RM 셀을 받은 경우에만 허용셀율을 증가시킬 수 있다. 만일 EFCI 비트로 인해 폭주 상태가 통지되었을 경우 수신 측은 도착하는 RM 셀을 무시하게 된다. 따라서 이 경우 전송원은 계속해서 허용 셀율을 감소시

키게 되고, 이러한 긍정적 피드백 메커니즘은 스위치의 버퍼 범람으로 RM 셀이 분실되는 경우에도 전송원의 허용 셀율을 낮추는 정상적인 작동이 가능하도록 한다.

3.1.2 지능적 폭주 제어 기법

Siu와 Tzeng은 EPRCA 이전에 제안된 대부분의 전송률 기반 폭주 제어 기법들은 폭주 상태의 스위치가 서로 다른 VC들을 전혀 구분하지 않고 있다는 데 문제점을 가진다고 파악했다^[9]. 이에 의하면 사실상 PRCA의 한계는 적은 수의 폭주 링크를 통과하는 VC들에 비하여 많은 수의 폭주 링크를 통과하는 VC들이 더 많이 "beaten"된다는 데 있다. 이들이 제안한 기법에 따르면 폭주 스위치들이 각 VC들에 대하여 적은 수의 연산만을 사용하고 VC별 큐잉이나 어카운팅은 배제한 채 최적 셀 전송률을 추정한다. 각 VC들은 정기적으로 전송원으로부터 수신원에게 현재 허용된 셀 전송률인 ACR(allowed cell rate)을 포함한 RM 셀을 전송한다. 폭주 상태 또는 비폭주 상태인 중간 스위치들은 각 VC의 주어진 ACR에 대하여 간단한 필터를 사용하여 최적 셀 전송률을 추정한다. 필요한 메모리와 계산량을 최소화하기 위하여 일차 필터가 사용되었다. 폭주 상태를 겪는 한 스위치는 주어진 VC의 새 전송률을 추정하기 위하여 전에 추정했던 셀 전송률과 해당 VC의 ACR을 이용한다. 스위치로부터의 정보는 PRCA와 같은 긍정적 피드백 메커니즘으로 전송원에 전달된다. 전송원은 RM 셀을 수신원으로부터 돌려 받기 전에는 데이터 셀을 전송할 때마다 그 전송률을 낮추어 나간다. 수신원이 RM 셀을 돌려 보내는 목적은 스위치에서 계산되는 전송률 정보를 얻고 폭주 상태의 스위치들에서 계산된 모든 전송률 중 가장 작은 값을 전송원에게 알

려주기 위한 것이다. 결과적으로 폭주 상태의 스위치에서 최적으로 추정된 전송률보다 큰 (작은) VC들은 그 전송률을 낮추게(높이게) 될 것이다. RM(ACR,ER)이라는 RM 셀의 특별한 한 유형을 정의하고 스위치의 각 큐마다 MACR(Modified ACR)이라는 변수를 둔다고 가정하면, 이 프로토콜은 다음과 같은 알고리즘으로 표시될 수 있다. 이 프로토콜에서는 스위치가 지능적으로 적절한 허용셀을 계산하는 과정에서 다른 스위치들의 상태를 얼마나 정확하게 파악할 수 있는지 여부가 알고리즘의 동작에 큰 영향을 미치게 된다.

1. 전송원은 RM(ACR,ER)을 N개의 데이터 셀이 전송될 때마다 전송한다. 여기서 ER은 전송원에게 허용된 최대 셀 전송률이다.
2. 전송원은 ACR을 계속적으로 감소시킨다.
3. 돌아오는 RM(ACR,ER)을 받게 되면, 전송원은 ACR을 ER 이하로까지 증가시킨다.
4. 수신원은 RM(ACR,ER)을 받을 때마다 그 대로 돌려 보낸다.
5. 비폭주 상태의 스위치가 RM(ACR,ER)을 송신원으로부터 받았다고 하자. 이 스위치는 MACR 값을 $MACR + (ACR - MACR)$ 로 대체한다.
6. 폭주 상태의 스위치가 RM(ACR,ER)을 송신원으로부터 받았다고 하자.
7. 만일 ACR이 MACR보다 작으면 MACR 값을 $MACR + (ACR - MACR)$ 로 대체한다.
8. 폭주 상태의 스위치가 RM(ACR,ER)을 수신원으로부터 받았다고 하자. 만일 지금의 큐 길이가 DTQ보다 크면, RM 내의 ER 필드는 ER과 MACR 중 작은 값으로 대체된다. 그렇지 않은 경우 ACR이 MACR보다 크면, RM 내의 ER 필드는 ER과 MACR 중 작은 값으로 대체된다.

3.1.3 집합을 이용한 전송률 할당 알고리즘

Kalamoukas와 Varma가 제안한 전송률 할당 알고리즘은 Charny의 기법을 변형한 것으로 각 스위치에서의 전송률 할당 계산 과정이 VC의 갯수가 무관하기 때문에 좋은 확장성을 갖는다는 장점이 있다^[4]. 이 기법에서도 전송원의 전송률 요청은 정기적으로 전송되는 RM 셀에 의해 전달되고, RM 셀에는 VCI, ER(요청 대역폭), CCR(현재 전송률), RM 셀의 방향 등의 필드가 있다고 가정한다. 모든 RM 셀이 망 내를 지날 때마다 각 스위치들은 ER 필드를 읽고 전송원이 요구하는 만큼의 대역폭을 할당해 주려고 시도한다. 만일 스위치가 요구된 대역폭을 할당할 수 없다고 판단하면, 할당이 가능한 최대의 대역폭으로 ER 필드를 수정한다. 수신지는 RM 셀을 반대 방향으로 되돌려 보내는 역할만 한다. 되돌아 온 RM 셀을 받은 송신원은 허가 받은 대역폭, 즉 가장 혼잡한 스위치에서 할당해 줄 수 있는 최대의 대역폭 이하로 전송률을 조정하게 된다.

집합을 이용한 전송률 할당 알고리즘은 기존의 Charny의 기법에 비하여 복잡도가 가상 채널의 개수에 무관하기 때문에 연산 비용이 적게 드는 잇점이 있고, 지능적 폭주 제어 기법에 비해서는 좀더 정확한 스위치의 상태판단이 가능하다는 장점을 갖는다. 그러나 피드백 정보의 전달 시간이 망 전체의 전파 지연 시간에 비례하므로 이 시간이 긴 경우 셀손실이 상대적으로 높아지는 단점이 있다.

3.2 제안한 전송률 할당 알고리즘의 동작

3.2.1 기본 동작

제안 알고리즘은 EPRCA에서와 유사한 송

신원과 수신원, 스위치의 동작을 가정한다. 송신원은 EFCI 비트를 0으로 설정한 셀을 전송하면서 계속 전송률을 감소시켜 나가다가 n 개의 셀을 전송할 때마다 하나의 RM 셀을 보내고(순방향 RM셀), 수신원은 이 RM 셀을 곧바로 되돌려 보낸다(역방향 RM셀). RM 셀이 포함하는 정보는 ER(Explicit Rate) 필드, CCR(Current Cell Rate) 필드, MCR(Minimum Cell Rate) 필드, CI(Congestion Indication) 비트 등으로, 송신원은 ER 필드를 PCR(Peak Cell Rate)로, CI 비트는 0으로 초기화한다.

각 스위치는 지수 가중 평균치 계산 방법을 이용해 공평한 전송률을 계산하여 역방향 RM 셀의 ER 필드를 이 값으로 줄인다. 스위치는 CI 비트를 설정 하는 기능을 수행할 수도 있다. 수신 측에서는 데이터 셀의 EFCI 비트를 계속 감시하면서 가장 최근에 수신한 데이터 셀의 EFCI 비트가 설정되어 있으면 되돌려 주는 RM 셀의 CI 비트를 마크한다. 송신원은 셀 전송 시마다 계속 ACR(Allowed Cell Rate)을 감소시키고 CI=0인 RM 셀을 받았을 경우에만 ACR을 증가시킨다. 이때 ACR은 지난번 역방향 RM 셀 수신 이후 감소된 전송률을 보상하고 AIR(Additive Increasing Rate) 만큼을 더 증가시키게 된다.

3.2.2 공평한 전송률 계산 알고리즘

기존 Kalampoukas와 Varma의 알고리즘은 스위치의 폭주 상태만을 근거로 VC 별 구분 없이 EFCI 비트를 마킹하거나 ER 필드에 새로 적어 넣을 값을 결정함으로써 생겨나는 "beat-down" 문제를 해결하기 위하여, 각 VC 별 정보는 계속 유지하면서 그 비용을 최대한 줄이기 위해 필요한 정보를 집합으로만 유지하는 방법을 사용하였다. 이러한 기법은 VC

별 큐잉 또는 어카운팅을 배제한 채 공평한 대역폭 배당을 가능하게 하였다.

그러나 Kalampoukas와 Varma가 제안한 집합을 이용한 전송률 할당 알고리즘의 성공 여부는 각 스위치가 집합으로서 유지하는 VC 별 정보가 얼마나 현재의 망 내 폭주 상황을 정확히 반영하는가에 달려 있다. 즉, 왕복 지연 시간이 긴 WAN과 같은 환경에서는 전송원에서 수신지로 향하는 전방향 RM 셀들을 근거로 계산된 공평한 전송률이 수신지에서 반환된 RM 셀이 다시 전송원으로 되돌아올 때 쯤에는 이미 오래된("out-of-date") 정보만을 전하게 되는 경우가 발생한다. 바로 이러한 점 때문에 WAN 환경에서 전송률 기반의 피드백 제어는 좋은 성능을 보이지 못하고 있다. ABR 서비스의 목적은 다른 서비스들이 사용하고 남은 대역폭을 순간적으로 최대한 활용하기 위한 것이므로 피드백 제어가 필수적이다. 하지만, 이에 따라 피드백 시간이 길어질 경우 변화하는 망 환경에 신속히 적응하는 것이 불가능하고 따라서 효과적인 폭주 제어가 어려워질 수밖에 없기 때문에, 망 내 상황을 알리는 모든 정보는 가능한 최신의 것을 계속 유지하는 것이 바람직하다.

따라서 이 논문에서 제안하는 좀더 효율적인 집합 이용 전송률 할당 알고리즘은 Kalampoukas와 Varma의 알고리즘이 갖는 이와 같은 약점을 보완하기 위하여 기존 알고리즘에서 이루어지는 개별 스위치의 전방향 RM 셀에 대한 처리를 분리하였다. 즉 VC 별 정보의 수집은 전방향 RM 셀에 의해 이루어지고 이 정보의 사용은 역방향 RM 셀이 도달했을 때 수행되도록 수정하였다. 이 알고리즘에 따르면 공평한 전송률의 할당을 위하여 고려하여야 할 요소들은 집합의 형태로 계속 스위치에서 유지되며, 이 집합에 대한 정보는 전방향

RM 셀이 스위치에 머무르는 동안 항상 최신의 것으로 유지된다. 그리고 역방향 RM 셀들은 전방향 RM 셀들에 의해 유지되는 최신 정보를 수신원에게 전달하는 역할을 맡게 된다.

이에 따라 각 스위치는 전방향 RM 셀을 수신할 때마다 자신의 폭주 상태 여부와 다른 VC 들의 상태를 모두 참조하여 해당 VC에 할당할 수 있는 최대 전송률을 계산한다. 허용 가능한 최대 전송률의 계산은 모든 VC들의 상태를 가장 최근의 요구 전송률이 허가되었는지의 여부에 따라 "satisfied"와 "bottlenecked"로 나누고 잉여 대역폭과 같은 계산에 필요한 값들을 계속 갱신해 감으로써, 간단한 수식으로 이루어질 수 있다. 또, 각 스위치는 수신지에서 반환된 역방향 RM 셀들이 도착할 때마다, 매 전방향 RM 셀들에 대해서 계산해 두었던 최대 허용 전송률과 해당 RM 셀에 기록되어 있는 요구 전송률(실제로는 다른 스위치들이 각자 자신의 입장에서 계산한 최대 허용 전송률들 중 최소값) 중에서 작은 값을 취해 RM 셀의 ER 필드를 수정하게 된다. 송신했던 RM 셀을 돌려 받은 송신원은 이 RM 셀의 ER 필드에 적힌 값 이하로 자신의 전송률을 조정하므로, 결과적으로 자신의 경로 내에 존재하는 모든 스위치들 중 가장 폭주 상태가 심한 스위치가 허용하는 전송률로만 셀을 송신하게 된다.

알고리즘의 기술을 위하여 $S(t)$ 를 시간 t 에 해당 스위치를 지나가는 모든 연결들의 집합이라 정의하고, $S(t)$ 에 속하는 연결의 상태는 "bottlenecked"와 "satisfied" 둘 중 하나를 갖는 것으로 정의한다. $S_u(t)$ 와 $S_b(t)$ 는 각각 "satisfied" 연결과 "bottlenecked" 연결들의 집합이며, $N(t)$ 와 $N_u(t)$, $N_b(t)$ 는 각각 $S(t)$, $S_u(t)$, $S_b(t)$ 집합들의 원소 개수가 된다. $B(t)$ 는 ABR 트래픽에 할당된 총 대역폭의 양으로 정의한다. 이 경우 "bottlenecked" 연결을 위하

여 스위치가 할당할 수 있는 최대 대역폭은 "satisfied" 연결에 할당하고 남은 대역폭과 같으므로 식 (1)을 다음과 같이 쓸 수 있다.

$$A_{max}(t) = \frac{B(t) - \sum_{i \in S_b(t)} A_i(t)}{N_u(t)} \quad (2)$$

현재 "bottlenecked"인 연결의 RM 셀에 대하여 (2) 식을 계산하여 요구 대역폭 ρ_i 와 비교하고, A_{max} 가 더 크면 연결의 상태를 "satisfied"로 바꾼다. 만일 연결의 상태가 이미 "satisfied"라면, 다음의 식 (3)이 A_{max} 계산에 적용된다.

$$A_{max}(t) = \frac{B(t) - \sum_{i \in S_b(t)} A_i(t) + A_j(t)}{N_b(t) + 1} \quad (3)$$

연결 j 에 대한 새 할당량 $A_j(t+)$ 는 시간 t 에 받은 RM 셀의 파라미터에 의하여 다음과 같이 계산된다. 이때 ρ_j 는 해당 연결의 요구 전송률을 가리킨다.

$$A_j(t+) = \min(A_{max}(t), \rho_j(t), CCR_j(t)) \quad (4)$$

이 식의 의미는 새로운 할당량을 결정할 때 현재 전송률(CCR)과 요구 전송률(ρ_j), 그리고 스위치가 판단한 최대 허용가능 전송률(A_{max}) 중에서 가장 작은 값을 취하는 것이다. $A_j(t+)$ 를 계산한 뒤에는 여유 대역폭 $B_r(t)$ 를 다음과 같이 수정하여 다음 계산에 사용한다.

$$B_r(t+) = B_r(t) + A'_j(t) + A'_j(t_1+) \quad (5)$$

이와 같은 방법에 따르면 제안된 알고리즘에서 필요한 정보의 축적과 최대 허용 전송률의 계산은 전방향 RM 셀들을 근거로 계속 이루어지며, 이 정보를 이용한 ER 필드의 갱신은 송신원에 좀 더 가깝게 도달해 있는 역방

향 RM 셀에 대해 수행된다. 기존의 알고리즘에서는 RM 셀이 수신지에 도착했다가 다시 돌아오는 왕복 지연 시간이 길어질 경우, 전방향 RM 셀에 의해 구성된 스위치 내 정보들이 이미 변화된 지난 상황만을 표시하여 효율적인 폭주 제어가 불가능하다. 제안된 알고리즘에서는 ER 필드의 값으로 최근에 갱신된 정보를 사용하므로, 폭주 제어를 위해 송신원이 생성한 RM 셀이 가상적으로 첫번째 스위치까지만 전송되고 반환되기 때문에 피드백 시간이 단축된다. 피드백 시간은 [7]에서 자세히 살펴 보았듯이 폭주 제어에 있어서 아주 중요한 요소로 작용함을 알 수 있다. 따라서 피드백 시간이 어떤 한계 이상 길어진다면 소규모의 망에서조차 폭주 제어가 아주 어려워진다. 또 WAN 환경에서는 피드백 시간을 일정한 값 이하로 줄일 수 없으므로, 피드백에 의한 폭주 제어로는 링크의 효율을 높은 상태로 유지하기가 어렵다. 이 논문에서 제안하는 피드백 제어 기법에서는 이런 문제점들을 송신원이 현재 전송하고 있는 RM 셀에서 얻어지는 최신 정보를 피드백 지점에서 이용함으로써 해결하고 있다. 또 지능형 폭주 제어가 전송률의 공정한 할당을 완벽히 보장하지 못한다는 문제점은 집합을 이용한 전송률 할당 알고리즘을 이용해서 해결하였다.

- When a switch receives a forward RM cell,
 $i = \text{cell}(VC)$
 $ER(i) = \text{cell}(ER)$
 $CCR(i) = \text{cell}(CCR)$
 $\rho(i) = \min(ER(i), CCR(i))$
 $B_{eq} = B/N$
 if state(i) = bottlenecked
 then $A_{max} = B_{eq} + B_i/N_b$
 else $A_{max} = B_{eq} + (B_i + A'(i) - B_{eq})/(N_b + 1)$

if $A_{max} < \rho(i)$ and state(i) = satisfied
 then state(i) = bottlenecked: $N_b = N_b + 1$
 if $A_{max} > \rho(i)$ and state(i) = bottlenecked
 then state(i) = satisfied: $N_b = N_b - 1$
 if state(i) = satisfied
 then $A(i) = \rho(i)$
 else $A(i) = A_{max}$
 temp = $A'(i)$
 if state(i) = satisfied
 then $A'(i) = A(i)$
 else $A'(i) = B_{eq}$
 $B_i = B_i + \text{temp} - A'(i)$
 forward(RM cell)

 - When a switch receives a backward RM cell.
 $ER(\text{cell}) = \min(A_{max}, ER(i))$

3.3 제안한 알고리즘의 특징

제안 알고리즘의 특징은 다음과 같이 설명될 수 있다.

첫째, 가상 채널의 개수가 많은 ATM 스위치에서 실질적인 구현이 가능하도록 가상 채널의 개수와 무관한 시간 복잡도를 갖는다. 이와 같은 시간 복잡도는 각 VC 마다 할당이 가능한 공평한 대역폭의 몫(fair share)을 계산하기 위해 필요한 자료들을 가상 채널마다 따로 유지하지 않고, 집합의 형태로 한꺼번에 보관하기 때문에 얻어질 수 있다.

둘째, 알고리즘의 결과가 유한한 시간 내에 최대-최소 할당이라는 공정성 기준에 수렴한다. 폭주 상태의 스위치에서 할당할 수 있는 전송률은 모든 VC에 대해 공평해야 하고, 이는 각 VC들에 대한 정보를 계속적으로 유지하고 이를 바탕으로 할당 전송률을 계산함으로써 가능하다.

셋째, 셀의 왕복 지연 시간이 커질 때, 즉 WAN 과 같은 망 환경에서 상대적으로 성능 저하가 적다. 피드백 제어는 왕복 지연 시간에 민감하기 때문에 성능의 저하를 막기 위해서 전송원에서 각 스위치까지를 가상 수신지로 삼는 방법이 도입되었다.

넷째, RM 셀의 분실이 알고리즘의 동작에 큰 영향을 미치지 않으므로 극단적인 과부하 상태에서도 그대로 작동하여 높은 신뢰성이 유지될 수 있다.

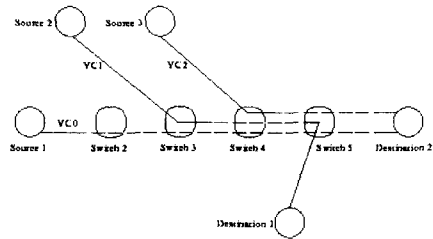
다섯째, 알고리즘이 비동기적, 분산적이므로 스위치마다 독립적으로 적용하는 것이 가능하다. 이것은 여러 종류의 스위치들이 혼합적으로 쓰일 경우를 가정할 때 스위치 간의 호환성 문제에 좋은 유연성을 제공한다. 실제로 여러 종류의 스위치들 간의 호환성 문제는 ABR 서비스에 대한 폭주 제어 기법에서 중요한 측면으로 부각되고 있다.

4. 시뮬레이션 결과와 분석

이 절에서는 본 논문이 제안하는 ABR 서비스를 위한 폭주 제어 기법에서의 전송률 할당 알고리즘을 사용한 시뮬레이션 결과를 보인다. 이 시뮬레이션에서의 ATM 스위치들은 각 링크마다 버퍼를 갖는다고 가정하였으며, 망의 구성은 <그림 1>과 같이 이루어진다. 시뮬레이션에서 모든 전송원들은 항상 가능한 많은 셀을 전송하고자 하는 것으로 가정하였는데, 이는 VC 간 공평성을 더 잘 보여줄 수 있기 때문이다. 전송원의 ABR 트래픽 발생 모델로는 ON 상태에서는 최대 셀율의 트래픽을 발생시키고 OFF 상태에서는 트래픽을 발생시키지 않는 ON/OFF 모델을 채택하였다.

<그림 1>에서 보는 바와 같이 시뮬레이션 환경에서 ON/OFF 전송원은 모두 세 개이며,

각각 가상 채널 VC0에서 VC2까지의 ABR 트래픽을 발생시킨다. 제안 알고리즘은 네 개의 스위치마다 분산 수행되어 각 연결들이 공정한 전송률을 할당받을 수 있도록 동작한다.



<그림 1> 시뮬레이션 망의 환경

시뮬레이션에서 사용된 파라미터들은 <표 3>에서 보는 바와 같다. 최대셀율인 PCR은 링크 속도와 같게 설정되었으며, 최소셀율인 MCR은 PCR의 10^{-3} 배이다. 초기셀율인 ICR은 PCR의 10^{-2} 배로 결정되었다. RM 셀과 데이터 셀의 비율은 1/32이다.

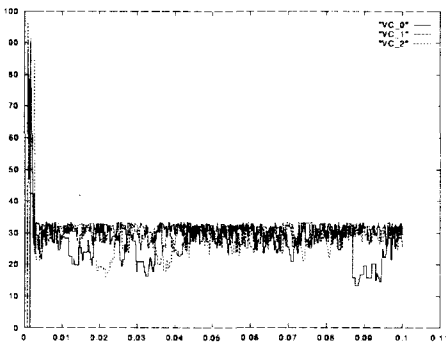
파라미터	값
링크 속도	155 Mbps
PCR155	Mbps
MCR	0,155Mbps
ICR	155 Mbps
AIR	0,076 Mbps
Nrm	31
MD	256

<표 3> 시뮬레이션 모델의 파라미터 값

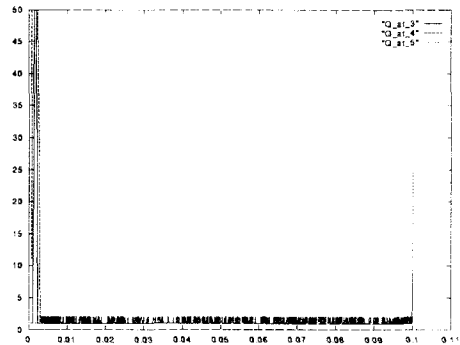
제안 알고리즘의 성능을 관찰하기 위하여 <그림 2>와 <그림 3>에서와 같이 링크의 효율을 비교하였다. 링크 효율은 세 개의 VC가 통과하는 스위치 4에서 측정되었다. <그림 2>는

제안 알고리즘에 관한 그래프이며, <그림 3>은 Kalampoukas의 알고리즘^[4]에 의한 것이다. 제안 알고리즘이 세 VC에 대한 공평한 대역폭 할당 면에서 기존 알고리즘보다 우위에 있음을 볼 수 있다. 이것은 제안 알고리즘이 스위치에서 각 링크마다 대역폭을 할당하는 과정에서 좀더 최근의 망내 폭주 상황을 반영하고 있기 때문이라고 보여진다.

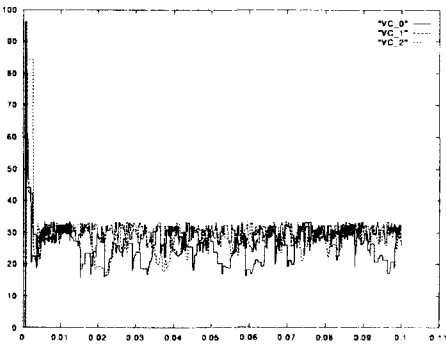
서 측정되었다. 제안 알고리즘과 Kalampoukas의 알고리즘은 큐 길에서 별다른 차이점을 보이지 않는다. 스위치의 대역폭 할당 알고리즘을 평가할 때 큐 길이를 측정하는 의미는 스위치에 폭주 상황이 발생하였을 때 얼마나 빠른 시간 내에 안정된(steady) 상태로 진입하는가를 관찰하기 위한 것이며, 측정 결과는 제안 알고리즘이 이러한 역할을 잘 수행하고 있음을 보여준다.



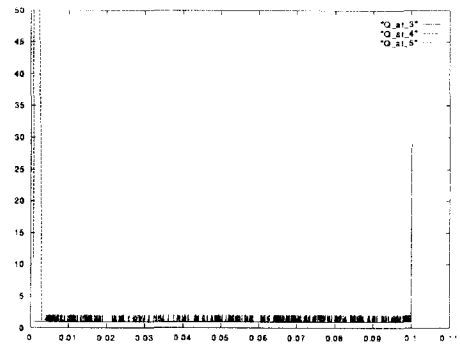
<그림 2> 제안 알고리즘의 평균 링크 효율



<그림 4> 제안 알고리즘의 큐 길이



<그림 3> 기존 알고리즘의 평균 링크 효율

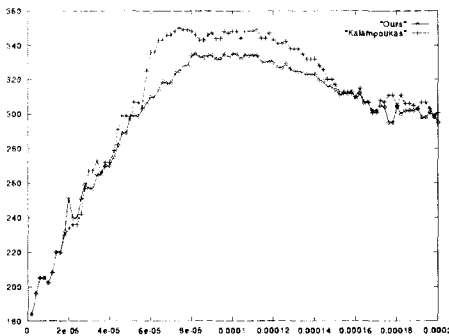


<그림 5> 기존 알고리즘의 큐 길이

알고리즘 수행 동안의 큐 길이 변화는 다음의 <그림 4>와 <그림 5>에서 보는 바와 같다. <그림 4>가 제안 알고리즘에 관한 그래프이며, <그림 5>는 Kalampoukas의 알고리즘에 의한 것이다. 큐 길이는 링크의 효율과 같이 스위치 4에

전과 지연에 따른 셀 손실율은 <그림 6>에 표시되어 있다. 셀 손실율은 전체 시뮬레이션 시간 동안 스위치 4에서 손실된 셀의 개수를 측정하여 표시하였으며, 제안 알고리즘이

Kalampoukas의 알고리즘에 비해 전파 지연이 길어질수록 적은 셀 손실율을 보이고 있다. 이는 제안 알고리즘이 피드백 루프를 가상적으로 단축함으로써 전파 지연이 긴 망 환경에서 셀 손실율을 상대적으로 줄이면서 동작할 수 있음을 의미한다. 따라서 제안 알고리즘은 셀 손실율에 민감한 ABR 서비스의 폭주 방지를 위하여 적절한 피드백 제어를 수행할 수 있다.



〈그림 6〉 전파 지연에 따른 셀 손실율 비교

5. 결론

본 논문에서는 ATM 망에서의 ABR(Available Bit-Rate) 트래픽 서비스 등급을 위한 전송률 기반 폭주 제어 기법 중 개별 ATM 스위치들 내에서 구현하여야 할 전송률 할당 알고리즘의 성능 향상에 관한 연구를 수행하였다. ABR 트래픽의 폭주 제어는 피드백을 이용한 대응적 제어를 통해 이루어지고 ATM 포럼은 전송률 기반 폭주 제어 기법인 EPRCA(Enhanced Proportional Rate Control Algorithm)를 표준으로 채택하였다. 이 EPRCA 기법에서 트래픽의 경로 중에 위치하는 각 스위치 내에서 구현되어야 할 전송률 할당 알고리즘은 VC 간 공정성을 유지하면서 링크의 높은 효율을 보장해야 한다.

기존의 지능적 폭주 제어 기법은 VC 별 큐잉이나 어카운팅을 배제하여 부족한 정보만으로 전송률을 할당하기 때문에 VC 간 공정성에 약점을 가진다. 이러한 문제점을 보완하기 위하여 본 논문에서 제안한 전송률 할당 알고리즘은 망 내의 각 스위치가 필요한 정보들을 집합으로 계속 유지하면서 특정 회선의 요구 전송률을 포함한 제어 패킷(RM 셀)이 도달하면 회선 간의 공평한 전송률을 계산하여 이를 할당하는 방법으로 VC 간 공정성을 보장한다. 일반적으로 공정성과 링크의 효율성은 한쪽을 보장하고자 할 때 다른 쪽이 희생되는 관계를 가지나 이와 같은 방법으로 링크 효율에 손상을 주지 않고 공정성을 제공하는 것이 가능하다.

제안 알고리즘에서는 각 연결마다 할당이 가능한 최대값을 스위치가 계산하고 이를 필요한 시기에 갱신함으로써 비용을 최소화하면서 최대한의 공정성을 제공한다. 또한 스위치 내에서 집합으로 유지되는 회선에 대한 정보들이 전방향 RM 셀에 의해 가능한 한 최신의 것으로 갱신되고 이렇게 얻어진 허용 전송률은 역방향 RM 셀에 기록된다. 이 알고리즘은 최대-최소 할당에 빠른 속도로 수렴하여 VC 간 공정성을 보장하며, 특히 왕복 지연이 큰 경우 VC별 전송률 할당의 공정성을 해치지 않으면서 셀 손실율을 줄일 수 있다는 것이 시뮬레이션을 통하여 검증되었다.

ABR 서비스는 CBR과 VBR 트래픽이 사용하고 남은 대역폭을 이용하기 때문에 앞으로의 ABR 트래픽 폭주 제어에 대한 연구에서는 CBR과 VBR 트래픽을 모두 고려한 전송률 할당 알고리즘에 관한 연구가 계속되어야 할 것이다. 이 논문에서 제안한 알고리즘을 포함하여 기존에 제안된 대부분의 ABR 트래픽 제어를 위한 알고리즘들은 스위치를 통과하는 모든 트래픽이 ABR 트래픽이라 가정하며 시뮬

레이션도 이와 같은 가정하에 이루어졌다. 제안된 알고리즘이 고속의 ATM 망에 실제로 적용되기 위해서는 버스티한 성질을 갖는 VBR 트래픽의 영향을 충분히 고려한 폭주 제어 기법이 연구되어야 할 것이다.

참 고 문 헌

- [1] Flavio Bonomi, Kerry Fendick, "The Rate-Based Flow Control Framework for the Available Bit Rate ATM Service," IEEE Network, pp.25-39, March/April 1995
- [2] A.Charny, D.Clark, and R.Jain, "Congestion Control with Explicit Rate Indication," IEEE Globecom'95, pp.1954-1963, 1995.
- [3] M.Hluchyi and N.Yin., "On closed-loop rate control for ATM networks," Proc. INFOCOM 94, pp.99-108,1994.
- [4] L.Kalampoukas, A.Varma, K.K. Ramakrishnan, "An Efficient rate allocation algorithm for ATM networks providing max-min fairness," Proceedings of 6th IFIP International Conference on High Performance Networking HPN'95, pp.143-154, September 1995.
- [5] H.T.Kung et al., "Flow Controlled Virtual Connections Proposal for ATM Traffic Management," AF-TM 94-0632R2, September 1994.
- [6] P.Newman, "Traffic Management for ATM Local Area Networks." IEEE Commun.Mag., vol. 32, no. 8, pp.44-50, Aug. 1994.
- [7] H.Ohsaki, M.Murata, H.Suzuki, C.Ikeda and H.Miyahara, "Analysis of Rate-based Congestion Control Algorithms for ATM Networks - Part 1 : Steady State Analysis -," IEEE GLOBECOM '95, pp.296-303, 1995.
- [8] L.Roberts, "Enhanced PRCA (Proportional Rate-Control Algorithm)," AF-TM 94-0735R1, August 1994.
- [9] K.Y.Siu, H.Y.Tzeng, "Intelligent Congestion Control for ABR Service in ATM Networks," UC Irvine (Technical Report No.1102), E&CS, July 1994
- [10] 조유제, "ABR 서비스를 위한 폭주제어 동향," 텔레콤 제11권 1호, pp.23-25, 1995년 6월.

□ 著者紹介

송 주 석



1953년 3월 2일생

서울대학교(전기공학 학사), 한국과학원(전기전자공학 석사), University of California at Berkeley(컴퓨터과학 박사)를 졸업하였다. 한국전자통신연구소에서 근무하면서 KD-4 PCM channel bank의 개발에 성공하여 전송장비의 국산화와 외화 절약에 일익을 담당하였다. California주 Monterey 소재 미해군 대학원(Naval Postgraduate School)의 Information System Department에서 조교수로 근무하였으며 현재 연세대학교 컴퓨터과학과 부교수이다. 동경대학 생산기술 연구소 객원연구원, University of California at Berkeley 교환교수 등을 역임하였다. 결혼하였으며 슬하에 일남일녀를 두고 있다. 취미는 바둑, 좋아하는 스포츠는 테니스이다.

※ 주관심 분야 : Protocol Engineering, ATM Network, Network Security 등