

ATM 망에서 전파 지연을 고려한 ABR 흐름 제어

(An ABR Flow Control Algorithm Considering Propagation Delay)

朴起鉉*, 金承天*, 金東淵*, 李載用*, 李相培*

(Kee Hyun Park, Seung Cheon Kim, Dong Yeon Kim, Jai Yong Lee, and Sang Bae Lee)

요 약

광대역 종합 정보 통신망(B-ISDN)은 멀티미디어, 화상 전송 등의 서비스에 매우 큰 장점을 가지고 있으며, 사용자의 보다 다양한 요구를 만족시키기 위하여 ABR 서비스가 제안되었다. 본 논문에서는 ABR 서비스가 효율적으로 제공되기 위하여 전파 지연을 고려하여 링크 단위로 트래픽을 제어하는 새로운 알고리즘(CAPRO)을 제안한다. CAPRO 알고리즘은 전파 지연에 의한 영향을 최소화 하기 위하여 링크 단위로 트래픽을 제어하며, 버퍼를 효율적으로 운용하기 위하여 요구셀과 제어 신호를 사용한다. CAPRO 알고리즘의 성능을 입증하기 위하여 수학적 모델을 이용하여 분석하였으며 SLAM 시스템을 이용한 시뮬레이션을 행하여 기존의 EPRCA 알고리즘과 성능을 비교, 분석하였다. 그 결과 CAPRO 알고리즘이 가용 대역폭의 발생에 따른 데이터의 전송률, 데이터의 손실률, 각 연결에 대한 공정성의 측면에서 더욱 우수한 성능을 가짐을 알 수 있었다.

Abstract

B-ISDN has many advantages to provide multimedia, image transfer, etc. Recently, ABR service has been proposed in order to satisfy user's various requirements in it. In this paper, we propose a new ABR flow control algorithm called CAPRO. This algorithm uses the buffer proportional to propagation delay and controls the traffic on a link-by-link basis in order to minimize the effect of propagation delay. In order to use buffer more efficiently, we define the request cell and the control cell. Then, we analyze our algorithm using mathematical model, simulate it using SLAM system, and compare to the existing EPRCA. As a result, our algorithm has the benefit of the throughput, cell loss probability, and fairness.

I. 서 론

최근에 고속 파일 전송, LAN 간의 정보 전송, 분산 컴퓨팅 등과 같은 고속 데이터 서비스에 대한 수요가 증대되고 있으며 이를 ATM(Asynchronous Transfer Mode)을 바탕으로 하는 광대역 종합 정보 통신 망에서 효율적으로 제공하기 위한 연구가 활발히

진행되고 있다. 고속의 데이터 서비스를 위한 트래픽은 매우 버스트하며 요구되는 최대 전송률의 값이 매우 크고 또한 예측할 수 없는 특성으로 인하여 기존의 연결 수락 제어나 사용 파라미터 제어 등의 예방 제어 기법 만으로는 효율적인 대역폭의 사용이 매우 어렵다. 이러한 이유에서 새로운 서비스인 ABR(Available Bit Rate)을 정의하였으며, ABR 트래픽의 효율적인 제어를 위하여 반응 제어 기법을 사용하는 것이 필수적이다. ATM Forum에서는 ABR 트래픽의 제어를 위하여 전송률 기반 방식을 표준으로 채택하여 이에

* 正會員, 延世大學校 電子工學科

(Dept. of Elec. Eng., Yonsei University)

接受日字: 1997年5月10日, 수정완료일: 1998年4月24日

대한 연구를 활발히 진행하고 있다. 그러나 전송률 기반 방식을 기초로 하는 트래픽 제어 방법은 종단간(end-to-end) 제어를 기본으로 하므로 전송 지연에 의한 문제점을 근본적으로 내포하고 있으며 가상 송신원(virtual source)과 가상 수신원(virtual destination)을 이용하여 성능이 어느 정도 향상되었으나 아직도 만족할 만한 성능을 얻지 못하고 있다^[14]. 본 논문에서는 이러한 문제점을 해결하기 위하여 링크 단위로 트래픽을 제어하는 새로운 기법을 제안한다. 제안된 기법에서는 스위치에 전송 지연을 고려한 버퍼를 둬으로써 전과 지연이 큰 경우에도 신속하게 망 내의 대역폭을 사용 가능하도록 한다. 또한 스위치는 망이 체증 상태에 이르지 않도록 제어 신호를 보냄으로써 체증을 예방할 수 있도록 한다. CAPRO(Considering ABR Propagation Delay) 알고리즘에서는 제어 신호 안에 수신원 쪽에서 가까운 스위치가 바로 이전 단계의 스위치에게 허용 가능한 데이터 셀의 수를 포함하므로 크레딧 기반 방식과 유사하나 크레딧 기반 방식과는 달리 문제시 되었던 버퍼의 크기가 구현 가능할 정도로 크지 않으며 공유 버퍼를 사용함으로써 스위치 구현에 유연성을 제공할 수 있다는 특징을 가진다. 그리고 각각의 VC마다 전송된 셀의 수를 계측함으로써 악의의 사용자가 연결 설정시의 양보다 많은 셀을 보낼 경우에도 다른 사용자가 영향을 적게 받도록 설계되어 있다.

본 논문의 2장에서는 트래픽 제어 기법에서 고려되어야 할 사항과 ATM Forum에서 전송률 기반 방식으로 제안된 기존의 EPRCA (Enhanced Proportional Rate Control Algorithm) 알고리즘에 대하여 간단히 언급하고 3장에서는 CAPRO 알고리즘의 특징과 동작 원리, 그리고 알고리즘이 수행되기 위한 스위치의 구조에 대하여 언급한다. 4장에서는 CAPRO 알고리즘의 성능을 분석하고 EPRCA 알고리즘과 비교하여 성능의 향상을 입증한다. 마지막 5장에서는 결론과 향후에 수행되어야 할 연구과제에 대하여 언급한다.

II. 트래픽 제어 알고리즘

1. 트래픽 제어 알고리즘의 요구 사항

1) 효율성(efficiency)

트래픽 제어 알고리즘에서 가장 중요하게 요구되고 있는 사항은 효율성이다. 효율성은 망 내의 데이터에

대한 처리율(throughput)로 표현될 수 있다. 자원을 공유하는 망 내에서 여러 송신원들은 망 자원을 차지하기 위하여 경쟁하게 된다. 망 자원 중에 가장 대표적인 것은 대역폭이다. 즉 망 내의 여러 송신원들은 대역폭을 많이 얻기 위하여 경쟁하게 되는데 우수한 트래픽 제어 알고리즘은 전체 송신원들에게 할당하는 대역폭의 총 합이 망 내에서 제공할 수 있는 대역폭에 최대한 가깝게 설계된 알고리즘이다. 동시에 반드시 전송하고자 하는 모든 송신원들의 최소 QoS(Quality of Service)를 만족시켜야 한다.

2) 공평성(fairness)

트래픽 제어 알고리즘은 자원의 할당을 요구하는 송신원에게 자원을 공평하게 분배하여야 한다. 즉 어느 한 송신원이 망의 자원을 독점하도록 해서는 안된다. 공평성을 향상시키기 위한 대표적인 것으로 max-min 할당이라는 대역폭 할당 알고리즘이 있다. 이 알고리즘은 모든 경쟁하는 송신원 중에서 가장 작은 대역폭을 할당받는 송신원의 대역폭의 크기를 최대를 하는 알고리즘이다. max-min 할당은 이론적인 값으로 여러 가지 원인에 의하여 실제 알고리즘에서는 구현되기 힘들다. 따라서 실제 알고리즘에서는 불공평성이 나타나며 이를 정량적으로 표현한 것이 공평성 인자(fairness index)이다. 1부터 n 까지의 송신원이 이론적인 max-min 알고리즘에 의하여 할당 받은 대역폭을 벡터로 표시한 $\{y_1, y_2, y_3, \dots, y_n\}$ 과 실제 구현된 알고리즘에 의하여 할당된 대역폭을 벡터로 표시한 $\{z_1, z_2, z_3, \dots, z_n\}$ 에 의하여 공평성 인자를 다음의 식에 의하여 구할 수 있다.

$$\text{fairness index} = \frac{[\sum_i x_i]^2}{n \sum_i x_i^2} \quad (1)$$

여기에서 $x_i = y_i / z_i$ 이다.

3) 낮은 부하(low load)

트래픽 제어 알고리즘을 위한 제어 신호는 가능한한 낮은 부하를 가져야 한다. 즉 제어 신호 자체가 망 내에서 부하가 될 수 있으므로 이를 최소화 하여야 한다. 제어 신호가 너무 많으면 대역폭이 제어 신호에 의하여 낭비되며 제어 신호가 망의 체증을 유발시킬 수 있다.

4) 반응성(responsiveness)

트래픽 제어 알고리즘은 망 내의 가용 대역폭과 연

결된 송신원의 수가 지속적으로 변할 때, 이에 따라 사용 가능한 자원을 동적으로 할당하여야 한다.

5) 신속성(fastness)

트래픽 제어 알고리즘은 망 내의 부하에 따라 신속하게 변화하여야 한다. 즉 망 내의 가용 대역폭이 발생한 경우 이를 즉각적으로 감지하여 송신측에 제어 신호를 보냄으로써 이를 사용할 수 있도록 하여야 한다. 어떤 알고리즘이 같은 효율성과 공평성을 가지고 있다면 보다 신속하게 반응하는 알고리즘이 우수한 알고리즘이다. 트래픽 제어 신호가 너무 늦으면 망의 상태 변화에 제대로 대처하지 못하여 체증을 유발시킬 수 있다.

6) 견고성(robustness)

트래픽 제어 알고리즘은 제어 신호의 일부가 손실되더라도 급격하게 망의 성능을 저하시켜서는 안된다. 즉, 전송시의 오류, 데드락(deadlock), 제어 신호의 손실 등이 발생한 경우에도 망의 성능을 잘 유지시켜야 한다. 그리고 손실된 제어 신호 이후에 정상적으로 전송된 제어 신호는 신속하게 망의 상태를 원상 복구시킬 수 있어야 한다.

2. 기존의 트래픽 제어 알고리즘

1) PRCA (Proportional Rate Control Algorithm)

PRCA방법은 Barnhart에 의하여 제안되었는데 ATM Forum에서 Hluchyj와 Yin이 제안한 방식을 약간 수정한 방법이다. Hluchyj는 연결의 순방향 데이터 셀의 EFCI 비트를 사용하는 방법을 제안하였다. 즉 일정한 주기마다 수신원은 연결의 EFCI 비트를 체크하여 최근에 수신된 데이터 셀의 EFCI 비트가 세트되어있지 않은 경우에 송신원의 전송율을 일정한 크기 만큼 증가시켜 전송한다. Barnhart는 위와 같은 방법에서 ABR 피드백에 의하여 소모되는 전송율을 전체 ABR 전송율의 고정된 부분으로 한정시켰다. 즉 일정한 시간간격 대신에 전송되는 ABR 트래픽의 N_{RM} 번째 마다 1개의 RM 셀을 삽입함으로써 ABR 피드백에 의하여 소모되는 전송율은 전체 ABR 대역폭에 비례하게 된다. 이러한 이유에서 Barnhart가 제안한 방법을 PRCA라 한다. PRCA는 근본적으로 공평성 문제를 가지고 있다. 즉 단지 스위치의 상태가 체증인지 아닌지를 구별하는 이진 피드백 만을 가짐으로써 상대적으로 많은 스위치를 지나는 연결일수록 체증을 경험하는 확률이 증가되게 된다.

2) EPRCA(Enhanced Proportional Rate Control Algorithm)

PRCA에서의 공평성 문제 해결을 위하여 지능형 마킹 방법이 도입되었다. EPRCA 에서는 RM 셀을 단지 망의 체증 상태만을 알리는 데만 사용하지 않고 스위치에서 제공할 수 있는 데이터 셀의 전송율을 ER 필드를 통하여 송신원에게 명시적으로 알리는 방법이 제안되었다. 망이 체증 상태임을 알려야 하는 연결을 선택하기 위하여 스위치는 각 연결마다 MACR(Mean Allowed Cell Rate)라는 값을 유지하고 있으며 MACR 값보다 큰 값을 전송하는 연결들에 대해서만 선택적으로 체증 상태임을 알려 전송율을 줄이도록 한다. 좀더 자세히 말하면 현재 송신원의 전송율이 $MACR \cdot DPF$ 값을 초과하는 연결에 대해서는 체증 상태임을 알려 전송율을 줄이도록 한다. 여기에서 DPF는 Down Pressure Factor로 연결의 전송율이 MACR에 매우 근접한 경우에도 체증의 발생을 피하기 위하여 전송율을 감소시키도록 도입된 값이다. 위와 같은 경우에 해당하지 않는 연결들은 계속 송신원의 전송율을 증가 시키는 기회를 갖는다. 이 방법에서 가장 중요한 점은 MACR이 가지는 정확도이다. EPRCA에서 제안된 MACR은 지수가중평균(Exponential Weighted Average) 방법을 이용하여 스위치는 매 RM 셀을 받은 경우에 다음의 식에 의하여 MACR을 구한다.

$$MACR = (1 - AV)MACR + AV \cdot MACR \quad (2)$$

$$Fair\ Share = SW_DPF \times MACR \quad (3)$$

여기에서 AV는 Averaging Factor이고 보통 1/16을 사용한다. 이 방법은 구현시에 덧셈과 shift 연산만을 필요로 하므로 간단하다는 장점을 가지고 있다.

III. CAPRO 알고리즘

1. CAPRO 알고리즘의 특징

1) 링크 단위의 트래픽 제어

서로 인접한 두 스위치에서 송신원에 가까운 스위치를 상위 노드, 수신원에 가까운 스위치를 하위 노드라 하자. CAPRO 알고리즘에서는 일정 주기마다 각각의 하위 노드에서 상위 노드에 제어 신호를 보내게 된다. 하위 노드에서 전송된 제어 셀은 인접된 상위 노드에

서 폐기하게 된다. 따라서 CAPRO 알고리즘은 링크 단위의 트래픽 제어 알고리즘이다. 링크 단위의 트래픽 제어 알고리즘은 종단간(end-to-end) 트래픽 제어 알고리즘보다 짧은 전송 지연을 가지므로 가용 대역폭에 신속하게 반응하는 알고리즘을 구현할 수 있다.

A) 전송 지연을 고려한 트래픽 제어

CAPRO 알고리즘은 각 스위치에서 가지고 있는 버퍼의 운용이 그 스위치의 하위 노드와 관련된 전송 지연을 고려하여 구현되므로 전송 지연에 관계 없이 일정한 성능을 가지는 트래픽 제어 알고리즘이다. 기존에 제안된 많은 알고리즘에서는 대부분 전송 지연을 고려하지 않으므로 정확성이나 신속성 면에서 많은 문제점을 내포하고 있다. 특히 송신원의 데이터 전송률 변화율이 심한 경우에는 기존의 트래픽 제어 방법은 부정확성이 더욱 증가하게 된다. 그러나 CAPRO 방법에서는 전송 지연이 큰 경우에도 정확한 제어가 가능하다.

B) 높은 데이터 전송 효율

연결된 짧은 거리 상위 노드 중 어느 하나라도 전송하고자 하는 데이터가 있을 경우 언더플로우 영역의 셀이 모두 서비스 되기 전에 짧은 거리 상위 노드에서 전송된 데이터가 도착하므로 높은 전송 효율을 얻을 수 있다.

C) 공유 버퍼 사용

기존의 크레딧 기반 방식과는 달리 공유 버퍼를 사용하므로 버퍼의 길이를 크게 줄일 수 있다. 특히 짧은 거리 상위 노드에 의한 트래픽은 버퍼의 범람에 의한 셀 손실을 없앨 수 있으며 먼 거리 상위 노드에 의한 트래픽도 셀 손실이 매우 낮다.

D) 위반 사용자에게 의한 영향

어떤 특정한 송신원이 데이터 전송률을 위반하는 경우 이러한 송신원을 바로 감지하여 격리 시킬 수 있다. 따라서 특정 위반 사용자에게 의한 영향이 다른 사용자에게 큰 영향을 주지 않는다.

2) CAPRO 알고리즘의 동작 원리

A) 먼 거리 상위 노드와 짧은 거리 상위 노드의 분리

본 논문에서 CAPRO 알고리즘은 전파 지연과 대역폭의 곱이 큰 상위 노드와 전파 지연과 대역폭의 곱이 작은 상위 노드를 분리하여 트래픽을 제어한다. 대역폭이 일정한 경우 이 값은 전파 지연에 비례하므로 이 값이 큰 상위 노드를 먼 거리의 상위 노드, 이 값이

작은 상위 노드를 짧은 거리의 상위 노드라 한다. 서로 인접한 두 스위치에서 송신원에 가까운 스위치를 상위 노드 X, 수신원에 가까운 스위치를 하위 노드 Y 라 하자. 이 때, 상위 노드 X와 하위 노드 Y는 다음과 같은 파라미터들로 연결되어 있다고 가정한다.

- a) B : 상위 노드 X와 하위 노드Y가 연결된 링크의 전송 속도 (in bit/second)
- b) d : 상위 노드 X와 하위 노드Y가 연결된 링크의 거리 (in km)
- c) τ : 상위 노드 X와 하위 노드Y가 연결된 링크의 전송 지연 (in sec)
- d) V : 전파의 속도 (in km/sec)
- e) Cell_Size : ATM 셀은 53 바이트의 고정된 길이 이므로 53바이트×8 = 424 비트이다.
- f) K : 하위 노드 Y의 버퍼 길이

그리고 상위 노드 X와 하위 노드Y의 연결이 다음의 그림에 나타나 있다.

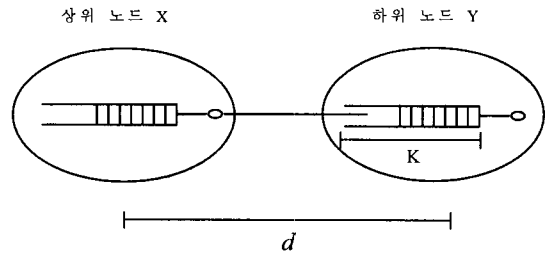


그림 1. 상위 노드 X와 하위 노드 Y의 연결
Fig. 1. Connection between upper node A and down node B.

여기에서 먼 거리의 상위 노드와 짧은 거리의 상위 노드를 분리하기 위하여 파라미터 a 를 사용하며, a 는 상위 노드 X에서 하위 노드Y로의 전파 시간을 상위 노드 X에서 하위 노드Y로의 1개 셀 전송 시간으로 나눈 값으로 정의한다. 즉 a 는

$$a = \frac{\text{X에서 Y로의 전파 시간}}{\text{X에서 Y로의 1개 셀 전송 시간}} \quad (4)$$

이다. 이 때, X에서 Y로의 전파 시간은 앞에서 정의한 링크의 거리 d 를 전파 속도 V 로 나눈 값에 해당하고 X에서 Y로의 1개 셀 전송 시간은 ATM 셀의 크기 Cell_Size를 X에서 Y로의 전송 속도 B 로 나눈

값에 해당한다. 따라서 앞에서 정의한 τ 는 $\tau = d / V$ 에 해당하며, 이에 따라 a 는 다음과 같이 쓸 수 있다.

$$a = \frac{d/V}{Cell_Size/B} = \frac{d \times B}{Cell_Size \times V} = \frac{\tau \times B}{Cell_size} \quad (5)$$

이 때 a 는 X가 셀을 보내기 시작하는 순간부터 그 첫 번째 셀이 Y에 도착하는 순간까지 X에서 전송할 수 있는 최대 셀의 개수를 나타낸다. 즉 X가 링크 속도인 B로 셀을 지속적으로 전송하는 경우에 나타날 수 있는 최대 in-flight 셀의 개수이다. 일반적으로 전파 속도 V는 매체에 의존하는 상수이므로 a 는 위의 식에 나타난 바와 같이 데이터 전송률과 전파 지연의 곱에 비례한다. 이 때, a 는 링크의 성능을 결정하는 중요한 파라미터가 된다. 즉, 1개 셀의 전송 시간을 1로 정규화하면 전파 지연 τ 가 a 값이 되며 이 경우 링크의 효율은 $1 / (2a + 1)$ 로 주어진다. WAN 환경을 고려할 경우 $a \gg 1$ 이며 $1 / (2a + 1) \approx 1 / 2a$ 가 된다. 따라서 하위 노드 Y는 제어 신호의 윈도우 크기가 $2a$ 이상을 가질 경우 링크의 효율을 1에 가깝게 유지할 수 있다. 따라서 본 논문에서는 링크의 효율을 1에 가깝게 유지하기 위하여 하위 노드 Y의 버퍼 K에 일정한 임계값 F를 두고 in-flight 셀을 고려하여 $4a$ 의 값이 F보다 작은 상위 노드를 짧은 거리 상위 노드, $4a$ 의 값이 F보다 큰 상위 노드를 먼 거리 상위 노드로 구별한다. 그리고 이에 따라 짧은 거리 상위 노드의 제어에는 윈도우 제어 방식을, 먼 거리 상위 노드의 제어에는 평균을 제어 방식을 사용한다.

B) 윈도우 제어 방식

짧은 거리의 상위 노드는 많은 수의 in-flight셀이 존재하지 않으며 제어 신호가 도달하는 시간이 매우 짧다. 따라서 가용 대역폭 발생시 정확한 제어가 가능하며 이를 위하여 윈도우 제어 방식을 사용한다. 윈도우 제어 방식은 일정한 주기마다 하위 노드 Y에서 상위 노드 X 제어 신호를 보내며, 이 제어 신호에는 하위 노드에서 처리할 수 있는 최대 셀의 수를 적어 보낸다. 링크의 효율을 1에 가깝게 하기 위해서는 윈도우의 크기가 적어도 $2a$ 가 되어야 하므로 하위 노드 Y에서는 크레딧을 최대 $2a$ 로 하여 제어 신호를 전송하며, 이 경우 상위 노드 X는 최대 $2a$ 개의 데이터 셀을 전송할 수 있다. 제어 신호에 의한 대역폭의 낭비를 방지하기 위하여 $2a$ 셀 시간마다 제어 신호를 전

송하며 따라서 상위 노드 X도 $2a$ 셀 시간을 주기로 하여 제어 신호를 수신하게 된다. 그리고 새로운 제어 신호를 수신하는 경우에는 이전의 제어 신호에 의하여 허용된 데이터를 전송하지 못하도록 구성하면 $m-1$ 번째 제어 신호에 의한 데이터 셀이 모두 전송되고 난 후에 m 번째 제어 신호에 의한 데이터 셀을 전송하게 된다. 이 때, m 번째 제어 신호에 의한 데이터 셀이 전송을 시작하는 시점에 존재하는 in-flight 셀은 $m-1$ 번째 제어 신호에 의한 데이터 셀이므로 $m-2$ 번째 이전의 제어 신호에 의한 데이터 셀은 in-flight 셀안에 존재하지 않는다. 상위 노드 X는 하위 노드 Y로부터 m 번째 제어 신호를 받은 후 데이터 셀을 전송하기 전에 요구 셀을 하위 노드 Y에게 전송한다. 이 요구 셀 내에는 상위 노드 X가 $m+1$ 번째 제어 신호에 보낼 수 있는 최대 데이터 셀의 수를 적어 보낸다. 즉 상위 노드 X 버퍼 내의 전체 데이터 셀의 수에서 m 번째 제어 신호에 허용된 데이터 셀의 수를 제외한 값을 요구 셀에 적어 보낸다. 이 요구 셀에 적혀진 값은 하위 노드 Y가 전송할 데이터 셀이 없는 상위 노드에게 버퍼를 할당하지 않기 위하여 사용된다. 위와 같은 알고리즘을 구현하기 위해서는 하위 노드 Y가 일정한 수 이상의 버퍼를 가지고 있어야 한다. 이 때 필요한 버퍼의 영역은 성능의 저하를 막기 위한 언더플로우 영역(U)과 데이터 셀의 범람을 막기 위한 오버플로우 영역(F)으로 구성된다. 첫 번째로 언더플로우 영역에 대하여 살펴보면 제어 신호는 $2a$ 셀 시간을 주기로 하여 전송되며, 전송된 제어 신호에 의한 데이터 셀은 $2a$ 셀 시간 이후에 도착한다. 이에 대한 그림이 아래에 나타나 있다.

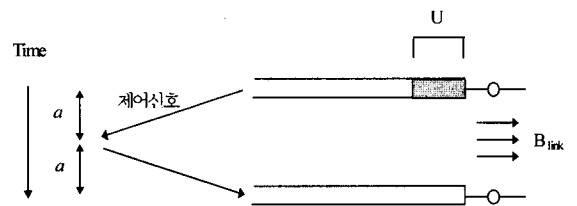


그림 2. 언더플로우를 방지하기 위한 영역
Fig. 2. Field for protecting underflow.

이 때,

$$U = \frac{2a \cdot B_{link}}{Cell_Size} \quad (6)$$

로 주어진다. 따라서 데이터의 고갈에 의한 링크의 성능 저하를 막기 위해서는 버퍼에 적어도 U개의 셀이 존재하여야 한다. 두번째로 오퍼플로우 영역에 대하여 살펴보면 하나의 제어 신호는 최대 크레딧의 크기가 $2a$ 이고 이 경우 나타날 수 있는 최대 in-flight 셀의 개수가 $2a$ 이므로 $4a$ 개의 셀을 저장할 수 있는 공간이 존재하면 버퍼의 범람에 의한 오퍼플로우가 발생하지 않는다. CAPRO 알고리즘에서 오퍼플로우 영역으로 할당된 값이 F이므로 $4a \leq F$ 가 성립하는 연결에 대해서만 오퍼플로우가 발생하지 않는다. 이러한 이유에서 $4a$ 값이 F보다 작은 상위 노드를 분리하여 제어한다.

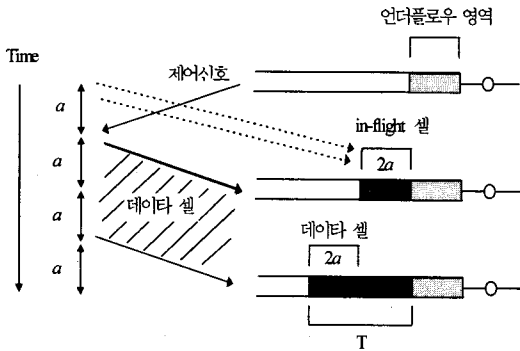


그림 3. 오퍼플로우를 방지하기 위한 영역
Fig. 3. Field for protecting overflow.

또한 하위 노드 Y는 위반 셀을 감지하기 위하여 카운터를 가지고 있다. 하위 노드 Y는 $2a$ 셀 시간을 주기로 하여 크레딧을 보내며 크레딧을 전송하는 순간에 이 값을 카운터에 옮겨 적는다. 그리고 이 크레딧에 의한 데이터 셀이 도착하기 시작하는 $2a$ 셀 시간 이후의 데이터 셀에 대하여 1개 셀이 도착할 때마다 카운터의 값을 1씩 감소시킨다. 이 카운터의 값이 0이 되면 크레딧에 의하여 허용된 데이터 셀이 모두 전송된 것이므로 이후에 들어오는 데이터 셀은 위반 셀로 간주한다. 그리고 이전 크레딧이 전송된 후에 $2a$ 셀 시간 후에는 다시 크레딧을 전송하므로 이 값을 다시 카운터에 적는다.

C) 평균을 제어 방식

먼 거리의 상위 노드는 많은 수의 in-flight 셀이 존재할 수 있으며 제어 신호가 도달하는 시간이 매우 길다. 따라서 가용 대역폭 발생시 이를 상위 노드에게 전송하여 이에 따라 상위 노드가 트래픽을 전송하여도

시간 지연에 의하여 가용 대역폭과 전송한 트래픽의 양이 일치하지 않는 경우가 발생한다. 특히 가용 대역폭의 변화가 심한 경우에는 이러한 불일치가 더욱 크게 된다. 이러한 예가 아래 그림4에 나타나 있다.

따라서 CAPRO 알고리즘은 먼 거리의 상위 노드에 대해서는 가용 대역폭의 평균값 만으로 제어를 행한다. 이를 위하여 시간 t를 고정된 길이 T의 구간으로 나눈다. 그리고 모든 먼 거리 상위 노드에게 시간 구간이 끝나는 순간 그 시간 구간동안의 평균 가용 대역폭을 공평하게 나누어 분배한다. 즉 어떤 시간 구간 T sec 동안 총 n 개의 ABR 셀이 가용 대역폭을 통하여 전송되었다면 평균 가용 대역폭은

$$\text{평균 가용 대역폭} = \frac{n}{T} \times \text{Cell_Size} \quad (7)$$

의 식으로 주어지며 모든 연결의 MCR이 0이라 가정하면 하나의 상위 노드에 할당된 대역폭은

$$\text{할당 대역폭} = \frac{\text{평균 가용 대역폭}}{N} \quad (8)$$

으로 주어진다. 여기에서 N은 활성(active) 상위 노드의 개수이다.

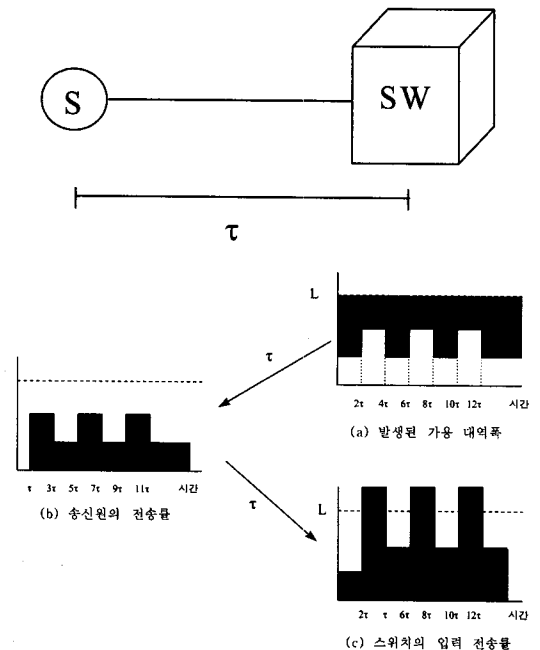


그림 4. 가용 대역폭 불일치의 예
Fig. 4. A example of disagreement of available bandwidth.

IV. CAPRO 알고리즘의 성능 평가

1. 버퍼의 크기

하위 노드에 연결된 상위 노드의 수를 N 이라 하고 윈도우 제어 방식에 의하여 제어를 받는 상위 노드의 수를 N_1 , 평균을 제어 방식에 의하여 제어를 받는 상위 노드의 수를 N_2 이라 하자. 그리고 하위 노드가 가지고 있는 버퍼의 크기를 K 라 하자. 이 때 K 는 윈도우 제어 방식의 언더플로우를 막기 위한 영역 U 와 오버플로우를 막기 위한 영역 F , 평균을 제어 방식의 데이터를 저장하기 위한 영역 C 로 구성된다. 따라서 총 버퍼의 크기 K 는

$$K = U + F + C \tag{9}$$

로 주어진다. CAPRO 알고리즘을 구현하기 위해서는 먼저 F 값을 결정하여야 한다. 앞에서 언급한 바와 같이 각 연결에 대하여 먼저 a 값을 구한후 $4a$ 값이 F 보다 클 경우와 작을 경우에 행하는 트래픽 제어 방법이 다르므로 F 값은 매우 중요한 인자이다. F 값은 하위 노드에 연결된 상위 노드의 수 N_1 , 윈도우 제어 방식으로 제어를 행하는 상위 노드 중 가장 거리가 먼 상위 노드까지의 전파 거리 d , 링크의 전송속도 B 에 비례한다. 따라서 F 는

$$F = N_1 \times d \times B \tag{10}$$

로 주어진다. 따라서 윈도우 제어 방식으로 제어를 행하는 상위 노드의 수와 링크의 전송속도가 일정한 경우 버퍼의 크기를 크게하여 F 를 크게 설정하면 윈도우 제어 방식으로 보다 정확한 제어를 행할 수 있는 거리가 늘어나게 된다. 그리고 여기에서 결정된 d 값에 따라 U 의 크기가 결정된다. 즉 3.2.1절의 a 와 d 의 관계식과 3.2.2절의 U 와 a 의 관계식에 의하여 U 와 d 의 관계를 구할 수 있으며 다음의 식으로 주어진다.

$$\begin{aligned} U &= \frac{2a \cdot B_{link}}{Cell_Size} \\ &= \frac{2 \cdot B_{link}}{Cell_Size} \times \frac{d \cdot B}{Cell_Size \times V} \\ &= 2 \cdot \left(\frac{B_{link} \cdot B}{(Cell_Size)^2} \right) \cdot \left(\frac{d}{V} \right) \\ &= 2 \cdot \left(\frac{B_{link} \cdot B}{(Cell_Size)^2} \right) \cdot \tau \end{aligned} \tag{11}$$

즉 U 값은 B_{link} 가 상수인 경우 전파 거리 또는 전파

지연에 비례한다. 따라서 윈도우 제어 방식에 관련된 영역 $F+U$ 의 값도 전파 거리 또는 전파 지연에 비례함을 알 수 있다.

2. 시뮬레이션 환경

실험에 사용된 스위치의 연결구조가 아래 그림에 나타나 있다.

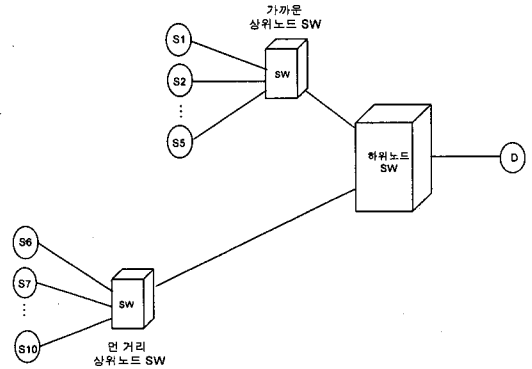


그림 5. 시뮬레이션 모델
Fig. 5. Simulation model.

실험에 사용된 기본 가정은 다음과 같다.

1. 사용된 모든 스위치는 제안된 구조로 되어있다. 그리고 CAPRO 알고리즘으로 운용된다.
2. 모든 송신원은 하나의 하위 노드를 통하여 수신원으로 전송된다.
3. 송신원 1-5는 가까운 상위 노드 스위치에 직접 연결 되어 있다.
4. 송신원 6-10은 먼거리 상위 노드 스위치에 직접 연결 되어 있다.
5. 수신원은 하위 노드 스위치에 직접 연결 되어 있다.
6. 가까운 상위 노드 스위치에서 하위 노드 스위치까지의 거리는 10km이다.
7. 먼 거리 상위 노드 스위치에서 하위 노드 스위치까지의 거리는 1000km이다.
8. 전파 속도 = 200,000 km/sec
9. 각 스위치에서의 처리 시간은 무시한다.
10. 각 송신원의 MCR은 0이다.
11. 하위 노드 스위치의 링크 전송률은 150Mbps이다.
12. 하위 노드 스위치의 버퍼 길이는 K 이다.

13. 시뮬레이션은 1000 셀 시간동안 행한다. 위의 환경에 의하여

$$a = \frac{10km \times 150Mbit/sec}{42Abit \times 200,000km/sec} \approx 18 \quad (12)$$

이 된다.

3. 시뮬레이션 결과

위와 같은 시뮬레이션 환경에서 CAPRO 알고리즘과 EPRCA 알고리즘에 대하여 시뮬레이션을 행하였다.

1) 링크의 효율

하위노드에서 수신원으로 전송되는 링크의 효율을 관찰하였다. 링크의 효율에 대한 시뮬레이션 결과는 다음과 같다.

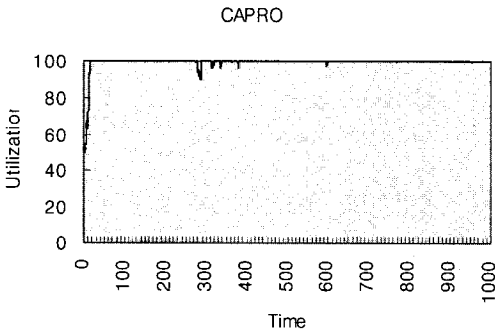


그림 6. 링크의 효율 (CAPRO)
Fig. 6. Link efficiency(CAPRO).

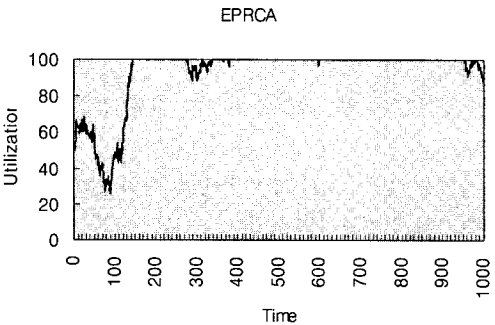


그림 7. 링크의 효율 (EPRCA)
Fig. 7. Link efficiency(EPRCA).

시뮬레이션 결과 제안된 CAPRO 알고리즘은 정상 상태에 도착한 이후에는 거의 100%에 가까운 효율을 나타내고 있음을 알 수 있다. 그러나 EPRCA 알고리

즘은 정상 상태에 도달하는 시간이 오래 걸리며 먼 거리 송신원에 의한 영향으로 전송 효율이 낮아짐을 알 수 있다.

2) 버퍼의 길이

하위노드 버퍼에서 저장되는 데이터 셀의 수를 관찰하였다. 버퍼의 길이는 CAPRO 셀 손실이 발생하지 않는 크기인 100 셀로 하였다. 데이터 셀의 분포에 대한 시뮬레이션 결과는 다음과 같다.

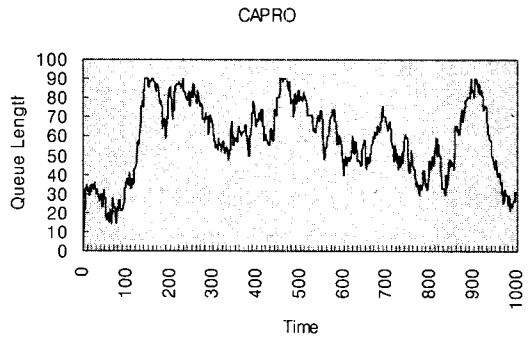


그림 8. 큐 길이 분포 (CAPRO)
Fig. 8. Queue length distribution(CAPRO).

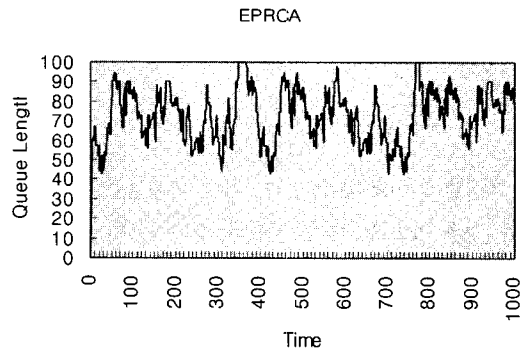


그림 9. 큐 길이 분포 (EPRCA)
Fig. 9. Queue length distribution(EPRCA).

시뮬레이션 결과 제안된 CAPRO 알고리즘은 셀 손실이 발생하지 않음을 알 수 있다. 그러나 EPRCA 알고리즘은 먼 거리 송신원에 의한 영향으로 350 셀 시간과 780 셀 시간에서 셀이 손실되었다.

V. 결론

본 논문에서는 ABR 서비스가 효율적으로 제공되기 위하여 전파 지연을 고려하여 링크 단위로 트래픽을

제어하는 새로운 알고리즘(CAPRO)을 제안하였다. 제안된 알고리즘은 버퍼의 크기가 결정될 경우 버퍼의 크기에 따라 가까운 거리와 먼 거리의 송신원을 분리함으로써 전파 지연에 의한 영향을 최소화하여 링크의 효율을 높이고 셀 손실률을 줄일 수 있다. 그러나 본 논문에서 제안된 알고리즘은 상대적으로 스위치 구현의 복잡도가 다소 증가하였으며 모든 상위 노드 스위치가 하위 노드 스위치에서 먼 거리에 있는 경우 성능의 향상을 기대하기 어렵다. 앞으로 간단한 알고리즘으로 먼 거리의 스위치 만이 존재하는 경우에 대하여 연구가 계속되어야 할 것이다.

참 고 문 헌

- [1] M. Hluchyj et al., Closed-Loop Rate-Based Traffic Management, AF-TM 94-0211R3, Apr., 1994.
- [2] L. Roberts, Enhanced PRCA(Proportional Rate Control Algorithm), AF-TM 94-0735R1, Aug., 1994.
- [3] L. Roberts, The Benefits of Rate-Based Flow Control for ABR Service, AF-TM 94-0796, Sep., 1994.
- [4] Nanying Yin, Michael G. Hluchyj, On Closed-Loop Rate Control for ATM Cell Relay Networks, Proceedings of INFOCOM94, Jun., 1994.
- [5] H. Ohsaki, M. Murata, H. Suzuki, C. Ikeda, H. Miyahara, Analysis of Rate-Based Congestion Control Algorithms for ATM Networks - Part 1: Steady State Analysis -, Proceedings of GLOBECOM95, Nov., 1995.
- [6] H. T. Kung, R. Morris, Credit-Based Flow Control for ATM Networks, IEEE Network Magazine, pp.40-48, Apr., 1995.
- [7] H. T. Kung, T. Blackwell, A. Chapman, Credit-Based Flow Control for ATM Networks: Credit Update Protocol, Adaptive Credit Allocation, and Statistical Multiplexing, Proc. ACM SIGCOMM 94 Symposium on Communications Architectures, Protocols and Applications, Aug., 1994.
- [8] H. T. Kung, K. Chang, Receiver-Oriented Adaptive Buffer Allocation in Credit-Based Flow Control for ATM Networks, Proc. of INFOCOM95, Apr., 1995.
- [9] Nanying Yin, Fairness Definition in ABR Service Model, AF-TM 94-0928R2, Nov., 1994.
- [10] W. Stallings, Data And Computer Communication, Maxwell Macmillan International Editions, pp. 134-141, 1989.
- [11] S. Sathaye, Draft Version 3.0 of ATM Forum Traffic Management Specification Version 4.0, AF-TM 95-0013R2, Apr., 1995.
- [12] A. W. Barnhart, Explicit Rate Performance Evaluation, AF-TM 94-0983R1, Oct., 1994.
- [13] A. Charny, D.D. Clark, R. Jain, Congestion Control with Explicit Rate Indication, Proceedings of ICC95, Jun., 1995.
- [14] 조유제, "ABR 서비스를 위한 폭주제어 기술 동향", 텔레콤, 제11권, 제1호, pp.23-35, 1995.6

저 자 소 개

朴 起 鉉(正會員)

1990년 2월: 연세대학교 전자공학과 학사 졸업. 1992년 2월: 연세대학교 전자공학과 석사 졸업. 1997년 8월: 연세대학교 전자공학과 박사 졸업. 1997년 9월 ~ 현재 : 대우전자 근무. ※ 주관심 분야 : BISDN/ATM, ATM traffic control, ABR

金 東 淵(正會員)

1986년 2월: 연세대학교 전자공학과 학사 졸업. 1988년 2월: 연세대학교 전자공학과 석사 졸업. 1995년 8월: 연세대학교 전자공학과 박사 졸업. 1988년 ~ 1996년 9월: (주)데이콤 근무. 1996년 9월 ~ 현재 : 국립안성산업대학교 전자공학과 전임강사. ※ 주관심 분야 : Network Management, Wireless Communication, High-speed Multimedia Communication

李 相 培(正會員)

1954년 ~ 1958년: 공군 사관학교 학사 졸업. 1951년 ~ 1961년: 서울 대학교 전자 공학과 학사 졸업. 1962년 ~ 1964년: Stanford University 석사 졸업. 1961년 ~ 1967년: 공군 사관학교 조교수. 1967년 ~ 1969년: 원자력 연구소 연구관. 1969년 ~ 1979년: 서울 대학교 전자공학과 조교수. 1972년 ~ 1975년: 영국 Newcastle University 전자공학과 박사 졸업. 1978년: 한국통신기술연구소 위촉 연구원. 1982년 ~ 현재: 연세대학교 전자공학과 교수. 1982년: 영국 Newcastle University 교환 교수. ※ 주관심 분야 : High-speed Multimedia Communication, BISDN/ATM

金 承 天(正會員)

1994년 2월: 연세대학교 전자공학과 학사 졸업. 1996년 2월: 연세대학교 전자공학과 석사 졸업. 1996년 3월 ~ 현재: 연세대학교 전자공학과 박사 과정 재학중. ※ 주관심 분야 : BISDN/ATM, ATM over Satellite, Multimedia Communication

李 載 用(正會員)

1977년 ~ 1982년: 국방과학연구소 연구원. 1983년 ~ 1986년: Iowa state University 연구조원. 1987년: Iowa state University 조교수. 1987년 ~ 1992년: 포항공대 전자계산학과 조교수. 1987년 ~ 1994년: 산업과학기술 연구소 겸직 연구원. 1992년 ~ 1994년: 포항공대 전자계산학과 부교수. 1994년 ~ 현재: 연세대학교 전자공학과 교수. ※ 주관심 분야 : Network Management, Protocol Engineering, Multimedia Communication