

ATM 스위치의 폭주 제어 및 최대 링크 이용률을 위한 대역 할당 알고리즘

정회원 정 경 태*

Bandwidth Allocation Algorithm for Congestion Control and Maximum Link Utilization in ATM Switch

Kyung-Taek Chung* *Regular Member*

요 약

ATM 스위치에서 입력 트래픽의 링크 이용의 불확실성과 입력 트래픽에 대한 예측오류 등으로 인한 폭주가 발생할 가능성을 완전히 배제할 수 없기 때문에 스위치 내부에서 폭주 발생을 억제할 수 있는 방법이 모색되어야 한다. 본 논문에서는 스위치 내부 링크의 대역 사용량을 측정하여 폭주 및 트래픽 제어를 수행하고 링크 이용률을 최대화하기 위한 대역 할당 알고리즘을 제안한다. 폭주가 발생한 링크에 대하여 짧은 시간 내에 폭주를 해결하고 폭주가 발생하지 않은 링크에서는 사용하고 남은 여분의 대역을 공평하게 할당함으로써 링크의 이용률을 극대화할 수 있으므로 트래픽 관리를 보다 쉽고 효율적으로 수행할 수 있다.

ABSTRACT

The future B-ISDN(Broadband Integrated Services Digital Network) will support a wide variety of communication services with different QoS(Quality of Service) requirements. The ATM(Asynchronous Transfer Mode), because of its efficiency and flexibility, is widely accepted as the basis for the future B-ISDN. In ATM network, a method which controls network congestion must be considered because of unreliability of link utilization and prediction error of input traffics. As performing the congestion and traffic control in ATM switch, network resources will be used more efficiently. In this paper, we propose bandwidth allocation algorithm for improvement of the link utilization and congestion control. The proposed algorithm performs congestion and traffic control process after measuring the current bandwidth at internal links in ATM switch.

I. 서론

ATM(Asynchronous Transfer Mode) 망은 음성, 화상, 데이터등을 포함하는 다양한 범주의 트래픽들을 수용하고 모든 정보를 제한된 크기의 정보단위로 된 셀로 만들어 통계적 다중화하여 자기 다른 서비스 품질요구조건을 갖는 서비스들을 유연하게 수용할 수 있고 대역폭을 효율적으로 사용할 수 있다. ATM Forum에서는 멀티미디어 데이터를 포함한 다

양한 데이터를 비트율과 QoS(Quality of Service) 파라미터에 따라 CBR(Constant Bit Rate), VBR(Variable Bit Rate), ABR(Available Bit Rate), UBR(Unspecified Bit Rate)과 같은 서비스 계층으로 나누어 정의하였다. 이 모든 서비스 계층은 같은 물리 링크를 공유하는데 CBR과 VBR은 보장된 전송률과 대역폭을 사용하고, ABR 및 UBR은 CBR/VBR이 사용하고 남은 대역폭을 사용한다. ABR은 전송 지연 시간에 대해서는 민감하지 않으나 비교적

* 군산대학교 전자정보공학부(eoe604@ks.kunsan.ac.kr)

논문번호 : 00375-0927, 접수일자 : 2000년 9월 27일

※ 본 논문은 2000년도 두뇌한국21사업에 의하여 일부 지원되었음

작은 셀 손실률을 요구하는 서비스 계층이다. UBR은 어떠한 대역폭이나 전송률을 보장받지 못하며 빈번한 셀 손실로 인한 사용자 터미널간의 재전송 기능이 가능한 애플리케이션에 유용하다^{1,2)}.

ATM이 지향하는 목표인 다양한 서비스 요구 조건과 특성을 갖는 사용자의 트래픽을 수용하고 ABR과 같은 버스티하고 예측 불가능한 자원의 효율적인 사용을 위해서 집중적으로 연구되고 있는 분야가 트래픽 흐름 제어와 폭주 제어이다^{3,4)}. ABR 흐름제어 알고리즘의 중요한 요구조건은 ABR 버퍼의 안정도, 높은 수율, 낮은 셀 손실률, 대역폭 이용의 공정성, 빠른 응답 특성, 변동하는 망 환경에의 적응성, 알고리즘 구현의 용이성 등이 있다. 현재 ATM Forum에서는 스위치에서의 동작 방식에 관한 규정에 관해서는 제안된 여러 스위치 방식들을 가능한 모두 수용할 수 있도록 포괄적으로 기술하면서 실제 구현되는 스위치 알고리즘은 스위치 특성에 맞게 선택할 수 있도록 하였다.

ATM 스위치에서 입력 트래픽의 링크 이용의 불확실성과 입력 트래픽에 대한 예측오류 등으로 인한 폭주가 발생할 가능성을 완전히 배제할 수 없기 때문에 스위치 내부에서 폭주 발생을 억제할 수 있는 방법이 모색되어야 한다. ATM 스위치 내부 링크는 처리속도가 빠르고 용량이 크기 때문에 폭주가 발생하여 셀이 버려진다면 순간적으로 많은 데이터가 버려질 수 있으므로 이를 효율적으로 제어해야 한다. 또한 계속적으로 링크 사용량을 감시하여 폭주가 발생하지 않도록 미리 방지해야 한다^{5,7)}. 본 논문에서는 ATM 스위치 내부 링크에서 발생할 수 있는 폭주를 방지하고, ABR 및 UBR VC들에게 사용하고 남은 대역폭을 공평하게 할당할 수 있는 알고리즘을 제안한다. 각 스위치 소자에 연결된 내부 링크들의 대역 사용량을 서비스 클래스별로 측정하여, 내부 링크에서의 폭주를 검출하고 링크를 통과하는 VC들에게 남은 대역을 할당한다. 대역 할당에 있어서 ABR 트래픽은 UBR 트래픽보다 높은 우선 순위를 가지며, 각 ABR VC들은 공평하게 대역을 할당받는다. 따라서 제안된 알고리즘은 스위치 내부의 폭주를 해결하고 여분 대역을 할당함으로써 스위치의 링크 이용률을 높이고 하드웨어 비용을 줄이며 처리율을 증가시켜 다양한 종류의 데이터를 서비스할 수 있어서 서비스의 유연성을 증가시킬 수 있다.

본 논문의 구성은 2장에서 ATM스위치 구조와 대역제어에 대하여 살펴보고, 3장에서는 제안된 알

고리즘을 기술하고, 4장에서는 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 제안된 알고리즘의 성능 측정 및 결과를 분석하였으며, 5장은 결론으로 구성되었다.

II. ATM 스위치 구조와 대역 제어

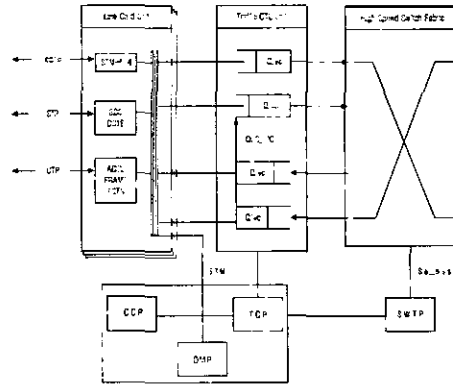


그림 2.1 ATM 교환 시스템

그림 2.1은 ATM 교환 시스템의 구성도를 보여주고 있다. 교환 시스템은 라인 입력 카드 유니트, 트래픽 제어 유니트, 고속 스위치 유니트, 그리고 관리 및 제어 프로세서 유니트로 구성되어 있다. 고속 스위치 유니트의 기본적인 블록은 그림 2.2와 같이 입력 측의 입력 큐, 스위치, 출력 측의 출력 큐로 분류된다. 입력 큐에서는 입력된 셀을 저장하고 저장된 셀을 페어 큐잉 방식에 의해서 각 연결에 할당된 대역량 만큼을 스위치에 입력한다. 페어 큐잉 방식은 VC별로 할당된 대역에 따라 셀을 스위치 모듈에 입력되는데, CBR과 VBR VC는 보장된 전송률과 대역폭을 사용하고, ABR 및 UBR VC는 스위치 내부링크의 상태에 따라 AR(Allowed Rate) 값을 할당한다. 그림 2.2는 각 링크의 상태를 파악하고 스위치의 내부 링크의 트래픽을 관리하기 위한 8x8 Banyan 스위치 구조를 보여주고 있다. 각 스위치 소자는 출력 버퍼를 가지고 있으며 이 출력 버퍼로 입력되는 각 클래스별 셀 수를 점선의 링크를 통하여 스위치 트래픽 관리 프로세서(SWTP)에 통보한다. 본 알고리즘에서는 데이터의 서비스 클래스를 CBR, VBR, ABR, UBR의 4가지로 구분하여 처리한다^{8,9)}.

SWTP는 입력된 데이터를 분석하여 각 링크의 각 클래스별 데이터 속도를 파악하고 제안된 알고리즘을 위한 VC(Virtual Connection) 테이블을 참조하여 각 VC의 할당 대역을 조정하며 이를 입력

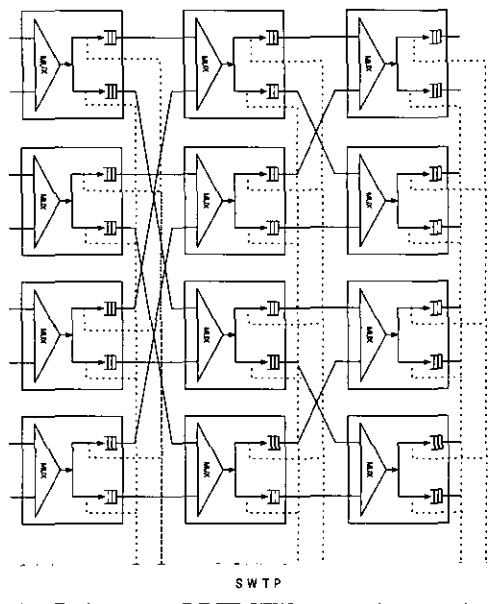


그림 2.2 트래픽 관리를 위한 Banyan 스위치 구조

모듈의 관리 및 제어 프로세서 유니트에게 통보함으로써 정확한 트래픽 관리를 할 수 있도록 하는 구조이다.

표 2.1은 제안된 알고리즘이 참조하는 VC 테이블의 예를 보여주고 있다. 8×8 스위치구조를 기본으로 하고 각 VC는 각 단(stage)을 통과하는 링크 번호를 기록하는데, 기록된 번호의 첫 번째 자리는 통과하는 VC의 링크가 위치한 단이고 나머지 두 자리 수는 각 단의 링크의 일련 번호이다. VC 테이블에는 각 VC들이 점유하는 링크와 현재 할당된 대역이 기록되어 있다. 각 링크의 상태는 SWTP에 입력되고, SWTP는 VC 테이블과 링크 상태에 따라 각 VC들의 대역 할당량을 계산하여 VC 테이블에 기록한다. 각 링크 번호 아래의 AR값은 링크 상태에 따라 각 VC가 할당받을 수 있는 대역폭이다. 폭주를 방지하기 위해서, 이 값들 중 제일 적은 값을 입력 측에 통보한다. 입력 측에서는 VC들의 대역을 재할당하고, 그 결과를 SWTP에 통보한다. SWTP에서 처리한 모든 결과는 곧바로 관리 및 제어 프로세서 유니트의 CCP와 TCP에 전달되어 트래픽 제어 유니트를 제어한다.

스위치 내부 링크의 대역조정은 이 링크의 용량을 초과하면 초과분의 양을 줄인다. 반면에 데이터의 입력이 링크의 용량 이하이면 ABR과 UBR 데이터의 AR값을 조정하여 링크 용량을 최대로 이용할 수 있도록 대역을 할당한다.

표 2.1. VC 테이블

VC 번호	통과하는 링크			Traffic type	대역할당 여부	할당된 대역(kbps)		
	AR	PCR	MCR					
0	001	102	203	CBR	○	64	.	.
1	003	103	202	VBR	○	15	100	.
2	006	105	206	ABR	○	25	500	15
	AR	AR	AR					
3	005	101	201	CBR	○	64	.	.
4	004	107	205	ABR	×	150	150	30
.
N	008	108	208	UBR	○	10	100	5
	AR	AR	AR					

III. 제안된 폭주제어 및 대역 할당 알고리즘

SWTP는 VC 테이블을 통해 연결되어 있는 VC들의 경로 및 현재 대역 할당량을 입력받고, 일정 주기로 스위치 내부 링크 및 출력 링크의 서비스 클래스별 대역 사용량을 입력받아 폭주 검출 및 여분의 대역을 계산하여 VC별로 대역을 할당한다. CBR, VBR VC들의 대역폭이 보장되는지, 폭주가 발생했는지, 폭주가 발생할 가능성이 있는지, 대역폭의 여분이 있는지의 여부를 판정하여 이를 근거로 입력 링크에서 적절한 대역폭을 할당하는 알고리즘이다. 먼저 스위치 링크에서 CBR 및 VBR 트래픽의 대역 보장의 확인은 링크로 입력되는 데이터가 이 링크의 용량을 초과하지 않으면 우선 순위에 따라 서비스 될 것이기 때문에 입력 데이터의 용량이 링크 용량을 초과하는지의 여부를 확인하는 과정이다. 여기에서 CDP0, CDP1, CDP2, CDP3는 각각 CBR, VBR, ABR, UBR을 의미한다. 이를 위해서 먼저 식 (1)과 같이 각 링크에 입력되는 CDP의 데이터 속도를 계산해야 한다. 각 링크의 CDP 속도는 (1)식과 같다.

$$R_{CDP0} = \frac{N_{CDP0} \times C \text{ bits/cell}}{t_{CDP}} = \frac{N_{CDP0} \times C}{t_{CDP}} \text{ bps} \quad (1)$$

- CDP 카운트 시간: t_{CDP}
- CDP의 카운트 개수: $N_{CDP0}, N_{CDP1}, N_{CDP2}, N_{CDP3}$,

위의 R_{CDP0} 계산을 반복수행 하여 $R_{CDP1}, R_{CDP2}, R_{CDP3}$ 을 계산, CDP별 용량을 계산한 다음에 대역보장 판정을 위한 처리를 수행한다. 먼저 CBR 데이터 용량 R_{CDP0} 가 링크의 대역 허용한계 T_L 이하이

면 CBR 대역은 보장되거나 이와 반대이면 VC 테이블의 대역할당 여부에 이 링크를 지나는 모든 VC에게 대역 할당 불가능함을 기록하고 이 링크를 통과하는 모든 CBR VC들과 초과 대역을 TCP에게 통보한다.

CBR 데이터의 대역이 보장된 경우 다음에는 VBR 데이터의 대역이 보장되는지를 판정하는데 $R_{CDP0} + R_{CDP1}$ 값이 링크의 대역허용 한계 T_L 이하이면 CBR, VBR 대역은 보장되거나, 이 조건을 만족하지 않으면 VC 테이블에 이 링크를 지나는 모든 VC의 대역할당 여부에 대역 할당 불가능함을 기록하고 대역이 보장되지 않은 VBR VC들과 초과대역을 TCP에게 통보한다.

그림 3.1은 CBR과 VBR 데이터의 서비스 보장 확인을 위한 흐름도이다.

그림 3.2는 각 링크의 상태를 확인 및 조정하는 흐름도이다. 모든 링크에서 다음과 같은 과정을 통해서 링크의 상태를 VC 테이블에 기록한다. 스위치의 내부 링크들 중에서 여분의 대역이 존재하는 링크의 ABR 및 UBR VC에게 대역을 할당하는데 각 내부 링크의 남은 대역을 계산하고 이 링크를 지나는 ABR VC와 UBR VC에게 일정 비율로 대역을 할당한다. 대역 할당에 필요한 계산량 및 스위치의 안정성을 고려하여 각 UBR 및 ABR VC가 할당받은 대역 중 제일 적은 대역을 할당하고 이 대역을 TCP에 통보한다. 그리고 대역 할당을 하기 전에 대역을 할당받을 수 없는 VC들을 계산에서 제외시켜야 한다.

위와 같은 과정의 수행은 다음과 같다.

- i) 폭주 상태의 링크를 통과하는 ABR, UBR VC와 $AR=PCR$ 인 VC를 제외
 - VC 테이블에서 CBR 혹은 VBR 대역을 보장하지 못하는 링크와 폭주가 발생한 링크를 지나는 VC는 대역 할당 여부에 표시를 해둠으로서 대역할당 알고리즘에서 제외시킴
 - $AR = PCR$ 인 ABR VC는 VC 테이블의 대역 할당 여부에 표시를 해둠으로서 대역할당 알고리즘에서 제외시킴
- ii) 정상 상태 링크의 남은 대역의 대역 할당
 - 각 링크의 사용되지 않은 대역계산
 - $C_f = T_L - R_{tot}$
 - C_f : 사용되지 않은 대역
 - ABR VC와 UBR VC에 남은 대역 할당

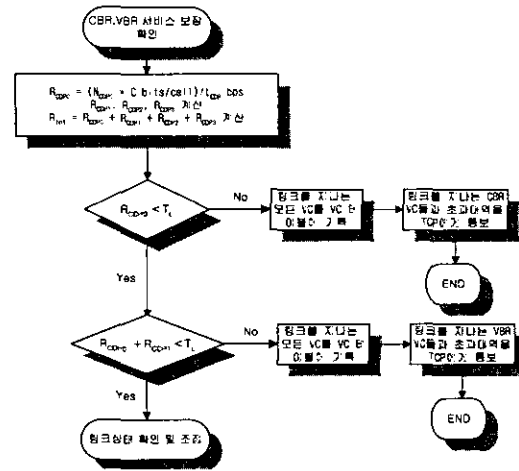


그림 3.1. CBR, VBR 서비스 보장 확인 흐름도

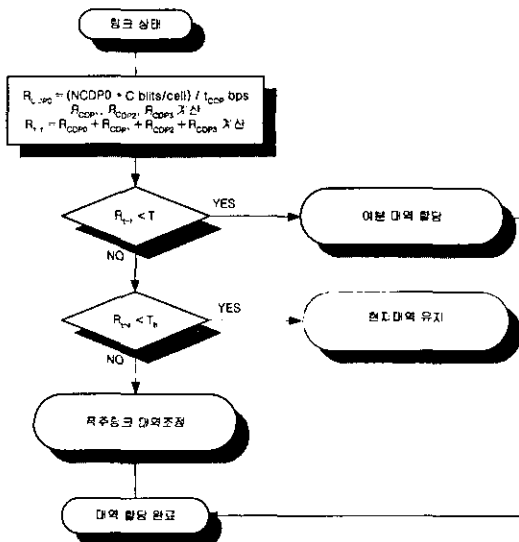


그림 3.2. 링크상태 확인 및 조정 흐름도

- 링크를 지나는 ABR 및 UBR VC들 각각의 가중치 계산

$$W_{ABR} = \frac{PCR - AR}{\sum_{ABR_{VC} \in S_L} (PCR - AR)} \quad (2)$$

$$W_{UBR} = \frac{PCR - AR}{\sum_{UBR_{VC} \in S_L} (PCR - AR)} \quad (3)$$

W_{ABR} : 계산하는 링크를 지나는 ABR VC의 가중치
 W_{UBR} : 계산하는 링크를 지나는 UBR VC의 가중치
 S_L : 계산하는 링크를 지나는 VC들의 집합

- ABR VC에 대역 할당

$$AR_{new} = AR_{old} + [C_f \times \frac{F_{ratio}}{(F_{ratio} + 1)}] \times W_{ABR} \quad (4)$$

F_{ratio} : 알고리즘에서 정한 ABR과 UBR 대역 할당의 비

- UBR VC에 대역 할당

$$AR_{new} = AR_{old} + [C_f \times \frac{1}{(F_{ratio} + 1)}] \times W_{UBR} \quad (5)$$

iii) ABR VC 및 UBR VC의 할당 대역 선택

- 정상적인 ABR VC 및 UBR VC는 스위치 단수 만큼의 AR_{new} 가 ii)단계에서 계산되는데 이중 제일 적은 값이 할당된 AR로 선택
- 만약 선택된 AR이 PCR보다 클 경우에는 AR을 PCR로 선택

할당받는 VC들 사이에서 각 VC의 PCR과 AR값의 차이에 의해 가중치를 계산하여 이 가중치에 의해 VC의 할당 대역을 결정하는데 이렇게 함으로써 할당받는 모든 VC들이 PCR값에 근접할 수 있도록 하기 위함이다. 그림 3.3은 각 링크의 여분 대역을 VC들에게 할당하는 과정을 흐름도로 보여주고 있다.

각 링크의 폭주 발생의 확인은 $R_{tot}(R_{CDP0} + R_{CDP1} + R_{CDP2} + R_{CDP3})$ 가 링크 용량의 한계치보다 크면 링크의 폭주 발생으로 판정하고 폭주를 해결하기 위하여 UBR 및 ABR의 대역을 감소시킬 수 있도록 프로세서에 통보한다. 폭주가 발생하지 않으면 알고리즘은 대역할당 단계로 넘어간다. 폭주발생 판정 및 대역 조정에 대한 내용은 다음과 같다.

- $R_{tot}(R_{CDP0} + R_{CDP1} + R_{CDP2} + R_{CDP3}) \leq T_M$ 이면 폭주는 발생하지 않음
- 위 조건을 만족하지 않으면 VC 테이블에 이 링크를 지나는 모든 VC의 대역 할당 여부에 불가능을 기록하고 초과대역 $R_{over} = R_{tot} - T_M$ 를 계산하여 $R_{over} \leq S_{UBR}$ 를 만족하면 이 링크를 지나는 UBR VC의 AR을 R_{over}/N_{UBR} 만큼 감소시키고 이 값을 UBR VC들의 할당 값으로 기록한다.
- S_{UBR} : 링크에서 UBR VC가 감소할 수 있는 최대량은 식(6)과 같다.

$$S_{UBR} = \sum_{UBR_{VC} \in S_L} (AR - UBR_{min}) \quad (6)$$

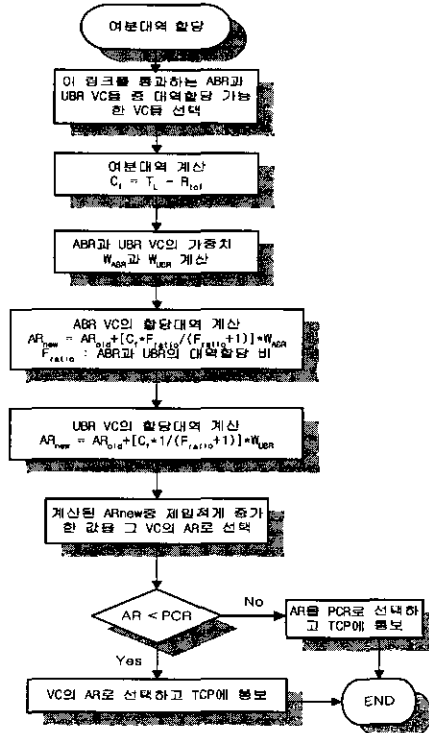


그림 3.3. 여분 대역 할당 흐름도

- UBR_{min} : UBR VC의 최소 대역 할당 값
- N_{UBR} : 링크를 통과하는 UBR VC의 개수
- $S_{UBR} \leq R_{over} \leq S_{UBR} + S_{ABR}$ 이면 UBR VC의 AR을 UBR_{min} 으로 하고 ABR VC의 AR을 $(R_{over} - S_{UBR} - S_{ABR}) / (N_{UBR} + N_{ABR})$ 만큼 감소시키고 이 값을 UBR VC와 ABR VC의 할당 값으로 기록한다.
- S_{ABR} : 링크에서 ABR VC가 감소할 수 있는 최대량은 식(7)과 같다.

$$S_{ABR} = \sum_{ABR_{VC} \in S_L} (AR - MCR) \quad (7)$$

- N_{ABR} : 링크를 통과하는 ABR VC의 개수
- $R_{over} \geq S_{UBR} + S_{ABR}$ 이면 UBR VC와 ABR VC의 AR을 $(R_{over} - S_{UBR} - S_{ABR}) / (N_{UBR} + N_{ABR})$ 만큼 감소시키고 이 값을 UBR VC와 ABR VC의 할당 값으로 기록한다.
- 폭주된 링크가 여러 개 존재할 때 ABR VC 및 UBR VC의 감소된 AR값은 1개 이상의 값이 설정될 수 있다. AR값이 한 개 이상 설정된 ABR 및 UBR VC의 경우에는 설정된 AR값 중 제일 적은 AR을 선택하여 그 VC의 AR값으로 선택한다. 그림 3.4는 폭주 링크의 대역을 감소

시키는 흐름도를 나타내고 있다.

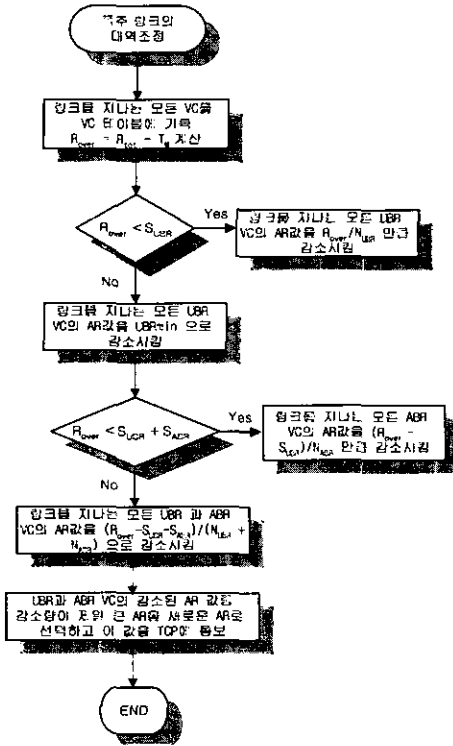


그림 3.4. 폭주 링크의 대역 조정 흐름도

IV. 시뮬레이션 결과 및 고찰

본 알고리즘의 성능을 고찰하기 위해서 8x8 Banyan 구조의 스위치를 모델로 하여 시뮬레이션을 수행하고 그 결과를 분석하였다. 시뮬레이션 환경으로서 각 링크의 대역폭은 155Mbps로 하였고, 각 입력 링크에 20개의 VC를 연결하였으며, 링크의 입계값 T_L, T_M, T_H는 링크용량의 92%, 95%, 98%로 설정하였다. ABR과 UBR의 할당 대역 비율 F_{ratio}는 3으로 하였다. 각 VC의 입력과 출력의 포트 번호는 랜덤하게 선택하였고 각 입력 링크의 입력은 표 4.1의 소스 발생에 의해 입력하였다. 표 4.1은 각 입력 포트의 소스의 QoS별 VC숫자 및 용량을 보여주고 있고, 각 QoS의 용량은 링크 대역폭 155Mbps에 대한 백분율이며, PCR값을 기준으로 하여 전체 입력 용량은 98%이상으로 하였다.

그 결과, 그림 4.1은 스위치의 첫 번째 단 링크의 전체 용량의 변화를 보여주고 있다. 첫 번째 단의 링크에서는 전체 용량이 입계값, T_H, 을 넘지 않았

표 4.1. 입력 링크의 트래픽 파라미터

변수	소스	소스	소스	소스	소스	소스	소스	소스	소스
		1	2	3	4	5	6	7	8
CBR VC	갯수	4	5	4	5	5	4	6	4
	용량 (%)	25	22	18	20	15	20	25	16
VBR VC	갯수	7	7	4	6	4	5	4	7
	용량 (%)	26	15	20	17	20	15	22	20
ABR VC	갯수	3	5	6	4	5	6	6	6
	용량 (%)	28	35	45	42	37	40	35	25
UBR VC	갯수	6	3	6	5	6	5	4	5
	용량 (%)	26	31	17	31	35	23	33	37
전체 용량(%)		105	103	100	110	107	98	115	98

으므로 폭주가 발생하지 않았음을 알 수 있고, 시간이 경과할수록 이용률을 높이면서 안정된 상태로 수렴하고 있음을 보여주고 있다. 그림 4.2는 폭주 링크들의 대역량 추이를 보여주고 있다. 세 번째 단의 305 링크에서 폭주가 발생하였고, 9 슬롯 이내에 빠르게 일정 영역으로 수렴하고 있음을 알 수 있다. 그림 4.3은 폭주 링크 305의 QoS별 대역량의 변화를 보여주고 있다. VBR VC들의 변화는 수렴 속도에 영향을 주고, 여분의 대역이 존재할 때 ABR에 많은 대역을 할당하며, 폭주가 발생했을 경우에는 UBR VC의 대역을 최대로 감소시켜 폭주를 해결하였음을 보여준다.

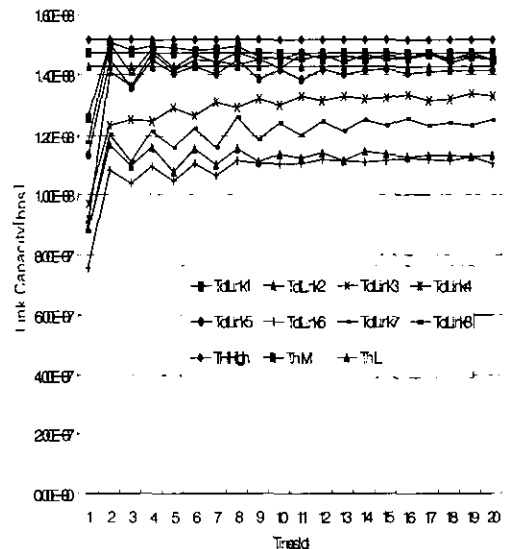


그림 4.1. 첫 번째 단 링크들의 전체 이용 대역량

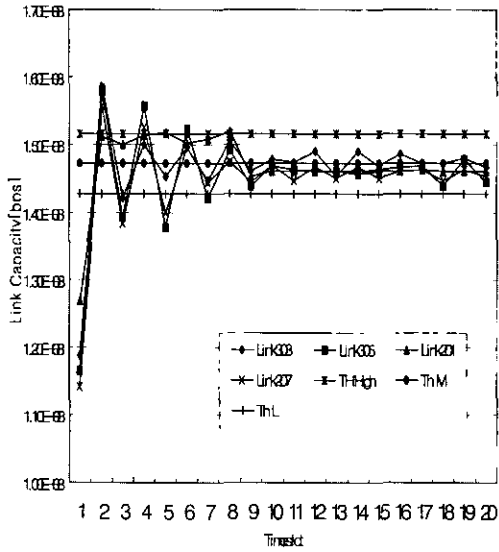


그림 4.2. 폭주 링크들의 대역량 추이

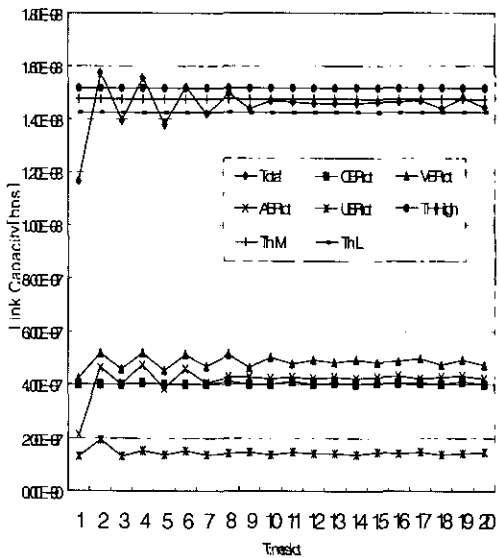


그림 4.3. 링크 305에서의 QoS별 대역량 추이

그림 4.4, 4.5는 폭주 링크를 점유하는 모든 ABR 및 UBR VC들의 AR값의 추이를 보여주고 있다. ABR 및 UBR VC의 AR값이 빠른 시간(8 슬롯) 내에 안정적으로 수렴하고 있음을 보여주고 있고, 여분의 대역 할당에 있어서 ABR에 많은 대역을 할당함으로써, ABR VC의 AR값이 UBR VC의 AR값보다 높은 값으로 수렴하고 있음을 알 수 있다. 또한 같은 QoS의 VC에 공평한 대역 할당을 위해서, AR값이 낮은 VC에 보다 많은 대역을 할당하고

있고, 폭주가 발생하여 대역폭을 줄여야 할 경우 AR값이 높은 VC의 대역을 상대적으로 많이 줄여줌으로서 빨리 수렴하고 있음을 볼 수 있다. 폭주 링크의 대역 할당량이 ABR 및 UBR VC들에게 민감한 영향을 주고 있음을 알 수 있고, 폭주 링크에서 빠른 수렴과 효율적인 대역 할당은 스위치의 이용률을 높일 수 있으며, 스위치 내부 링크에서의 폭주를 방지할 수 있다. 또한 ABR 서비스는 소스와 목적지 사이에서 여러 교환기를 경유하고, ABR 서비스의 흐름 제어는 교환기 및 목적지에서의 피드

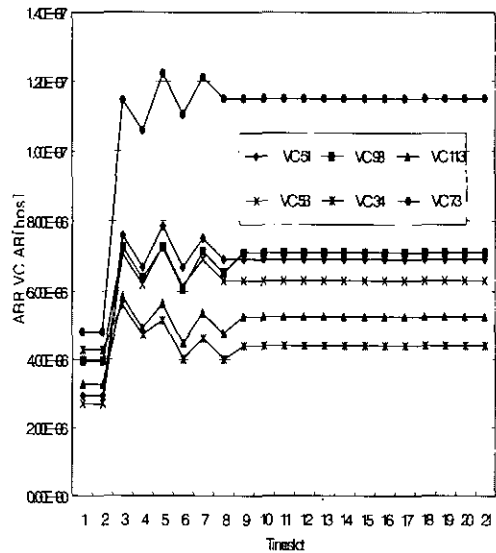


그림 4.4. 링크 305를 점유하는 모든 ABR VC의 AR

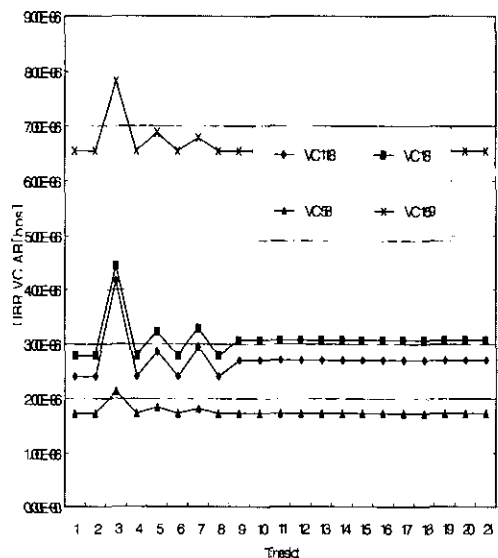


그림 4.5. 링크 305를 점유하는 모든 UBR VC의 AR

