

ATM/LAN 연동장치의 동적대역할당 방식에 대한 성능해석

正會員 李 隱 峻*, 禹 相 徹**, 尹 鐘 浩**

Analysis of Dynamic Bandwidth Allocation Scheme for ATM/LAN Interworking Unit

Un Jun Lee*, Sang Choel Woo**, Jong Ho Yoon** *Regular Members*

요 약

기존의 LAN(Local Area Network) 사용자들은 공중망을 통하여 보다 원거리의 통신이 가능하게 되었고, 다양한 서비스와 고속의 공중망으로 ATM망에 접속을 원하게 되었다. ATM망에서는 비연결성 서비스를 수용하기 위해 비연결형 서버(CLS: Connectionless Server)가 사용되며, 따라서 LAN사용자는 CLS를 통해 서비스를 제공 받게 된다. 이때, 망 연동 장치인 Interworking Unit(IWU: 브리지 또는 라우터)와 CLS간에 설정되는 대역폭을 효과적으로 사용하기 위한 연구가 필요하다.

본 논문에서는 두 개의 우선 순위를 가지는 트래픽에 대한 IWU에서 On-Off 모델로 모델링 되는 호원에서 On 상태에 있는 호원의 갯수에 의해 제어되는 대역할당방식에 대한 큐잉 모델을 제시 하였다. 여기서 우선 순위가 낮은 트래픽(등급 2)은 버퍼의 문턱치 B1에서 손실이 일어나고, 우선순위가 높은 트래픽(등급 1)은 유한버퍼 크기인 B에서 손실이 발생 한다. 이 모델에 대하여 Stochastic Fluid Flow방식을 사용하여 수식적 해석을 수행 한다.

수치적 결과에서, 각 등급의 트래픽은 호원의 On 또는 Off 상태에 있는 평균 시간에 따라 패킷 손실확률이 크게 영향 받음을 알 수 있고, IWU가 CLS에 대역폭을 요청하는데 소요되는 시간에는 큰 영향이 없음을 보였다.

ABSTRACT

In the evolution of Broadband-ISDN, the main issue is to interconnect existing LANs and MANs to B-ISDN based on Asynchronous Transfer Mode. However, LANs provide connectionless services, whereas the ATM network provides connection-oriented services. So some problem arises from accessing ATM switches to transparently transmit connectionless data via B-ISDN. Two methods then were recommended by ITU-TS to support the connectionless

* (주)모다정보통신 기술연구소 연구원

** 한국항공대학교 항공통신정보공학과

論文番號: 96269-0826

接受日字: 1996年 8月 26日

services.

In the paper, we do the numerical analysis, using the stochastic fluid flow method, of dynamic bandwidth allocation scheme with two class traffics in the virtual path established between Interworking Units(IWUS) interconnecting LANs to an ATM network and Connectionless Servers(CLSs). The loss mechanism of each class traffic is controlled by the contents of buffer. The bandwidth which the IWU requests the CLS is estimated by the number of On-Off sources in the On state. We use the stochastic fluid flow method which is to find the steady-state joint probability in each level of the IWU buffer. The length of the IWU buffer as the real random variable is changed by traffics entering the IWU.

I. 서 론

종합정보통신망(ISDN: intergrated services digital network)은 음성과 데이터의 통합적인 서비스는 실현 하였으나, 동화상 및 고속 데이터 서비스 등의 광대역 서비스를 수용하지 못하는 한계에 직면하여, 이들의 서비스를 수용하기 위한 광대역 종합 정보 통신망(Broadband- ISDN)이 나타나게 되었다. BISDN에서 수용되어지는 서비스는 서비스 되는 호원의 트래픽 특성과 요구되는 서비스 품질(QOS)이 각각 상이함으로, BISDN은 이들의 다양한 트래픽 특성과 적절한 QOS를 제공해야 한다. 이를 위해 ITU-T에서는 BISDN의 표준으로 모든 입력 데이터들을 53바이트의 셀(cell)로 만들어 비동기식 전송하는 비동기식 전송 모드(ATM: Asynchronous Transfer Mode)를 표준으로 권고 하고 있다.

또한, 근거리 통신망(LAN: Local Area Network) 사용자들은 공중망으로서 X.25망을 사용하여 지역적 통신의 한계를 극복하였다. 하지만, LAN은 다양한 서비스와 보다 빠른 고속의 데이터 전송을 이루기 위해 BISDN망과의 연동이 필수 불가결 하게 되었다. 그러나 LAN 시스템은 패킷 형태의 비연결형 서비스(connectionless service)를 제공함으로 비연결형 데이터가 ATM 망내에서 투명하게 전송되기 위해서는 ATM 교환기와의 접속이 문제가 된다. 이를 위해 ITU-T에서는 두 가지 연동 방안을 권고하고 있다.⁽¹⁾ 첫번째 간접제공 방식은 ATM망은 단순히 전송로만을 제공한다. 두번째 직접제공 방식은 ATM망 내부에 비연결성 서비스 기능(CLSF: Connectionless Service Function)을 수행하는 비연결형 서버를 두어 비연결형 서비스를 요구하는 모든 가상 채널상의 트래픽을 CLS에 집

중되도록 한다.

LAN 시스템과 ATM망을 연동시 브리지나 라우트와 같은 망간 접속 유닛(interworking unit)은 영구 가상 회선을 사용하여(PVC: permanent virtual circuit) 메쉬망 형태로 고정된 대역폭(fixed bandwidth)을 할당하면 구현이 간단하게 되나, 고정적으로 대역이 할당된 상태에서 전송이 이루어 지면 데이터의 연집성(busy)를 가지는 ATM 망에서는 ATM의 대역폭을 효과적으로 사용할 수가 없게 된다. 따라서 이러한 결점을 보완하기 위해서 종단국과 비연결형 서버간에 존재하는 가상 경로마다 적절한 대역을 동적으로 할당하는 방법이 제안되었다.⁽²⁾ 또한, 수치적으로 Roger와 Kucker가 fluid 모델을 이용한 큐 분포와 손실 확률과 큐에서의 지연 시간에 대한 해석을 수행하였으며,⁽⁴⁾ Schodl은 서비스 프로세스가 호원의 On-Off 프로세스에 의해 제어되는 대역할당 방식에 대해 분석했다.⁽⁶⁾ Yin과 Reiss는 지연시간에 따른 영향에 대해 연구를 수행하였다.⁽⁵⁾⁽⁶⁾ Anwar는 우선순위를 갖는 트래픽에 대하여 각 등급에 대한 다중화기에서의 손실확률을 계산하였다.⁽⁸⁾

본 연구에서는, 기존의 연구와는 달리 IWU와 ATM 망 내부의 CLS간에 설정되는 가상 경로에 대한 IWU의 동적대역할당 방식에 대하여 두가지의 우선순위가 있는 트래픽에 대하여 수치적 해석을 수행한다.

서론에 이어 제2장에서는 LAN과 ATM망을 연결하는 방식에 대해서 살펴보고, 제3장에서는 ATM 망에서 트래픽 제어 방식에 대해 설명 한다. 제4장에서는 두 가지 대역폭 할당 방식에 대하여 살펴보고, 제5장에서는 액티브 상태에 있는 호원의 갯수에 따라 제어되는 대역할당 방식에 대하여 두 가지 우선순위가 있는 트래픽에 대한 수식적 해석을 수행하고 제 6장

에서 결론을 맺는다.

II. LAN/ATM 연동 방식

2.1 ATM망에서 비연결형 서비스 제공 방법

2.1.1 간접 제공 방식(Indirect method)

이 방식은 ATM망이 활성화 되기 이전 초기단계에 서 비연결형 서비스를 제공하는 방법으로 그림1에서 와 같이 ATM망 밖에서 비연결형 서비스와 관련 AAL기능만이 제공되며, ATM망은 단순히 전송선로 만을 제공 한다. 비연결형 데이터의 전송은 송신측 IWU와 목적지간 IWU간에 ATM계층에서 설정되는 가상 연결은 영구적으로 연결이 된다. 이 방식의 단 점으로는 모든 IWU간에 메쉬형태로 연결 하므로 망 이 확장될 경우 VP 테이블을 유지하는 오버헤드가 커지게 되며 고정된 최대 대역폭을 할당할 경우 버스티(busy)한 특성을 가지는 데이터 트래픽을 전송할 때 대역폭을 효과적으로 사용할 수 없다.⁽²⁾ 간접 제공 방식으로는 ATM Forum과 Internet Engineering Task Force(IETF)에서 권고하는 LAN emulation방식과 IP over ATM방식이 있다.

2.1.2 직접 제공 방식(Direct method)

이 방식은 그림2에서와 같이 ATM망 내부에 비연 결성 서비스 기능을 수행하는 비연결형 서버를 사용 한 오브레이(overlay)망을 구성하여 비연결형 서비스 를 제공한다. 이것은 논리적인 망의 분리를 말하는 것으로 연결형 ATM 노드로 구성된 ATM망 위에 존 재하며 비연결형 데이터 단위를 비연결형 서버에서 처리한다. 비연결형 서버는 반영구적(semi-permanent) 연결 또는 요구에 따라서 연결(on demand)이 될 수 있다.

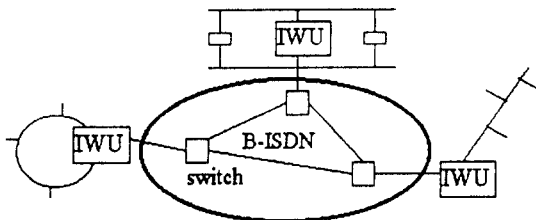


그림 1. 간접 제공 방식
Fig. 1. Indirect method

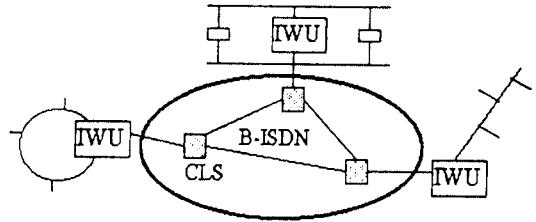


그림 2. 직접 제공 방식
Fig. 2. Direct method

2.2 비연결형 서버(CLS)를 사용한 LAN접속

CLS에서는 비연결형 프로토콜 PDU를 연결형 ATM 에 매핑(mapping)하기 위해 CPCS 상위에 CLNAP (Connectionless Network Access Protocol)를 사용한다. CLSF는 ATM 교환기 내부나 물리적으로 별도의 교환 장치로 교환기에 연결될 수 있다. 그림3은 I.363 에서 권고하고 있는 CLNAP-PDU의 프로토콜 구조 를 보였다. CLS간의 연결 설정 방식은 각 IWU에서 CLS를 경유하여 다른 모든 IWU에게 전송을 수행하 며, 방법으로는 ATM 망상에서 PVC(Permanent Virtual Connection)를 사용하는 경우와 SVC(Switched Virtual Connection)를 사용하는 경우가 있다. PVC를 사용하는 경우는 Bandwidth renegotiation(On-demand)방식 과 Bandwidth advertisement(On-the-fly)방식이 있다.

32		24		16		8		1	
Destination Address (most significant word)									
Destination Address (least significant word)									
Source Address (most significant word)									
Source Address (least significant word)									
HLP1 (6b)	PAD length	QoS(4)	C I B	HEL (3b)	Reserved				
Header Extension (0-20 octets)									
User Information (Max 9188 octets)									
PAD (0,1,2, or 3 octets)									
Optional CRC									

그림 3. CLNAP 프로토콜 구조
Fig. 3. CLNAP protocol structure

III. ATM망에서 트래픽 제어

3.1 트래픽 제어

ATM망에서 대부분의 트래픽은 버스티(bursty)한 특성을 갖는다. ATM망은 이러한 특성을 갖는 트래픽 소스(source)를 통계적으로 다중화 함으로 보다 많은 트래픽 소스가 한정된 대역을 공유할 수 있게 한다. 그러나, 트래픽 소스가 동시에 액티브 되면 망에서 혼잡이 발생할 수 있다. 이와같이 예측 불가능한 트래픽 흐름의 변동이나 망내에서의 장애 상황등에 의하여 ATM망에서 혼잡이 발생할 수 있다. 이를 제어하기 위해 ITU-T I.371에서는 트래픽 제어와 혼잡 제어 기능을 권고하고 있다.

트래픽 제어는 사전에 혼잡이 발생하는 것을 피하려는 노력으로 예방제어(preventive control)의 성격을 띄고 있으며 일반적으로 사용자측이나 망 액세스 노드에서 수행 된다. 여기에는 연결 수락 제어(CAC: Connection Admission Control), 사용/망 파라미터 제어(UPC: Usage/Network Parameter Control), 망 자원 관리(NRM: Network Resource Management), 우선순위 제어 및 선택적 셀 폐기, 트래픽 셀룰 조정(traffic shaping)등이 있다.

반면, 혼잡 제어는 혼잡이 발생한 후에 취하는 행동으로 선택적으로 셀을 폐기하거나 트래픽 소스에

피이드백 정보를 주어 트래픽 량을 억제 하도록 하는 방식으로 반응 제어(reactive control)의 성격을 갖는다. 이 방식은 피이드백 정보의 전파 지연(propagation delay)으로 인하여 실시간으로 혼잡 상황에 대처할 수 없는 단점이 있다. 피이드백 정보를 알리는 방법에는 각 노드나 트래픽 소스에 OAM셀을 전송하여 알리는 EBCN(Explicit Backward Cogestion Notification)이나 혼잡이 발생한 노드를 지나는 셀에 표시를 하여 알리는 EFCN(Explicit Forward Cogestion Notification)이 사용될 수 있다. 또한, 혼잡이 발생하였을 때 선택적으로 셀을 폐기 하는 방식이 있다.⁽⁷⁾⁽⁸⁾

3.2 연결 수락 제어(CAC)

이미 연결된 상태를 바꾸기 위한 재협상 단계나 새로운 호 연결 요청을 받은 호 설정(call setup)단계에서 사용자가 제공한 트래픽 특성과 셀 손실률, 셀 지연, 셀 지연 변이등과 같이 요구되는 QOS와 함께 현재 망의 상태를 검사하여 서비스 중인 다른 연결의 서비스 품질을 저하 시키지 않으면서 새로운 연결 요청을 수락할 것인지 여부를 결정하는 것을 말한다.

사용자는 자신의 트래픽 특성을 트래픽 표현자를 사용하여 망에게 알려주며 망에서는 이것을 사용하여 사용자 트래픽을 정확히 예측하고 망자원 할당 과정에 이용할 수 있어야 한다. 현재 최대 비트율(peak bit rate), 평균 비트율(average bit rate), 버스티니스(burstiness)등이 가장 많이 사용된다.

망에서 혼잡 발생 상황은 셀 전송 지연과 셀 손실 확률에 의해 알 수 있다. 따라서, 연결 수락 제어를 수행하기 위한 판단 기준으로 사용될 수 있다. 이때, 장기간의 평균값은 망의 트래픽이 대부분 버스티한 특성을 갖고 있음으로 적합한 판단 기준이라고 할 수 없다. 즉, 단기간 동안에 망에서 혼잡이 발생하여 다수의 셀 손실이 발생할 수 있다. 그러므로, 단기간에 혼잡상황을 나타낼 수 있는 순간 셀 손실 확률을 사용하여 연결 수락 제어를 수행할 필요가 있다.

3.3 사용자 파라미터 제어(UPC)

UPC 기능은 연결 수락 제어에서 협상된 파라미터들의 위반 여부를 검사하여 이미 설정된 다른 연결들의 QOS에 영향을 미칠 수 있는 행위들로부터 망자원을 보호하기 위한 것으로 위반된 셀에 대해서는 셀

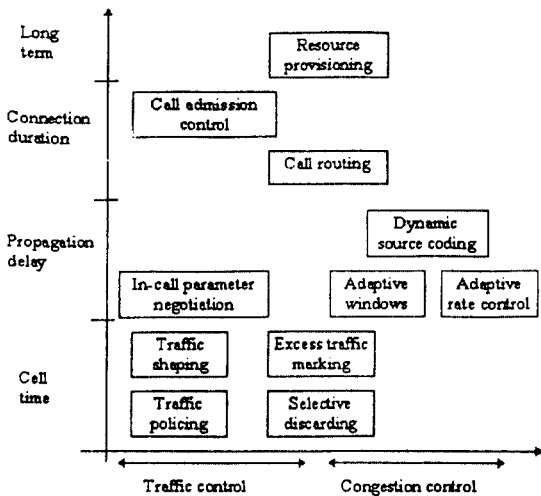


그림 4. 트래픽 제어와 혼잡 제어
Fig. 4. traffic control and congestion control

을 폐기하거나 태깅(tagging)등의 조치를 취한다. 이때, ATM MUX 이전 단계에서 VCC마다 협상된 파라미터를 감시하는 기능을 폴리싱(policing)이라 하며 리키 버킷(LB:Leaky Bucket)방식과 윈도우 제어 방식이 있다.

리키 버킷(leaky bucket)방식은 토큰(token)을 일정한 시간 간격으로 발생시켜 이 토큰을 받은 셀만이 전송이 되고 그렇지 못한 셀은 위반한 셀로 처리되어 tagging되거나 폐기하도록 하는 방식으로 버스트 기간동안 전송될 셀 수와 전송될 수 있는 최대 셀 수를 제한하게 된다. Shaping 버퍼의 유, 무에 따라 네가지의 변형된 LB방식이 있다.⁽⁸⁾⁽¹⁰⁾

윈도우 제어 방식은 일정한 크기의 시간안에 수용할 수 있는 셀 수를 한정하여 이 한계값을 초과하는 셀을 위반 셀로 처리하는 방법이다. 윈도우의 설정 방법에 따라 jumping window(JW), moving window(MW), exponentially weighted moving window(EWMA) 등의 방법이 있다.

3.4 우선순위(priority) 제어

ATM망에서 셀 지연이나 셀 손실율과 같은 다양한 트래픽 요구조건을 만족 시키기 위해 우선 순위 제어를 할 수 있다. 우선 순위 제어는 스케줄링을 이용한 방식과 손실 우선 순위 제어 방식으로 나눌 수 있다.

스케줄링(scheduling)방식은 시간 우선순위 제어 방식이라고도 하며, 가장 간단한 방식은 고정 우선 순위 방식으로 지연에 민감한 트래픽이 높은 우선 순위가 주어지며 낮은 우선 순위 트래픽 보다 우선하여 서비스 되도록 한다. 따라서, 지연에 민감한 트래픽 즉, 우선 순위가 높은 트래픽은 버퍼에서 상대적으로 낮은 지연을 겪게 되지만 우선 순위가 낮은 트래픽에는 높은 손실을 발생 시킬 수 있다. 또한, 망에서는 트래픽이 높은 우선순위 트래픽이 대부분을 차지하면 낮은 우선 순위 트래픽의 성능이 심각하게 저하되며, 셀 순서 유지를 보장하기 어려운 단점이 있다. 그리고 end-to-end 전송에서 볼때 큐잉 지연 시간은 각 노드에서의 셀 처리 시간, 전파 지연 시간, 그리고 전송 지연 시간등에 비해 영향이 적다.

손실 우선순위 제어 방식은 혼잡을 제어하기 위해 셀 헤더에 있는 CLP(cell loss priority)비트를 사용하여 선택적으로셀을 폐기하는 방식으로 공간 우선 순

위 방식이라고도 한다. 이 방식에는 부분 버퍼 공유 방식(partial buffer sharing)과 추출(push-out)방식이 있다.

IV. 대역폭 할당 방식

4.1 대역폭 할당 방식 개요

ATM망에서 다양한 트래픽 특성을 제공하고 QOS를 보장하기 위해 망 자원을 적절하게 이용해야할 필요가 있는데 이들 망 자원을 이용하는 방식에는 time scale에 따라 대역폭 할당과 버퍼 할당으로 나누어 볼 수 있다. 대역폭 할당은 호 단계나 버스트 레벨에서 고려가 되며 버퍼 할당은 셀 레벨에서 고려가 될 수 있는 방식이다.

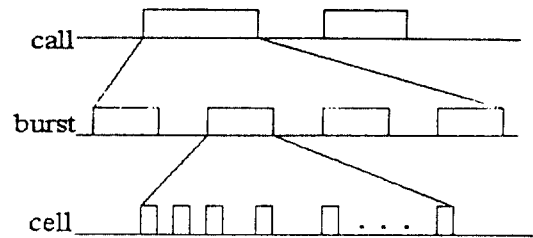


그림 5. 시간 간격에 따른 트래픽 분류

Fig. 5. Traffic classification by time scales

4.2 고정 대역폭 할당

가장 간단한 방식은 최대 셀률(peak cell rate)을 할당하는 방식이 있지만, 이 방식은 ATM망의 특징인 통계적 다중화 방식의 잇점을 취하지 못하고 대부분이 버스티한 특성을 가질 경우 링크 효율이 낮다. 따라서, 다중화의 잇점을 고려한 방식이 통계적으로 대역을 할당하는 방식이다.

이것은 하나의 버스티한 트래픽 소스에 대해 적합한 대역을 산출하여 할당하는 방식으로 연결 설정시 협상된 트래픽 파라미터를 사용 한다. 트래픽 파라미터로는 최대 셀률, 평균 셀률, 평균 버스티 길이가 일반적으로 사용된다. 통계적 할당 방식에는 시뮬레이션을 이용한 Class Related Rule방식이 있다.

Class Related Rule 방식은 트래픽 소스의 버스티니스에 따라 등급을 정하여 대역을 할당하는 방식으

로 우선 확장 계수(expansion factor) R을 다음과 같이 정의 한다.

$$R = R(b, n, L)$$

여기서

- b: 버스티니스,
- n: 액티브한 호원의 갯수,
- L: 평균 버스트 길이.

따라서, 할당되는 대역폭 W는 식(4.1)과 같다.

$$W = R(b, n, L) \cdot n \cdot B_m \tag{4.1}$$

여기서 B_m 은 평균 셀룰이다.

확장계수 R은 (b, n, L)에 대한 한번의 시뮬레이션에 의해 $R = W / (n \cdot B_m) = (W \cdot b) / (n \cdot B_p)$ 로 구해질 수 있다.

따라서, 같은 등급의 트래픽을 다중화할 때 할당되는 대역폭은 다음과 같다.

$$W = \sum_i W_i(A_i) \tag{4.2}$$

여기서 A_i 는 등급 i의 트래픽양(offered traffic)이다.

또한, 여러 등급의 트래픽을 다중화한 경우에는 식(4.3)과 같이 대역폭이 할당된다.

$$W = \min [W_w(A_m), \sum_i W_i(A_i)] \tag{4.3}$$

여기서 A_m 과 W_w 은 각각 평균 트래픽 량과 최악의 경우(worst case)에 할당된 대역폭이다.

V. 두가지 우선순위 트래픽을 갖는 IWU에 대한 동적대역할당 방식의 성능 분석

5.1 동적 대역할당 방식의 모델링

5.1.1 개요

본 논문에서는 ITU-T에서 권고하는 직접 제공 방식으로 PVC를 사용하여 비연결형 서비스를 제공하는 것을 고려하였다. IWU는 MAC 목적지 주소를 사

용하여 트래픽에 대한 필터링을 수행 하며, IWU로 들어오는 패킷은 E.164 주소를 따라 CLS를 경유하여 목적지 IWU로 전송이 된다. 즉, ATM망 내부에서 MAC주소는 하위주소(subaddress)로 취급 된다.

IWU에 요구되는 비트율의 추산은 IWU의 LAN패킷이 저장되는 버퍼길이와 패킷의 도착율로 구해지며, 트래픽에 대하여는 일정시간 들어오는 패킷의 양을 추산함으로 이루어진다. 이런 추산된 값이 기준값보다 클 경우 IWU는 CLS에 대역을 요구하게 되고, 이하로 내려가면 대역폭은 다시 조절되어 진다. 도착하는 패킷은 IWU내에서 셀로 분할됨으로 실제 메모리상에 패킷과 셀이 공존하게 되며 버퍼에 모두 저장될 수 없는 패킷은 폐기된다.

5.1.2 호원 모델

IWU에 대한 수식적 해석을 위해 IWU와 VP를 용량이 B인 단일 서버를 갖는 큐로 모델링 할 수 있다. 하나의 버스터성 호원(source)에서 들어오는 트래픽 특성은 On-Off 모델로 모델링 된다. On 상태에서 트래픽은 균일(uniform)하게 발생되고, Off 상태에서는 트래픽이 없다. On 상태의 평균 길이는 $1/\alpha$, Off 상태의 평균 길이는 $1/\beta$ 로 주어진다.

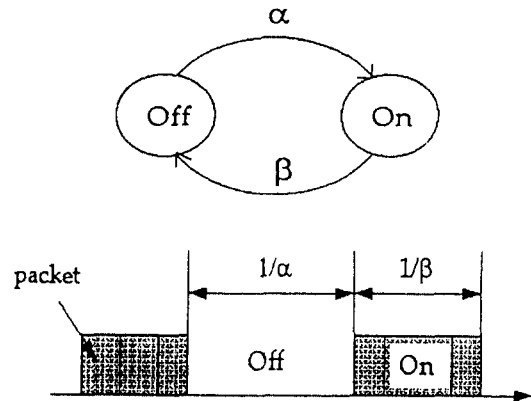


그림 6. On-Off 호원 모델
Fig. 6. On-Off source model

5.2 IWU 모델링(modeling)

하나의 호원은 두가지 등급의 트래픽을 발생시킨다. 각 등급의 트래픽 손실은 부분버퍼 공유방식에

따라 제어되는데, 우선순위가 높은 트래픽(등급 1)은 B에서 손실이 발생하며, 우선순위가 낮은 트래픽(등급 2)은 문턱치(threshold) B1에서 손실이 발생 한다. 서비스 프로세스는 액티브 상태에 있는 호원의 갯수에 따라 제어 된다. On 상태의 호원의 갯수 n 이 $n \leq M$ 이면, C_0 의 서비스율로 서비스되며, On 상태의 호원의 갯수 n 이 $n > M$ 이면, 서버는 지연시간 τ_h 이후에 C_1 의 서비스율로 서비스를 수행 한다. 여기서 대역을 요청하고 해제 하는데 걸리는 지연시간의 평균 시간은 각각 다음의 τ_h 와 τ_l 인 지수분포를 갖는다고 가정한다.

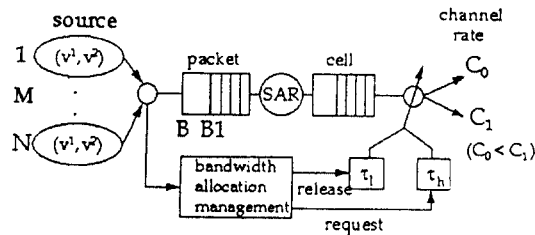


그림 7. IWU의 큐잉 모델
Fig. 7. Queuing model of IWU

5.3 IWU의 Fluid-Flow 해석

N개의 On-Off 호원 프로세스에 의해 제어되는 서비스 프로세스는 그림8과 같이 $2(N+1)$ 개의 상태를 갖는 마르코프 체인(Markov chain)으로 나타낼 수 있다. q_{ij} 의 요소를 갖는 마르코프 체인의 infinitesimal generator인 Q는 식(5.1)로 나타낼 수 있다.

$$q_{ij} = \begin{cases} -\sum_{\forall v, v \neq i} q_{ij} & j=i \\ \lambda_i & j=i+1 \\ \mu_i & j=i-1 \\ \gamma_h & j=i+N+1 \text{ and } M+1 \leq i \leq N+1+M \\ \gamma_l & j=i-N-i \text{ and } N+1 \leq i \leq N+1+M \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (5.1)$$

여기서

$$\lambda_i = \begin{cases} (N-i)\alpha & 0 \leq i \leq N \\ (2N-i+1)\alpha & N+1 \leq i \leq 2N+1, \end{cases}$$

$$\mu_i = \begin{cases} i\beta & 0 \leq i \leq N \\ (i-N-1)\beta & N+1 \leq i \leq 2N+1, \end{cases}$$

$$\gamma_h = t_h^{-1}$$

$$\gamma_l = t_l^{-1}$$

이다.

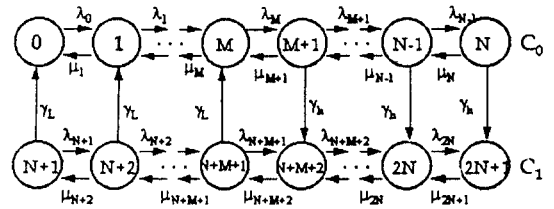


그림 8. 마르코프 체인으로 나타낸 상태천이도
Fig. 8. Transition rate diagram by Markov chain

On상태에 있는 하나의 호원에서 등급 1을 갖는 트래픽의 평균 발생율을 $v^{(1)}$, 등급 2을 갖는 트래픽의 평균 발생율을 $v^{(2)}$ 이라 정의하고 버퍼에 저장되어 있는 전체 트래픽량을 X라 할때, X가 B1을 넘으면 등급 2의 트래픽이 손실되므로 전체 트래픽 양의 변화율은 식(5.2)와 같이 표현할 수 있다.

$$\frac{d}{dx} X = \begin{cases} (v^{(1)} + v^{(2)})N - C_j & (0 < X < B1 \text{ and } j=0, 1) \\ v^{(1)}N - C_j & (B1 < X < B \text{ and } j=0, 1) \\ [(v^{(1)} + v^{(2)})N - C_j]^+ & (X=0 \text{ and } j=0, 1) \\ [(v^{(1)}N - C_j)]^- & (X=B \text{ and } j=0, 1) \\ [v^{(1)}N - C_j][v^{(1)} + v^{(2)}N - C_j] & (X=B1 \text{ and } j=0, 1) \end{cases} \quad (5.2)$$

식(5.2)에서 $X=B1$ 인 경우에 있어서 연속이기 위해서는 $(v^{(1)}N - C_j)$ 와 $[(v^{(1)} + v^{(2)})N - C_j]$ 의 부호가 같아야 한다. 즉,

- (i) $(v^{(2)}N - C_j) > 0$ ($j=0, 1$)이면, 단순증가하는 경우로써 $X'(t)$ 는 0보다 크다.
- (ii) $[v^{(1)} + v^{(2)}N - C_j] < 0$ ($j=0, 1$)이면, 단순감소하는

경우로 $X'(t)$ 는 0보다 작다.

(iii) 부호가 다른 경우인 $(v^{(1)}N - C_j) < 0$ 이고 $(v^{(1)} + v^{(2)}N - C_j) > 0$ 일때, $X < B1$ 인 경우에는 $X'(t) > 0$ 이고, $X > B1$ 인 경우에는 $X'(t) < 0$ 으로 $X = B1$ 에서 불연속이다.

$F_i(x)$ 를 프로세스가 i 상태에 있고 버퍼길이가 x 를 넘지 않을 평형-상태 결합확률로 정의하면, 식(5.3)으로 표현되는 $2N+1$ 개의 벡터 미분 방정식을 얻을 수 있다.

$$\begin{aligned} F_i'(x) &= R_{(0)}^{-1} Q^T F_i(x) & (0 < x < B1) \\ F_i'(x) &= R_{(i)}^{-1} Q^T F_i(x) & (B1 < x < B) \end{aligned} \quad (5.3)$$

여기서

$$\begin{aligned} F_i(x) &= [F_0(x), F_1(x), F_2(x), \dots, F_{2N+1}(x)] \\ R_{(0)} &= \text{diag} [-C_0, \lambda_1^{(1)} + \lambda_1^{(2)} - C_0, \dots, \lambda_N^{(1)} + \lambda_N^{(2)} - C_0, \\ &\lambda_{N+1}^{(1)} + \lambda_{N+1}^{(2)} - C_1, \dots, \lambda_{2N+1}^{(1)} + \lambda_{2N+1}^{(2)} - C_1] \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} R_{(i)} &= \text{diag} [-C_0, \lambda_1^{(1)} - C_0, \dots, \lambda_N^{(1)} - C_0, \\ &\lambda_{N+1}^{(1)} - C_1, \dots, \lambda_{2N+2}^{(1)} - C_1] \end{aligned}$$

이고, $\lambda_i^{(1)}$ 과 $\lambda_i^{(2)}$ 는 상태 i 에서의 등급 1과 등급 2를 갖는 트래픽 발생률이다. 식 (5.3)의 해는 아래식으로 구해진다.

$$\begin{aligned} F_i^{(0)}(x) &= \sum_{k=0}^{2N+1} a_k^{(0)} \{ \psi_k^{(0)} \}_i \exp(z_k^{(0)} x) \quad (0 \leq x \leq B1) \\ F_i^{(1)}(x) &= \sum_{k=0}^{2N+1} a_k^{(1)} \{ \psi_k^{(1)} \}_i \exp(z_k^{(1)} x) \quad (0 \leq x \leq B1) \end{aligned} \quad (5.4)$$

여기서

$z_k^{(j)} = R_{(j)}^{-1} Q^T$ 의 eigenvalue,
 $\psi_k^{(j)}$ = eigenvalue $z_k^{(j)}$ 의 오른쪽 eigenvector,
 $\{ \psi_k^{(j)} \}_i$ = eigenvector $\{ \psi_k^{(j)} \}$ 의 i 번째 요소,
 $a_k^{(j)}$ = eigenvalue $z_k^{(j)}$ 에 관련된 계수(coeffcient),
 이다. ($j=0, 1$)

$N_D^{(0)}$ 와 $N_D^{(1)}$ 를 각각 버퍼레벨 $B1$ 아래와 윗부분에

서 버퍼레벨이 감소하는 상태들의 집합이라고 정의하고, $N_U^{(0)}$ 와 $N_U^{(1)}$ 를 각각 버퍼레벨 $B1$ 아래와 윗부분에서 버퍼레벨이 증가하는 상태들의 집합이라고 정의하면, 각각은 다음식 (5.5)로 표현할 수 있다.

$$\begin{aligned} N_D^{(0)} &= \{ i \mid R_{(0)} < 0 \}, \quad N_D^{(1)} = \{ i \mid R_{(1)} < 0 \} \\ N_U^{(0)} &= \{ i \mid R_{(0)} < 0 \}, \quad N_U^{(1)} = \{ i \mid R_{(1)} < 0 \}, \end{aligned} \quad (5.5)$$

그리고, eigenvalue $z_k^{(j)}$ 에 관련된 계수인 $a_k^{(j)}$ 의 값은 다음의 경계조건에 의해 구할 수 있다.

(i) 모든 상태가 $N_U^{(1)}$ 에 속한다면, $X > B1$ 일때 $X' > 0$ 이다. 그러므로,

$$F_i^{(0)}(0) = 0 \quad (i \in N_U^{(0)}) \quad (5.6)$$

(ii) 모든 상태가 $N_D^{(0)}$ 에 속한다면, $X < B1$ 일때 $X' < 0$ 이다. 그러므로,

$$F_i^{(1)}(B) = p_i \quad (i \in N_D^{(1)}) \quad (5.7)$$

(iii) (i), (ii)에 의해서 i 가 $N_D^{(0)}$ 또는 $N_U^{(1)}$ 에 속한다면, $X = B1$ 일때, $F_i^{(0)}(x)$ 와 $F_i^{(1)}(x)$ 는 연속이다. 그러므로,

$$F_i^{(0)}(B1) = F_i^{(1)}(B1) \quad (i \in N_D^{(0)} \cup N_U^{(1)}) \quad (5.8)$$

(5.7)식의 평형 상태 확률 p_i 는 식(5.9)와 식(5.10)으로 구해진다.

$$PQ = 0 \quad (5.9)$$

$$\sum_{i=0}^{2N+1} p_i = 1 \quad (5.10)$$

여기서

$$\begin{aligned} P &= \{ p_0, p_1, p_2, \dots, p_{2N+1} \} \\ 0 &= \{ 0, 0, 0, \dots, 0 \} \end{aligned}$$

이다.

반면, $(i \in N_U^{(0)} \cap N_D^{(1)})$ 일때, $F_i^{(0)}(x)$ 와 $F_i^{(1)}(x)$ 는 불연

속이다. 따라서, 식(5.8)과의 관계에서

$$\Pr[\text{in state } i, X = B1] = F_i^{(0)}(B1) - F_i^{(1)}(B1)$$

$$\Pr[\text{in state } i, X = B1] = \begin{cases} 0, & i \in N_D^{(0)} \cup N_U^{(1)} \\ > 0, & i \in N_U^{(0)} \cap N_D^{(1)} \end{cases} \quad (5.11)$$

으로 나타낼 수 있다. 또한, 버퍼가 비어있을 확률과 완전히 차 있을 확률은 식(5.4)를 이용하여 다음과 같이 구할 수 있다.

$$\Pr[\text{in state } i, \text{buffer empty}] = F_i^{(0)}(0) \quad (5.12)$$

$$\Pr[\text{in state } i, \text{buffer full}] = p_i - F_i^{(1)}(B) \quad (5.13)$$

따라서, IWU로 들어오는 등급 1의 트래픽에 대한 처리율 $T^{(1)}$ 은 식(5.14)와 같이 구할 수 있다.

$$T^{(1)} = (\text{등급 1 트래픽의 발생율}) - (\text{등급 1 트래픽의 손실율})$$

$$= \sum_{i=0}^{2N+1} p_i \lambda_i^{(1)} - \left\{ \sum_{i=0}^N (\lambda_i^{(1)} - C_0)(p_i - F_i^{(1)}(B)) + \sum_{i=N+1}^{2N+1} (\lambda_i^{(1)} - C_1)(p_i - F_i^{(1)}(B)) \right\} \quad (5.14)$$

등급 2의 트래픽에 대한 처리율 $T^{(2)}$ 는 다음과 같다. 등급 2 트래픽은 $X > B1$ 일때, 모든 트래픽이 손실되며, $X = B1$ 인 경우에는 $\lambda_i^{(1)} + \lambda_i^{(2)} - C_j$ ($j=0, 1$)의 비율로 손실이 발생한다. 즉 등급 2 트래픽 손실율은 식(5.15)와 같이 주어진다.

$$[\text{등급 2 트래픽 손실율}] =$$

$$\sum_{i=0}^{2N+1} [p_i - F_i^{(1)}(B1)] \lambda_i^{(2)}$$

$$+ \left\{ \sum_{i \in N_U^{(0)} \cap N_D^{(1)}} [F_i^{(1)}(B1) - F_i^{(0)}(B1)] (\lambda_i^{(1)} + \lambda_i^{(2)} - C_0) \right. \quad (5.15)$$

$$\left. + \sum_{i \in N_U^{(0)} \cap N_D^{(1)}} [F_i^{(1)}(B1) - F_i^{(0)}(B1)] (\lambda_i^{(1)} + \lambda_i^{(2)} - C_1) \right\}$$

등급 2 트래픽 발생율 $\sum_{i=0}^{2N+1} p_i \lambda_i^{(2)}$ 에서 트래픽 손실인 식(5.15)을 빼서 정리하면 등급 2 트래픽 처리율 $T^{(2)}$ 는 식(5.16)과 같다.

$$T^{(2)} = (\text{등급 1 트래픽의 발생율}) - (\text{등급 1 트래픽의 손실율})$$

$$\sum_{i=0}^{2N+1} [F_i^{(1)}(B1)] \lambda_i^{(2)}$$

$$+ \left\{ \sum_{i \in N_U^{(0)} \cap N_D^{(1)}} [F_i^{(1)}(B1) - F_i^{(0)}(B1)] (\lambda_i^{(1)} + \lambda_i^{(2)} - C_0) \right. \quad (5.16)$$

$$\left. + \sum_{i \in N_U^{(0)} \cap N_D^{(1)}} [F_i^{(1)}(B1) - F_i^{(0)}(B1)] (\lambda_i^{(1)} + \lambda_i^{(2)} - C_1) \right\}$$

그러므로, 각각의 등급에 대한 트래픽 손실 확률은 식(14), 식(16)을 사용하여 다음과 같이 구할 수 있다.

$$L^{(1)} = \text{등급 1 트래픽 손실 확률}$$

$$= 1 - T^{(1)} / \sum_{i=0}^{2N+1} p_i \lambda_i^{(1)} \quad (5.17)$$

$$L^{(2)} = \text{등급 2 트래픽 손실 확률}$$

$$= 1 - T^{(2)} / \sum_{i=0}^{2N+1} p_i \lambda_i^{(2)} \quad (5.18)$$

5.4 결과 및 검토

두 개의 우선 순위를 갖는 호원에 대한 대역폭 할당은 On 상태에 있는 호원의 갯수에 의해 제어된다. On 상태의 호원의 갯수 n 이 $n \leq M$ 이면, 서버는 τ_i 의 지연시간 후에 C_0 의 서비스율로 서비스를 하며, On 상태의 호원의 갯수 n 이 $n > M$ 이면, 지연시간 τ_h 후에 C_1 의 서비스율로 서비스를 수행 한다. 이때, 우선 순위가 높은 트래픽(등급 1)은 B에서 손실이 발생하며, 우선 순위가 낮은 트래픽(등급 2)은 문턱치B1에서 손실이 발생한다.

수치적 해석을 위해 IWU로 들어오는 패킷은 고정 길이를 갖는 것으로 가정하며, 버퍼길이(B, B1)는 패킷 단위로 계산 하였다. 전체 호원의 갯수 $N=20$ 으로 하였고, $M=9$ 로 하였다. 호원이 Off 상태에 있을 평균 시간은 $1/\alpha$, On 상태에 있을 평균 시간은 $1/\beta$ 로 정의 한다. 또한, IWU가 CLS에 대역을 요구하거나 해제할 때 소요되는 지연 시간 τ_h 와 τ_i 는 평균시간이 t_h 와 t_i 는 평균시간이 t_h 와 t_i 인 지수분포를 하며, 각각의 천이율은 γ_h 와 γ_i 로 정의 한다. 그리고 호원이 On 상태에 있을 때, 등급 1 트래픽의 평균 발생율과 등급 2 트래픽의 평균 발생율을 v_1 과 v_2 로 정의 하며, 각각 $v_1=1, v_2=0.5$ 로 하였다.

그림 9는 $C_0=7.714$, $C_1=11.428$, $\gamma_h=45.455$, $\gamma_l=100$ 호원이 On 상태에 있을 평균 시간을 1로 하였을 때, 호원이 Off 상태에 있을 평균 시간에 따른 등급 1 트래픽의 손실 확률을 나타낸다. Off 상태에 있을 평균 시간이 감소함에 따라 등급 1 트래픽의 손실확률이 감소함을 알 수 있다. 그림 10은 $\alpha=0.4$, $\beta=1$, $\gamma_l=100$ 일때, IWU의 서비스율에 따른 등급 2 트래픽의 손실 확률을 보인다. $C_0=7.714$, $C_1=11.428$ 일때에는 버퍼길이에 따른 등급 2 트래픽의 손실 확률이 거의 변화가 없음을 알 수 있다. 반면, 서비스율이 증가함

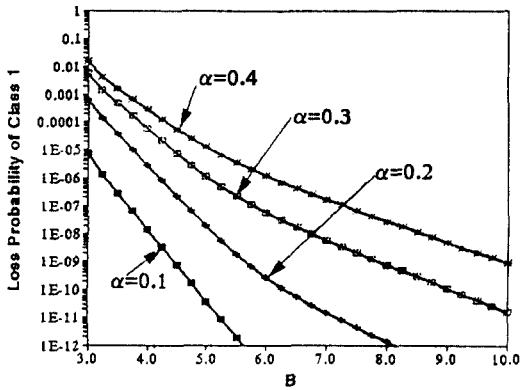


그림 9. 호원이 Off상태에 있을 평균시간에 따른 등급 1 트래픽의 손실확률

Fig. 9. Loss probabilities of class 1 packets versus buffer size with different value of α

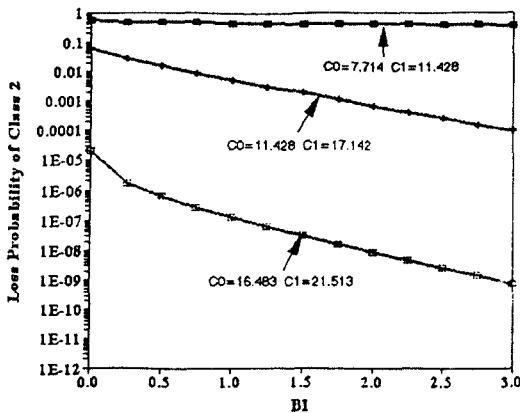


그림 10. IWU의 서비스율에 따른 등급 2 트래픽의 손실확률

Fig. 10. Loss probabilities of class 2 packets versus threshold with different channel rate

에 따라 손실률이 크게 개선됨을 알 수 있다.

그림 11은 $\alpha=0.4$, $\beta=1$, $\gamma_h=45.455$, $\gamma_l=100$, $C_0=11.428$, $C_1=17.142$ 일때, 호원이 On 상태에 있을 평균 시간에 따른 등급 2 트래픽의 손실확률을 나타낸다. 그림 9에서와 마찬가지로 Off상태에 있을 평균 시간이 감소함에 따라 등급 2 트래픽의 손실 확률이 감소

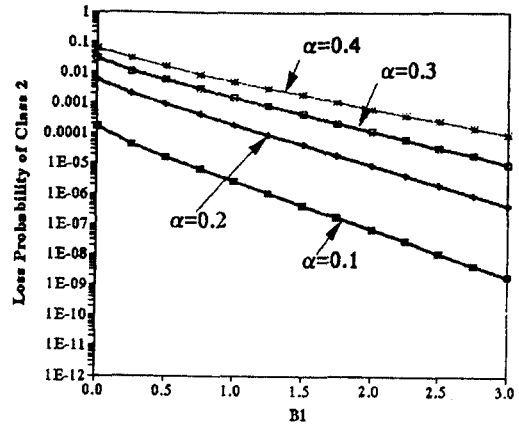


그림 11. 호원이 Off 상태에 있을 평균시간에 따른 등급 2 트래픽의 손실확률

Fig. 11. Loss probabilities of class 2 packets versus buffer size with different value of α

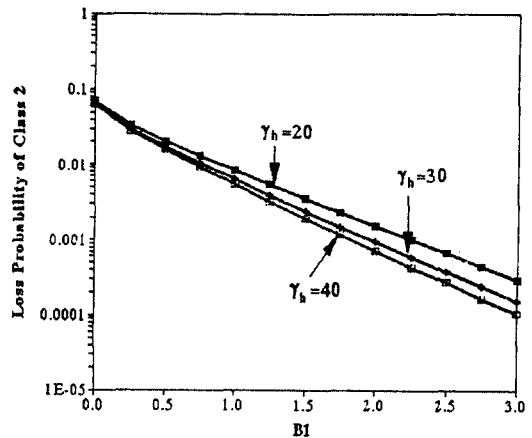


그림 12. IWU의 대역폭 요구에 걸리는 시간지연에 따른 등급 2 트래픽의 손실확률

Fig. 12. Loss probabilities of class 2 packets versus threshold with different values of γ_h

禹 相 徽(Sang Choel Woo)

정회원



1967년 10월 23일생
1992년 2월: 한국항공대학교 항공
전자공학과(공학사)
1994년 8월: 한국항공대학교 항공
전자공학과(석사)
1994년 7월~8월: LG전자 TV연
구소 연구원
1994년 9월~현재: 호서대학교 부

설 호서정보전산 원 정보통신과 전임강사
1996년 3월~현재: 한국항공대학교 항공통신정보 공
학과 박사과정
※주관심분야: 멀티미디어 데이터 통신, 트래픽 성
능 분석, ATM연동 시스템

尹 鐘 浩(Jong Ho Yoon)

정회원

1957년 12월 18일생
한국통신학회 논문지 1995년 제20권 제6호 참조