

능동형 광 링 네트워크의 특징 및 요구 대역폭에 따른 성능 분석

이상화*, 송해상**

Characteristics of active optical ring network and performance evaluation in Bandwidth on Demand

Sang-Wha Lee*, Hae-Sang Song**

요약

링형 광 액세스망에서 능동형 광네트워크(AON: Active Optical Network)는 DWDM(Dense Wavelength Division Multiplexing)을 이용하여 요구대역폭(BoD: Bandwidth on Demand)에 따라서 가입자에게 원활한 서비스를 제공할 수 있다. 이를 위하여 기존의 광 기가비트 이더넷 스위치에서 다수 개의 파장 및 서브캐리어(Sub-Carrier) 접속을 지원하며, 특정 파장을 분기하는 WADM (Wavelength Add Drop Multiplexer)과 링의 형태로 연결된다. WADM에서 분기된 특정 파장은 가입자단에 이르러 서브캐리어별로 역다중화 되어 가입자에게 분배되므로 가입자망의 분배가 시작되는 광 기가비트 이더넷 스위치와 가입자 단말 접속 장치간의 능동적인 연결이 가능한 구조를 가진다. 본 논문에서는 이러한 AON 구조에서 BoD에 따라서 달라지는 버퍼의 크기를 비교 분석하고 또한 비트의 지체시간을 서버의 처리율과 비교 분석한다. 이러한 실험을 통하여 소요 시간의 한계를 결정함으로써 가입자에게 요구 대역폭에 따른 원활한 서비스를 제공할 수 있는 네트워크의 동적 운용 프로토콜 및 효율적인 알고리즘 구현을 위한 기준을 제시한다.

Abstract

In this paper, we present an Active Optical Network(AON). The AON uses the Dense Wavelength Division Multiplexing(DWDM) from optical communication access network of ring type, and will be able to provide the smoothly service in the Bandwidth on Demand by using DWDM. It supports the connection of the multiple wavelength and the Sub-Carrier from the optical gigabit ethernet switch. The Wavelength Add Drop Multiplexer(WADM) extracts a specific wavelength, and composes a node of the ring network. The specific wavelength becomes demultiplexing in the Sub-Carrier and it is distributed in the user. The active connection of optical gigabit ethernet switch where the distribution of access network is started and access terminal connection equipment is possible. By the BoD from the AON it compares the buffer size which changes, and it analyzes. Also the Time delay of bit compares with the throughput of server. The limit of amount of time is decided. Consequently it will be able to realize the dynamic use protocol and an efficient algorithm of the network.

▶ Keyword : 능동형광네트워크(Active Optical Network), 덴스파장분할다중화(Dense Wavelength Division Multiplexing), 요구대역폭(Bandwidth on Demand), 수동형광네트워크(Passive Optical Network), 파장삽입추출다중화기(Wavelength Add Drop Multiplexer)

• 제1저자 : 이상화
• 접수일 : 2005.09.28, 심사완료일 : 2005.10.25
* 서원대학교 컴퓨터정보통신공학부

1. 서론

기존의 전화선을 이용하여 가입자에게 데이터 서비스를 제공하기 위하여 xDSL 기술이 개발되어 현재까지 이용되고 있으며, 그 밖에 동축 케이블을 이용한 케이블 망이 또 다른 가입자 데이터 서비스를 진행하고 있다. 가입자가 현재 사용하는 인터넷 트래픽 량을 감안 할 때 현재까지는 큰 문제가 없을 것으로 보이지만 대내 근무, 원격 동화상 회의, HDTV급 동영상 서비스, 원격 교육, 원격 진료 등의 향후 초고속 서비스가 일반 가입자에게 보편화되기 위해서는 현재의 대역이나 거리의 제한을 가진 가입자 망은 충분한 고대역 고품질의 서비스를 제공하기 어려울 것으로 예측된다.

이를 대체할 수 있는 기술로서 FTTC(Fiber To The Curb), FTTH(Fiber To The Home) 등의 광 통신 기술을 들 수 있다[2]. 사용자가 요구하는 고대역의 서비스를 제공하기 위한 가입자 접근 방법으로 대두 되고 있는 기술이 PON(Passive Optical Network) 기술이라고 할 수 있다 [6]. OLT(Optical Line Terminator)에서 수동분배기(Passive Splitter)까지의 링크를 공유하며 수동 분배기에서 가입자까지는 다수개의 ONU(Optical Network Unit)로 분기되는 구조로서 방송형 서비스에 적합하다. 즉, 데이터의 하향 서비스에 있어서 수동분배기의 특성에 따라 데이터의 방송 서비스가 자연스럽게 이루어지는 구조이다. 하지만 상향 서비스에 있어서 OLT에서 수동 분배기까지의 공유 링크에서 경합이 발생하며 이를 해결하기 위한 다중화 방안이 필요할 것으로 보인다. 이를 위해서 시간축으로 나누어 사용하는 시 분할 다중화 방식(Time Division Multiple Access) 방식이 사용되어 ATM-PON이나 Ethernet-PON에서 이용하고 있다[5].

시분할 방식의 다중화 기법은 하나의 링크에서 다수의 가입자 등이 공유할 수 있는 효율적인 방법으로 알려져 있지만, 구현에 있어서 정확한 동기화가 요구되며, 다른 가입자의 상태나 요구에 따라 또 다른 가입자의 접속이 영향을 받는 단점을 가지고 있으며, 주기적인 폴링(polling)이나 레인징(Ranging)에 의한 오버헤드의 증가가 부담으로 지적 되고 있다. 더구나 광 자원을 다파장으로 분할하는 DWDM 기술이 발전함에 따라 광자원의 효율적인 이용 기술의 요구가 대두 되고 있다. 예를 들어 WDM-PON과 같은 기술은

OLT에서 파장을 분기하는 AWG(Arrayed Waveguide Grating) 장치까지 연결되고 또 ONU까지는 특정 파장으로 분기되는 다 파장을 지원하는 구조를 가진다. 이는 파장 단위로 확장되어 망의 전체 효율 측면에서 많은 장점을 얻을 수 있지만, 특정 파장 단위로 분기 되어 가입자 접속단, 즉 ONU와 OLT 간에는 파장 별로 분기가 이루어지므로 OLT에서 파장 단위로 제어하는 것은 단위가 너무 크기 때문에 가입자 제어 단위로써 의미가 현재까지는 없으며, 결국 망에서 능동적으로 가입자별 서비스를 제공하기 위해서는 파장별로 또 다른 다중화 방식을 도입하여야 할 것으로 보인다[3].

능동형 광 액세스망(Active Optical Access Network)은 이러한 DWDM을 이용하여 가입자에게 원활한 서비스를 제공하기 위하여 기존의 광 기가비트 이더넷 스위치에서 다수개의 파장 및 서브캐리어 접속을 지원하며, 특정 파장으로 분기하는 WADM과 링의 형태로 연결이 된다. WADM에서 분기된 특정 파장은 가입자단에 이르러 서브캐리어별로 역다중화 되어 가입자에게 분배 된다. 즉, 파장 단위로 가입자 군을 형성 한 후에 다시 개별 가입자에게 서브캐리어 채널 단위로 서비스가 가능한 구조이므로, 가입자망의 분배가 시작되는 광 기가비트 이더넷 스위치와 가입자 단말 접속 장치간의 능동적인 연결이 가능한 구조를 가진다.

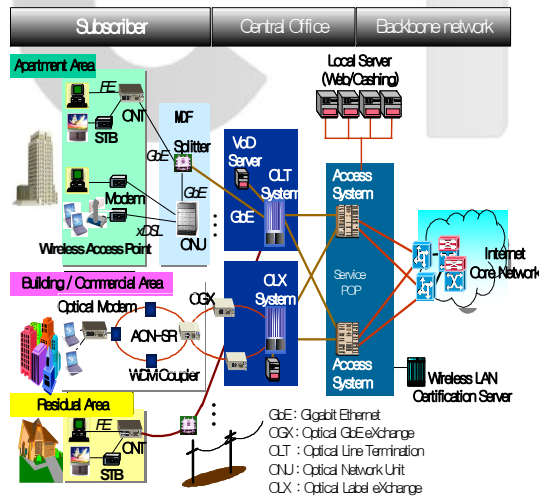


그림 1. WDM-FTTH 와 WDM/SCM-FTTH 구조
Fig 1. Structure of WDM-FTTH and WDM/SCM-FTTH

(그림 1)에서 CO(Central Office)에는 두 가지 형태의 특수 스위치가 있는데, 하나는 WDM-FTTH를 위한

WDM-OLT(WDM-Optical Line Terminal)이고 다른 하나는 WDM/SCM-FTTH를 위한 OLX(Optical Label eXchange)가 있다. OLT에는 ONT(Optical Network Terminal) 또는 광모뎀(Optical Modem)이 연결되고, OLX에는 링구조에 이더넷 스위치의 능동형 기능이 첨가된 OGX(Optical GbE eXchange) 스위치가 있다. 또한 이 OGX는 AON-SR(Active Optical Network-Sub Ring)이라는 링구조에 WDM커플러들이 링의 노드를 구성한다.

II. AON-SR 망의 특징

상기에서 설명한 능동형 광 가입자 액세스 망은 네트워크 측면에서 몇 가지 장점을 얻을 수 있다.

- 첫째, DWDM 기술을 가입자 액세스망으로 도입하는 점이다. 광 파장 분할 기술의 발전에 따라 하나의 광 섬유를 수십 개 이상의 파장 단위로 분할이 가능한 시점에서 광 자원의 효율성을 극대화하기 위해서는 DWDM 기술이 가입자 망에 도입되는 것이 추후 서비스 진화에 적합하다.
- 둘째, 가입자 망의 확장성을 제공 한다. DWDM 기술의 발전과 더불어 이를 이용한 가입자 망이 자연스럽게 확장 되는 효과를 얻을 수 있다.
- 셋째, 가입자 LAN(Local Area Network) 구성이 가능하다. 망에서 가입자를 능동적으로 처리할 수 있기 때문에 가입자를 액세스 망으로 분기, 또는 다른 망과의 연동이 가능할 뿐만 아니라 가입자 간의 서비스가 가능함에 따라 LAN 구성이 자연스럽게 이루어진다. 또한 이러한 LAN에서는 서로 다른 파장을 가진 가입자간의 연결과 같은 파장에서 서로 다른 서브캐리어 채널 그룹을 가지는 가입자간의 연결이 모두 가능하다.
- 넷째, 가입자 망의 유연성이다. 액세스 서브넷에서 파장 내의 부-반송 채널 단위로 운용이 됨에 따라 기존에 파장 단위의 WDM 가입자 망에서 나타나는 고정적인 구조에서 탈피하여 유연한 망의 논리적 형성의 구성이 가능하다.

또한, 파장 단위의 서브캐리어 다중화 기술은 기존의 시분할 다중화 접속 방식과 비교하여 몇 가지 장점을 제공한다.

- 첫째, 전용선 효과이다. 시분할 다중화 접속 방법은 동일한 링크 상에서 시간 단위로 나누어서 접속하는 방식이므로 다른 가입자의 상태에 영향을 받는 반면, 서브캐리어 채널 접속 방식은 고유한 채널을 사용함으로써 다른 가입자의 영향을 최소화 할 수 있다.
- 둘째, 복잡한 동기화가 필요 없다. 시분할 방식은 엄격한 시간 단위의 동기화가 필요 하며, 동적으로 자원을 공유하기 위해서는 복잡한 구현 방식과 주기적인 폴링이나 상태 보고 기능이 필수적이다.
- 셋째, 거리측정이나 버스트모드 송수신 기술이 필요 없다. 서로 다른 가입자 장치로부터 거리측정을 통하여, 즉 라운드-트립-타임(RTT) 계산 등을 통하여 거리 측정이 필요하지 않으며, 자연스럽게 다른 링크를 사용하므로 정밀한 시간 단위의 버스트모드 송수신 기술을 사용할 필요가 없다.
- 넷째, 단계적 업그레이드 서비스가 가능하다. 보통 링크 자체의 대역이 확대 되면 확대된 링크의 대역에 맞추어 다시 시간 축 상에서 스케줄링이나 거리측정 등이 필요하지만 서브캐리어 다중화 방식에서는 채널 단위의 대역 확대나 축소가 가능하여 세분도(Granularity)를 증대하는 효과를 얻을 수 있다.
- 다섯째, 운용상의 보호기능이 추가 된다. 특정 서브캐리어 채널이 여러가지 원인에 의하여 비정상적인 상태가 되도 다른 서브캐리어 채널에 미치는 영향이 TDMA 방식에 비해 최소화 되며, 복구시에 동일 파장내의 유용한 서브캐리어 채널을 논리적으로 생성함으로써 링크 보호기능이 쉽게 추가 가능하다.

III. AON-SR 망에서의 BoD 방안

광 SCM(Sub-Carrier Multiplexing) 채널 별로 가입자에게 배정이 되면 전용선과 같이 다른 가입자 서비스에 영향을 받지 않으며, 독립적인 가상 링크를 사용할 수 있는

효과를 얻을 수 있다. 하지만 가입자에게 충분한 대역을 제공한다고 하더라도 망의 효율성 측면에서 하나의 광 기가비트 이더넷 스위치에 집중되는 과장별 트래픽을 가입자에게 효율적으로 서버캐리어 채널 단위로 분배하기 위한 방안이 필요하며, 경우에 따라서 한 가입자에게 다수개의 서버캐리어 채널 배정이 필요하며, 또 다른 경우에는 사용하지 않는 서버캐리어 채널을 고대역을 필요로 하는 다른 가입자에게 배정할 필요가 있을 것으로 예상 된다. 이러한 요구는 운용자의 요구에 따라 수도 있고 가입자 트래픽의 패턴이나 버퍼의 상태 등에 의하여 결정 된다.

SCM 기반의 동적 대역 할당 방안은 여러가지 방법이 있을 수 있다.

첫 번째 방법으로 조율 가능한 SCM 채널이 자체적으로 가변적인 데이터 전송 대역폭을 지원하는 경우에는 E-PON 과 같이 MAC(Media Access Control) 프레임(Control Frame)을 이용하여 현재의 트래픽 상태나 트래픽 타입, 우선순위 등의 지정이 가능하며, 하나의 SCM 채널이 과장내의 대역 범위 내에서 가변적인 운용이 가능하다. 또한 기존의 이더넷 방식 기능을 그대로 수용하면서 기능이 추가 되는 형태로 개발 부담이 적어질 수 있을 것이다. 하지만 현실적으로 SCM 채널의 데이터 전송 대역폭을 실시간으로 가변화하는 기술은 하드웨어 측면에서 현재까지 구현상의 문제점이 있다.

따라서 동적 대역 할당의 방법으로 고정된 채널의 개수를 조정하여 동적 대역 할당의 효과를 얻을 수 있는 방안이 필요하다.

한 가지 방법은 각각의 SCM 채널별로 별도의 MAC 어드레스를 가진 링크로 간주하여 다수의 MAC 서브계층(Sub-Layer) 상위에서 MAC들 간의 그룹을 설정하여 상위로는 하나의 논리적인 MAC으로 보이게 하는 LAC(Link Aggregation Control) 방법이 있을 수 있다. 이 방법은 다중 채널을 그룹화 하여 사용하는 기술로서 만족하지만, 가장 큰 단점으로 모든 SCM 채널별로 별도의 MAC 기능을 수행한다는 부담과 함께, 병렬 채널의 송수신에 있어서 기존의 MAC 프레임 외에 병렬 처리를 위한 어떠한 기능도 할 수 없다는 단점이 있다. 즉, 예를 들자면 병렬 채널 효과를 얻기 위한 태깅(Tagging) 방법을 사용할 경우 채널의 MAC에서 프레임(framing)하기 때문에 프레임의 헤더에는 태깅이 불가하여 데이터 영역에 태깅 정보를 주어야 하는데, 수신측에서는 채널의 MAC에서 이미 헤더를 본 후에 애그리게이터(Aggregator)에서 데이터의 태그(tag)로 지정된 부분을 다시 보고 재조립해야 하는 어려움이 있다. 그

밖에 가변적인 SCM 채널의 변경이나 초기화에 있어서 기존의 MAC에서 MII(Media Independent Interface)등을 통해서 기존에 제공할 수 없는 채널 정보를 별도의 제어 방법을 통하여 전달해야 하는 단점을 가지고 있다.

이와 같이 기존의 MAC 기능을 그대로 수용하기에는 PHY(Physical Layer Device)도 SCM PHY로 별도의 인터페이스가 필요하고 상위로는 다중 채널의 병렬 전송의 요구사항을 만족 시킬 수 없을 것으로 판단되므로, 새로운 MAC이 필요할 것으로 보인다. 즉, SCM PHY의 속성을 만족하면서 상위로 다중채널을 하나의 링크로 보이게 하고 병렬전송, 병렬수신의 효과를 얻기 위해 새로운 MAC이 필요하다. 단, 기존의 MAC과 같이 상위로는 MAC 클라이언트(Client)에게 하나의 링크로 동작이 가능하여야 하며 인터페이스 또한 기존의 표준을 따라야 한다.

제어파서(Control Parser)는 데이터 프레임과 제어 프레임을 구분하는 제어믹스/디믹스(Control Mux/ Demux) 기능을 수행하며, 애그리게이터(Aggregator)는 병렬 송수신을 위한 분배기(Distributor)와 수집기(Collector) 기능을 포함하여 지칭 한다. 트래픽 매니저(Traffic Manager)는 병렬 채널을 통해서 송수신 되는 데이터 프레임의 특성 분석 및 버퍼링 기능을 수행하며, 여기에서 CAC는 Channel Aggregation Control을 의미하고 CACP는 Channel Aggregation Control Protocol을 의미한다.

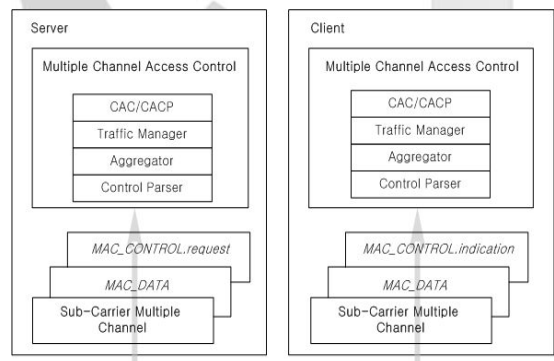


그림 2. 다중 채널 접근 제어 방법
Fig 2. Multiple Channel Access Control Method

IV. AON-SR 망에서 BoD에 따른 트래픽 분석

일반적으로 동적 대역 할당이 되지 않은 독립적인 다중 채널 접속의 트래픽 모델에 있어서 c 개의 다중 채널이 존재하고, 입력 트래픽이 λ 의 도착율을 가지는 경우 $k\mu$ 의 처리 능력을 가지는 입력 서버에서는 트래픽에 따라 고정된 다음 스테이지의 독립적인 채널 큐에 트래픽이 분산 된다. 이 때 μ/c 의 처리 능력을 가진 서버의 독립적인 채널 큐는 λ/c 의 평균적인 도착율을 가지고 트래픽이 처리된다.

한편 동적 대역 할당을 이용하여 c 개의 다중 처리를 하는 경우의 모델은 $k\alpha\mu$ 의 처리 능력을 가지며 다중 채널 서버를 위한 단일 큐에 초기 도착율과 같은 λ 의 도착율로 트래픽이 입력되며, 동적으로 할당된 μ/c 의 처리 능력을 가진 각 서버에서 이를 처리한다.

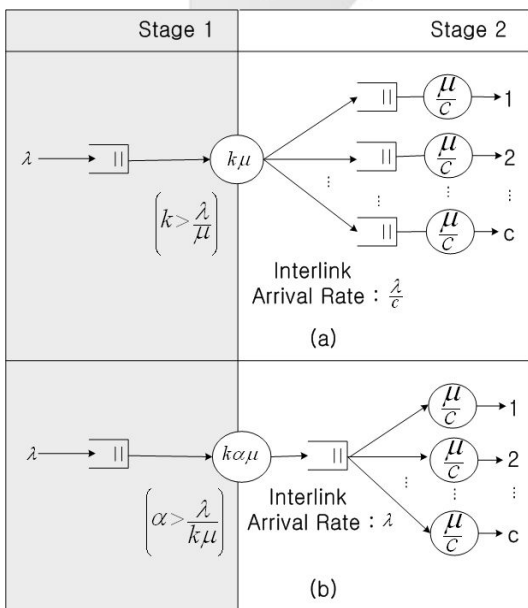


그림 3. AON-SR 큐잉 모델 (a) 정적 모델, (b) 동적 모델
 Fig 3. AON-SR Queueing Model (a) Static Model, (b) Dynamic Model

(그림 3)에서 볼 수 있는 바와 같이 단계(Stage) 1의 서버와 단계(Stage) 2의 입력 버퍼는 내부링크(Interlink)로 연결되어 있다. 내부링크를 통해 후위 버퍼에 입력되는 내부도착시간(Inter Arrival Time)의 확률분포 $d_2(t)$ 는 고객의 손실이 없는 경우 전위 버퍼의 내부도착시간 ($1/\lambda$)의 입력 확률 분포 $d_1(t)$ 와 같음을 다음과 같이 증명할 수 있다.

전위 버퍼의 서비스 확률분포가 $b(t)$ 라 하면

$$d_2(t) = \frac{\lambda}{\mu} b(t) + \left(1 - \frac{\lambda}{\mu}\right) \{d_1(t) * b(t)\} \dots\dots\dots (1)$$

가 되고, (1)의 양변에 Laplace Transform을 취하면

$$D_2(s) = \frac{\lambda}{\mu} B(s) + \left(1 - \frac{\lambda}{\mu}\right) \{D_1(s) \cdot B(s)\} \dots\dots\dots (2)$$

이다. 이때

$$B(s) = \frac{\mu}{s + \mu} \dots\dots\dots (3)$$

이고

$$D_1(s) = \frac{\lambda}{s + \lambda} \dots\dots\dots (4)$$

이므로, 식 (2)에 (3)과 (4)를 대입하여 $D_2(s)$ 에 관하여 정리하면 다음과 같다.

$$D_2(s) = \frac{\lambda}{s + \lambda} \dots\dots\dots (5)$$

따라서 내부링크의 내부도착시간의 확률 분포 함수 $d_2(t)$ 는 $1/\lambda$ 을 평균으로 하는 지수분포(exponential distribution)임을 알 수 있다. 그러므로 $d_2(t)$ 는 전위 입력 분포 함수인 $d_1(t)$ 와 같다.

위의 AON-SR 망의 모델은 M/M/1, M/M/c 그리고 M/M/c/K 대기행렬 모델을 적용함으로써 분석할 수 있다.

4.1 M/M/1 모델

이 시스템은 다음과 같은 출생율과 사멸율을 갖는 출생 사멸 과정이다.

$$\lambda_n = \lambda \quad (0 \leq n), \quad \mu_n = \mu \quad (1 \leq n) \dots\dots\dots (6)$$

안정상태로부터 다음의 결과를 얻을 수 있다.

$$p_n = (1-\rho)\rho^n, \quad (0 \leq n), \quad (\rho = \frac{\lambda}{\mu}) \dots\dots\dots (7)$$

이때 평균 고객 수는

$$L = \sum_{n=0}^{\infty} np_n = \frac{\rho}{1-\rho} \dots\dots\dots (8)$$

이며, 평균 지연 시간은 Little's 법칙[1]에 의하여

$$W = \text{평균대기시간} + \text{평균서비스시간} \\ = \frac{1}{\mu(1-\rho)} + \frac{1}{\mu} \dots\dots\dots (9)$$

이다.

4.2 M/M/c 모델

M/M/c 모델은 다음과 같은 출생율과 사멸율을 갖는 출생사멸과정이다.

$$\lambda_n = \lambda \quad (n \geq 0) \\ \mu_n = \begin{cases} n\mu & (1 \leq n \leq c-1) \\ c\mu & (n \geq c) \end{cases} \dots\dots\dots (10)$$

따라서, 출생사멸과정의 안정상태로부터 다음의 결과를 얻을 수 있다.

$$p_0 = \left[\sum_{k=0}^{c-1} \frac{a^k}{k!} + \frac{a^c}{c!} \times \frac{1}{(1-\rho)} \right]^{-1} \quad \left(\rho = \frac{\lambda}{c\mu}, \quad a = \text{제공로드} = \frac{\lambda}{\mu} \right) \\ p_n = \begin{cases} \frac{(c\rho)^n}{n!} \times p_0 & (1 \leq n \leq c-1) \\ \frac{(c\rho)^c}{c!} \times \rho^{n-c} \times p_0 & (n \geq c) \end{cases} \dots\dots\dots (11)$$

이때의 안정조건은 다음과 같다.

$$\rho = \frac{\lambda}{c\mu} < 1 \dots\dots\dots (12)$$

여기에서 평균 대기 고객 수는

$$L_q = \sum_{n=c}^{\infty} (n-c)p_n = \frac{\rho}{(1-\rho)^2} P_c \dots\dots\dots (13)$$

이며, 평균 시스템 고객 수는

$$L = L_q + \frac{\lambda}{\mu} \dots\dots\dots (14)$$

이고, 평균 체제시간은 Little's 법칙에 따라 다음과 같다.

$$W = \frac{L}{\lambda} = \frac{\rho}{\lambda(1-\rho)^2} p_c + \frac{1}{\mu} = \frac{1}{\mu} \left(\frac{1}{(1-\rho)^2} p_c + 1 \right) \dots\dots\dots (15)$$

$$W = \frac{L_q}{\lambda(1-p_K)} + \frac{1}{\mu} \dots\dots\dots (20)$$

4.3 M/M/c/K 모델

M/M/c와 같으나 시스템 내에 머물 수 있는 고객의 수가 K로 한정되어 있다. 이 시스템은 다음과 같은 출생율과 사멸률을 갖는 출생사멸 과정이다.

$$\lambda_n = \begin{cases} \lambda & (1 \leq n \leq K-1) \\ 0 & (n \geq K) \end{cases}$$

$$\mu_n = \begin{cases} n\mu & (1 \leq n \leq c) \\ c\mu & (c+1 \leq n \leq K) \end{cases} \dots\dots\dots (16)$$

따라서, 출생사멸과정의 안정상태로부터 다음을 얻을 수 있다.

$$p_0 = \left[\sum_{j=0}^{c-1} \frac{a^j}{j!} + \frac{a^c}{c!} \times \frac{(1-\rho^{K-c+1})}{(1-\rho)} \right]^{-1} \left(\rho = \frac{\lambda}{c\mu}, a = \text{계공로드} = \frac{\lambda}{\mu} \right)$$

$$p_n = \begin{cases} \frac{a^n}{n!} \times p_0 & (1 \leq n \leq c) \\ \frac{a^c}{c!} \times \rho^{n-c} \times p_0 & (c+1 \leq n \leq K) \end{cases} \dots\dots\dots (17)$$

이때의 평균 대기 고객 수는

$$L_q = \sum_{n=c}^{\infty} (n-c)p_n = \frac{a^c}{c!} \times \frac{\rho p_0}{(1-\rho)^2} \times \{1 - [(K-c)(1-\rho)]\rho^{K-c}\} \dots\dots\dots (18)$$

이때, 평균 시스템 고객 수는

$$L = L_q + \frac{\lambda}{\mu} (1-p_K) \dots\dots\dots (19)$$

이다. Little's 법칙을 적용하여 다음과 같은 평균 체제 시간을 얻을 수 있다.

V. 버퍼 크기 분석

일반적으로 서버 처리율의 제한은 단계 2의 서버 처리율에 영향을 받으며 전체 시스템 내로 유입되는 트래픽 양 또한 단계 2의 서버 처리 총량을 넘을 수 없다. 따라서, 단계 1의 서버 처리율은 유입 트래픽의 원활한 분배를 위하여 단계 2의 총 서버처리율보다 매우 큰 것으로 가정하는 것이 타당하다.

이러한 가정으로부터 단계 2에서 동적인 경우와 정적인 경우의 특정 블로킹 확률(10^{-8})을 유지하기 위한 버퍼 크기는 다음과 같이 분석 된다.

동적 모델의 경우 패킷이 도착하여 시스템 자원이 모두 점유되어 블로킹 될 확률은 다음과 같다.

$$p_{\text{Bdynamic}} = p_K = \frac{a^c}{c!} \times \rho^{K-c} \times \left[\sum_{j=0}^{c-1} \frac{a^j}{j!} + \frac{a^c}{c!} \times \frac{(1-\rho^{K-c+1})}{(1-\rho)} \right]^{-1} \dots\dots\dots (21)$$

$$\rho = \frac{\lambda}{\mu}, a = \frac{c\lambda}{\mu} \text{ 이므로,}$$

$$p_K = \frac{c^c \rho^c}{c!} \times \rho^{K-c} \times \left[\sum_{j=0}^{c-1} \frac{c^j \rho^j}{j!} + \frac{c^c \rho^c}{c!} \times \frac{(1-\rho^{K-c+1})}{(1-\rho)} \right]^{-1} \dots\dots\dots (22)$$

이고, 이를 K에 관하여 정리하면

$$K = \log_{\rho} \frac{p_k \left\{ (1-\rho) \left[\sum_{j=0}^{c-1} \frac{c^j \rho^j}{j!} \right] + \frac{c^c \rho^c}{c!} \right\}}{\frac{c^c \rho^c}{c!} \left\{ \frac{1-\rho}{\rho^c} + p_k \right\}} \dots\dots\dots (23)$$

이다. 따라서, ρ/c 의 부하 로드에서 블로킹 확률을 p_k (10^{-8}) 이하로 유지하기 위해서는 $(K-c)$ 이상을 저장할 수 있는 버퍼가 필요하다.

정적 모델의 경우에 블로킹 확률은 다음과 같다.

$$p_{Bstatic} = p_K = \frac{a^c}{c!} \times \rho^{K-c} \times \left[\sum_{j=0}^{c-1} \frac{a^j}{j!} + \frac{a^c}{c!} \times \frac{(1-\rho^{K-c+1})}{(1-\rho)} \right]^{-1} \dots\dots\dots (24)$$

$\rho = (\lambda/\mu)$, $a = (\lambda/\mu)$ 인 시스템 c 개가 각각 독립적으로 존재하므로 각각을 분석하면, c 는 1과 같으므로

$$p_K = \rho^K \times \left[1 + \rho \frac{(1-\rho^K)}{(1-\rho)} \right]^{-1} \dots\dots\dots (25)$$

이고, K 에 관하여 정리하면 다음과 같다.

$$K = \log_{\rho} \frac{p_K}{1-\rho + \rho p_K} \dots\dots\dots (26)$$

ρ 의 부하로드에서 블로킹 확률을 p_k (10^{-8})이하로 유지하기 위해서는 각각 시스템마다 $(k-1)$ 개 이상을 저장할 수 있는 버퍼가 필요하다. 따라서 전체 시스템에서는 $c(K-1)$ 개의 버퍼가 필요하게 된다.

$C=10$, $p_k = 10^{-8}$ 에서의 식 (23)과 식(26)을 그래프로 나타내면 (그림 4)와 같다.

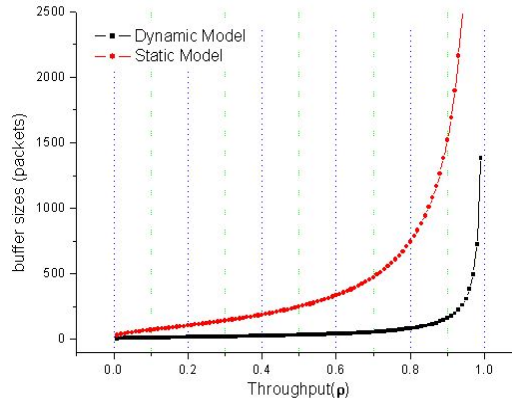


그림 4. 버퍼 크기 대 처리율
Fig 4. Buffer Size versus Throughput

(그림 4)는 액세스 망 대역을 가입자에게 동적으로 할당함으로써 얻어지는 버퍼 운용의 이득을 보여준다. 처리율의 증가에 따라 필요한 버퍼의 크기가 증가하고 있으나 대역을 동적으로 활용하여 유휴 버퍼를 공유함으로써 요구 버퍼의 증가를 현격히 줄일 수 있다. 특히 (그림 4)에서 처리율이 0.7인 정적인 경우에 약 472 패킷을 수용할 수 있는 버퍼가 필요하며, 동적인 경우에는 약 54 패킷 버퍼가 필요함을 보여준다. 따라서, 0.7 이상인 경우에는 9배 이상의 버퍼 절감효과를 얻을 수 있을 것으로 추정되지만 동적인 경우에는 망 대역폭의 재구성을 위한 시간의 요구로 실제 효율은 많은 제한을 받을 것이다.

VI. 지체 시간 분석

정적 모델의 지체 시간 분석은 다음과 같다. 전체 지체시간은 단계 1의 지체 시간(W_1)과 단계 2의 지체 시간(W_2)의 합으로 계산될 수 있다.

$$W_{Static} = W_1 + W_2 \dots\dots\dots (27)$$

식 (27)에서 W_1 과 W_2 는 다음과 같다.

$$W_1 = \frac{1}{2\mu} \frac{\rho}{1-\rho} + \frac{1}{2\mu} = \frac{1}{2\mu} \left(\frac{1}{1-\rho} \right) \left(\rho = \frac{\lambda}{\mu} \right) \dots\dots\dots (28)$$

$$W_2 = \frac{c}{\mu} \times \frac{\rho}{(1-\rho)} + \frac{c}{\mu} = \frac{c}{\mu} \left(\frac{1}{1-\rho} \right) \left(\rho = \frac{\lambda}{\mu} \right) \dots\dots\dots (29)$$

따라서, 정적 모델의 총 지체 시간은

$$W_{Static} = \frac{1}{2\mu} \left(\frac{1}{1-\rho} \right) + \frac{c}{\mu} \left(\frac{1}{1-\rho} \right) = \left(\frac{1}{1-\rho} \right) \left(\frac{1+2c}{2\mu} \right) \dots\dots\dots (30)$$

이다. 식 (30)의 양변에 μ 를 곱하면

$$Bittime\ delay = W_{Static}\mu = \left(\frac{1}{1-\rho} \right) \left(c + \frac{1}{2} \right) \dots\dots\dots (31)$$

를 얻을 수 있다. 동적 모델의 전체 지체 시간에서 단계 1의 지연 시간(W_1)과 단계 2의 지연 시간(W_2)는 다음 식에 의하여 얻어진다.

$$\begin{aligned} W_1 &= \frac{1}{2\alpha\mu} \frac{\rho'}{1-\rho'} + \frac{1}{2\alpha\mu} \left(\rho' = \frac{\lambda}{2\alpha\mu} = \frac{1}{2\alpha} \times \frac{\lambda}{\mu} = \frac{1}{2\alpha} \rho \right) \\ &= \frac{1}{2\alpha\mu} \frac{\rho}{2\alpha-\rho} + \frac{1}{2\alpha\mu} \\ &= \frac{1}{2\alpha\mu} \left(\frac{2\alpha}{2\alpha-\rho} \right) = \frac{1}{\mu} \left(\frac{1}{2\alpha-\rho} \right) \dots\dots\dots (32) \end{aligned}$$

W_2 는 M/M/c 모델을 응용하여 다음과 같이 얻는다.

$$\begin{aligned} W_2 &= \frac{c}{\mu} + \frac{1}{\mu(1-\rho)^2} \times \rho_c \\ &= \frac{c}{\mu} + \frac{1}{\mu(1-\rho)^2} \times \frac{(c^c \rho^c)}{c!} \left[\sum_{k=0}^{c-1} \frac{c^k \rho^k}{k!} + \frac{c^c \rho^c}{c!} \times \frac{1}{(1-\rho)} \right]^{-1} \left(\rho = \frac{\lambda}{\mu} \right) \dots\dots\dots (33) \end{aligned}$$

따라서 동적 모델의 전체 지체 시간은

$$W_{Dynamic} = \frac{1}{\mu} \left(\frac{1}{2\alpha-\rho} \right) + \frac{c}{\mu} + \frac{1}{\mu(1-\rho)^2} \times \frac{(c^c \rho^c)}{c!} \left[\sum_{k=0}^{c-1} \frac{c^k \rho^k}{k!} + \frac{c^c \rho^c}{c!} \times \frac{1}{(1-\rho)} \right]^{-1} \dots\dots\dots (34)$$

이다. 식 (34)의 양변에 μ 를 곱하면 다음과 같은 비트 지체 시간을 얻을 수 있다.

$$Bittime\ delay = W_{Dynamic}\mu = \left(\frac{1}{2\alpha-\rho} \right) + c + \frac{1}{(1-\rho)^2} \times \frac{(c^c \rho^c)}{c!} \left[\sum_{k=0}^{c-1} \frac{c^k \rho^k}{k!} + \frac{c^c \rho^c}{c!} \times \frac{1}{(1-\rho)} \right]^{-1} \dots\dots\dots (35)$$

식 (31)와 식 (35)의 결과를 서버 처리율($0 < \rho < 1$)에 따라 그래프로 나타내면 (그림 5)와 같다.

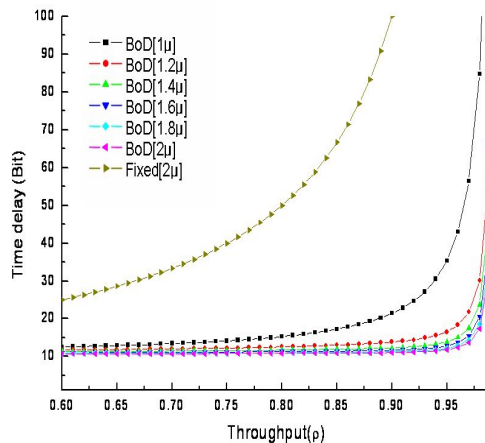


그림 5. 지체시간(Bit) 대 서버 처리율(ρ)
Fig 5. Delay Time(Bit) versus Server Throughput(ρ)

정적 모델의 경우 단계 2의 평균 서비스 시간을 단계 1의 평균 서비스 시간의 2배로 가정 하였다. 동적 모델의 경우 단계 1의 평균 서비스 시간은 동적으로 망을 운용하기 위한 소요시간을 감안하여 $1/\alpha$ 의 비율로 증가시킴으로써 지연 시간의 이득을 분석 하였다. (그림 5)에서 볼 수 있는 바와 같이 동적 모델과 정적 모델이 같은 $1/(2\mu)$ 의 평균 서비스 시간을 갖는 경우를 비교하면 정적 모델의 경우 처리율이 증가함에 따라 지체가 급격히 증가함을 볼 수 있을 뿐만 아니라 동적 모델의 경우 보다 일정한 처리율에 대하여

높은 지체 시간을 보여주고 있다. 서버 처리율이 0.7인 정적인 경우 약 32 지체시간을 갖는 반면 동적의 경우는 약 10 지체시간을 갖는 것으로 나타났다. 따라서 α 의 비율에 따라 지체시간 변화 추이를 살펴봄으로써 동적 운용 이득을 위한 소요 시간의 한계를 추정할 수 있다. α 가 0.9(1.8 μ)로부터 0.5(1 μ)로 변화함에 따라 지체시간이 증가 하는 것을 알 수 있다. 그렇지만 동적 운용을 위한 소요 시간을 고려하여 정적의 평균 서비스 시간의 2($\alpha=0.5$)배로 하더라도 처리율이 0.7인 경우에 약 13 지체시간을 보임으로써 2.5배의 이득을 유지함을 알 수 있다. 즉, 19 지체시간의 이득을 얻을 수 있다. 따라서 동적 운용을 위한 망 재구성에 소요되는 시간이 필요하지만 결과적으로 동적 재구성으로 인하여 발생하는 지체시간의 이득 시간을 보상 할 수 있다. 그러나 재구성 요구는 패킷의 길이에 의존 되므로 패킷의 길이가 작을 경우(μ 가 큰 경우) 동적 구성의 제한 시간이 작아지게 되어 구현상으로 나타나는 이득은 많은 제한을 가질 것으로 예상 된다.

VII. 결론

능동형 광 액세스 네트워크에서 가입자망의 대역폭을 동적으로 운영하기 위해서 필요한 버퍼의 크기와 지체시간을 분석함으로써 이에 따른 버퍼 절감 효과도 예측하였다. 이러한 분석을 통하여 소요 시간의 한계를 결정함으로써 AON 네트워크에서 가입자에게 원활한 요구 대역폭을 효율적으로 제공할 수 있는 동적 운용 프로토콜 및 알고리즘 설계의 기준을 제시하였다. 앞으로는 이러한 기준을 바탕으로 하여 구체적인 프로토콜 설계를 위한 연구가 필요 할 것이다.

참고문헌

[1] L. Kleinrock, "Queueing Systems" (Volume I: Theory), John Wiley & Sons, 1975
 [2] R. Ramaswami and K. N. Sivarajan, "Optical Networks: A Practical Perspective", Morgan Kaufmann, 1998

[3] P. Tomsu and C. Schmutzer, "Next Generation Optical Networks" Prentice Hall PTR, 2002
 [4] R. de Boer, "Connecting Homes with Fibre-Optics", GigaPort, August, 2001
 [5] S. Gorshe, Z. Papir, "The Status and Evolution of the Full-Service Access Network Standard", IEEE Communications Magazine, December, 2001
 [6] F. J. Effenberger, H. Ichibangase and H. Yamashita, "Advances in Broadband Passive Optical Networking Technologies", IEEE Communications Magazine, December, 2001
 [7] 추봉조, "퍼지큐잉 네트워크 모델을 이용한 분산처리시스템의 성능평가," 한국컴퓨터정보학회 논문지 제6권 제4호, 2001.12.
 [8] 홍성준, 이용수, "액티브네트워크상의 웹 캐싱을 위한 서비스 컴포지션에 관한 연구," 한국컴퓨터정보학회 논문지 제2권 제4호, 2003.6.

저자 소개



이 상 화

1998년 11월 University of Dortmund (Germany) 컴퓨터공학박사
 2000. 2~2002. 8 한국전자통신연구원(ETRI) 선임연구원
 2002. 9~현재 서원대학교 컴퓨터정보통신공학부 교수
 <관심분야> 지능형 시스템, 인공지능, 광통신, 데이터통신



송 해 상

2000년 8월 한국과학기술원 컴퓨터공학박사
 1999.1 ~ 2000.8 고등기술연구원
 2000. 9 ~ 2002. 8 (주) 스페이스네트 연구소장
 2002. 9 ~ 현재 서원대학교 컴퓨터정보통신공학부 교수
 <관심분야> 이산사건 시스템 모델링 & 해석, 소프트웨어공학, 임베디드시스템, 데이터통신