

Always On/Dynamic ISDN에서 인터넷 트래픽과 응용에 적응적 채널할당 방식

정희원 홍진표*, 이정**, 홍선미***, 김태일****

An Adaptive Channel Allocation Strategy for Internet Traffic and Applications on Always On/Dynamic ISDN

Jin Pyo Hong*, Jung Lee**, Seon-Mi Hong***, and Tae-Il Kim**** *Regular Members*

요 약

국내 통신사업자들이 xDSL 등 초고속 인터넷 액세스 서비스를 왜곡된 요금구조로 경쟁적으로 보급함에 따라 급속히 확산되고 있으나, 엄밀히 원가를 감안한다면 여전히 AO/DI는 인터넷 트래픽 폭증으로 인한 전기통신망의 과부하를 통신사업자가 경제적이며 효과적으로 대처할 수 있는 현실적인 대안이라 할 수 있다. 본 논문은 AO/DI의 동적 채널 할당 및 해지에 있어서 VIA가 권고한 정책보다 효율적으로 대역폭을 할당, 해지할 수 있는 알고리즘을 제안한다. 관찰 시점까지의 누적된 트래픽의 양과 변화를 감안하여 평균 트래픽과 분산을 추정함으로써 트래픽의 변화에 적응하여 채널 할당, 해지 시점을 결정할 수 있으며 트래픽 특성에 따라 매개 변수의 조절을 통하여 D 채널, B 채널의 이용률을 제어할 수 있고 평균 대기시간 등의 성능을 최적화 할 수 있음을 보인다. 또한, 이를 기초로 응용 프로토콜을 감지하여 응용이 갖는 고유의 트래픽 특성과 요구사항에 적합한 채널 할당/해지 방안도 제시한다.

ABSTRACT

Even though high-speed Internet access services including xDSL have been being extensively deployed as the increment of competition among the domestic common carriers and their extraordinary charging strategy, the AO/DI still remains as one of practical solutions which enable the common carriers to cope with the overloaded traffic onto telecommunication networks due to the explosion of Internet traffic, taking the service cost into consideration. This paper proposes an efficient algorithm for bandwidth allocation and deallocation, comparing with the strategy of the VIA recommendation. By estimating the mean and variance of the outgoing traffic, taking the queued data size and its variance into account, it is shown that the proposed algorithm allows AO/DI systems to make a decision point when channel allocation or deallocation should be done according to the varying traffic, and it provides the flexible control of utilization of the D and B channels and the performance optimization such as mean waiting time, by adjusting parameters by inspecting the traffic characteristics. And also a channel allocation/deallocation policy reflecting the inherited application-dependent traffic characteristics is discussed by means of application protocols detection and use of the proposed algorithm.

I. 서론

1990년대에 들어 WWW이 등장한 이후 GUI 환

경을 통해 인터넷 사용이 쉽고, 멀티미디어 콘텐츠를 검색할 수 있어서 기업과 가정에서 폭발적으로 이용되고, 또한 전자상거래등 새로운 비즈니스의 출

* 한국외국어대학교 정보통신공학과(jphong@ice.hufs.ac.kr),
*** 한국전자통신연구원 선임연구원(smhong@etri.re.kr),
논문번호: 00390-1016, 접수일자: 2000년 10월 16일

** (주)아이티모바일 소프트웨어팀 연구원(twojung@itmobile.co.kr)
**** 한국전자통신연구원 책임연구원(tikim@etri.re.kr)

현으로 인터넷 트래픽이 폭발적으로 증가하고 있다.

인터넷 트래픽의 폭증으로 인하여 전화 위주로 설계되었던 전기통신망에 과도한 부하가 걸려 통신 사업자는 이를 경제적이거나 효과적으로 대응할 수 있는 대책을 마련해야 할 시점에 와 있다. 케이블 모뎀, xDSL, ATM 등 고속 인터넷 서비스를 위한 여러 가지 대안들이 모색되고 있으며 일부 경쟁적 통신사업자에 의해 서비스 되고 있다. 그러나, 이들은 가정하는 인프라가 다르고 신규 설비투자 규모의 차이에서 다를 수 있지만, 새로운 설비의 도입에 따른 대규모 투자가 선행되어야 한다.^[1]

특히, 국내 통신사업자들이 xDSL 등 초고속 인터넷 액세스 서비스를 왜곡된 요금구조로 경쟁적으로 보급함에 따라 전세계에서 유래없이 폭발적으로 확산되고 있으나, 엄밀히 따져 원가를 감안한다면, 여전히 ISDN은 기존 설치되어 있는 설비를 확장하고 인터넷 등 데이터 트래픽을 통신망 사업자가 효율적으로 수용한다면, 현재로서 가장 매력적이며 현실적인 대안이라고 할 수 있다. 더구나, 최근에 AO/DI(Always On/Dynamic ISDN)가 VIA (Vendor's ISDN Association)에서 제안되어 제조업체가 관련 장비와 소프트웨어를 개발하거나 개발 중에 있으며, 시범 서비스가 진행되고 있는 사실은 ISDN이 다른 대안 중에서 가장 현실적이며 사용자에게 편리한 서비스를 제공할 수 있는 경쟁력을 갖추게 되었다.

본 논문에서는 VIA에서 제안한 기존의 AO/DI의 대역폭 할당, 해지 방법을 분석하여, AO/DI가 보다 효율적으로 대역폭을 할당/해지하기 위한 방법을 제안한다. 대역폭 요구사항을 한 순간의 관찰 시점의 데이터 양으로 추정하는 것은 매우 위험하므로 관찰 시점까지의 누적된 트래픽 양의 평균과 분산을 감안하여 임계치를 적응적으로 변환시키는 알고리즘을 제시하고, 시뮬레이션을 통하여 분석한다. 또한 응용 프로토콜을 감지하여 트래픽 특성을 반영하는 채널 할당/해지 방법도 제안한다.

II. AO/DI 서비스 개요

1. AO/DI 서비스 개요

AO/DI(Always On Dynamic ISDN)는 인터넷과 인트라넷 연결서비스의 새로운 개념으로써 ISP (Internet Service Provider)에 LAN처럼 항상 저속(D채널 - 9.6Kbps)으로 연결하는 ISDN서비스의 새로운 형태이다.

네트워크 상에서 트래픽이 증가하게 되면, AO/DI는 BACP (Bandwidth Allocation Control Protocol)를 사용하여 필요할 때 마다 효율적으로 대역폭(B-채널)을 할당한다.^[2] <그림 1>에서는 AO/DI와 관련된 프로토콜을 계층화 시켜 프로토콜 스택을 도시해 보았다.

D-채널상에 X.25호는 교환기에 존재하는 패킷 헨들러로 우회하게 되므로, 회선교환을 거치지 않고 라우트 될 수 있어서 전화망에 영향을 감소시킬 수 있다. 그리고 항상 연결을 제공하므로, 기존의 ISDN선과는 달리 AO/DI는 푸쉬 서비스를 제공할 수 있고, ISDN을 상시 케이블 모뎀과 DSL서비스와 같은 수준으로 끌어 올리는 역할을 하고 있다.

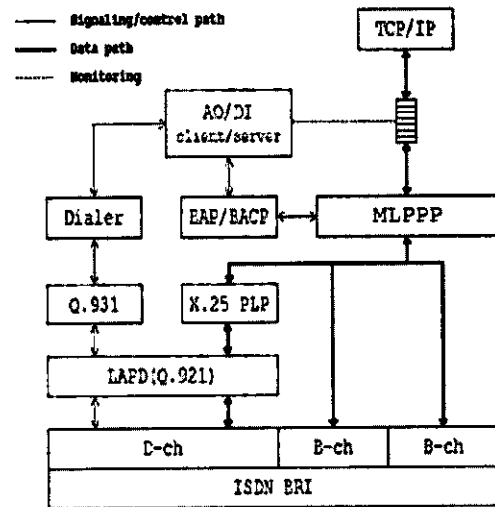


그림 1. AO/DI Protocol Stack

2. AO/DI관련 프로토콜

2.1. Bandwidth-On-Demand

Bandwidth-on-demand는 ISDN의 BRI의 두 B-채널 혹은 PRI내의 다수의 B-채널을 하나의 논리적 연결에 할당하는 채널 결합 기술로서 사용자의 요구에 따라 대역폭을 유연하게 제공하기 위한 것이다. 관련 표준으로 Multilink PPP(ML-PPP)를 정의하고 있는 IETF의 RFC 1717(후에 RFC 1990)과 산업 표준 BONDING이 있다.

1) ML-PPP (RFC 1990)

AO/DI 서비스는 논리적인 데이터 링크 상에서 송수신되는 데이터그램의 분할, 재결합 및 배열을 위한 방법을 제공하는 ML PPP 기능을 제공하여야

한다. ML PPP는 1995년 IETF가 RFC 1717에 규정하고 새롭게 RFC1990을 제정하여 현재 유효한 표준으로 시스템간에 다수의 동시 채널을 열어, 사용자들에게 추가적인 비용으로 Bandwidth-on-demand를 제공하는 링크 계층의 소프트웨어 구현을 언급하고 있다.^[6]

ML-PPP는 하나의 논리적인 연결을 형성하기 위해 다수의 B-채널상에 데이터그램을 분리, 재결합, 순서화 하는 방법에 관한 것으로서, 하나의 물리적인 링크만을 다루는 PPP의 한계를 극복하기 위한 것이다. ML-PPP는 옵션들을 협상하기 위해 기존의 PPP와 같은 방법을 사용하고, 초기 LCP(Link Control Protocol) 옵션 협상의 일부로 멀티링크 메시지를 사용하여 Bandwidth-on-demand기능을 지원할 수 있다. ML-PPP는 <그림 1>과 같이 네트워크 계층과 링크 계층 사이에 존재하는 하나의 계층으로서 동작한다.

2.2. BAP/BACP

AO/DI 서비스는 ML-PPP에서의 동적인 전송 대역폭 할당을 관리 및 제어하고, 다중링크 묶음으로부터 링크의 추가 및 삭제를 협의하기 위하여 BAP/BACP기능을 제공한다.

1) BACP

멀티링크 bundle로부터의 대역폭의 추가 할당 및 해제를 협상하고, 추가 접속 채널을 기존의 채널에 합치는 기능을 제공한다. BACP는 LCP(Link Control Protocol)와 같은 패킷 교환 매커니즘을 사용한다.^[5]

2) BACP를 위한 BAP 기능

BACP를 지원한다는 것은AO/DI 링크상에 B-채널 대역폭의 추가 및 해제를 위해서 BAP핸드셰이킹이 사용됨을 의미한다. 멀티 링크 묶음에 링크를 추가하고 해제하는데 두 종단점이 상호 협상할 수 있게 패킷들과 파라미터 그리고 협상 프로시저를 정의한다.^{[4][5]}

- o bundle에 하나의 링크를 추가하기위한 허가를 요구 (Call-Request)
- o peer가 callback을 통해 bundle에 링크를 추가하는 것을 요구 (Callback-Request)
- o bundle로부터 링크를 drop하기위해 peer와 상호 협상 (Link-Drop-Query-Request)

III. AO/DI 채널할당방식

1. D 채널 휴지화

AO/DI ISDN 멀티링크 묶음은 하나 혹은 두개의 B-채널 링크로 구성되는데 각각은 56Kbps나 64Kbps로 동작하고, 9600bps로 동작하는 X.25 D-채널 링크로 구성된다. 연결 비용을 줄이고 처리 효율을 향상시키기 위해서 다중 링크 묶음에 하나의 B-채널이라도 추가되면 D-채널의 전송을 멈추는 것이 바람직하다.

D-채널 휴지화를 위한 몇 가지 옵션이 VIA에 의해 논의되어 왔다. 휴지화를 위한 견고한 방식을 제공하기 위해 Idle Link라는 명시적인 명령과 응답을 통한 핸드셰이킹 방식이 필요하다는데 동의하였다. 하지만 이 방법은 최소한 하나의 표준화 위원회로부터 승인이 필요하고 구현하는데 복잡하다. 이러한 이유 때문에 현재는 암시적인 휴지화 방법(implicit idling method)을 채택하고 있다.^[2]

9600bps 이하의 낮은 속도의 링크를 가진 MP bundle에 56Kbps 이상의 빠른 링크가 추가될 때에 양쪽의 전송자는 즉시 낮은 속도의 링크에서 모든 redirectable 패킷들의 전송을 멈추고 그 대신 빠른 속도의 링크상에서 패킷을 전송하도록 해야 한다. 양쪽의 수신자는 변수 M을 계산하는데, 수신자는 Sequence number가 M보다 큰 프레그먼트를 D-채널에서 받았다면 성공적으로 수신하고 성공적으로 처리해야 한다. M보다 작은 sequence number를 가진 프레그먼트를 D-채널에서 받았다면 discard한다.

2. 대역폭 추가

2.1 대역폭 추가를 위한 트리거

D-채널 X.25를 통해 5초 이상의 전송이 지속되고, 또는 7500bytes보다 큰 데이터가 기다리고 있다면 B-채널을 추가한다. 데이터를 위한 B-채널의 설립, 상호협정, 초기화는 3초가 걸리고, D-채널 X.25 링크는 단지 3초 동안 active상태를 유지하고, 3초 동안 보낼 수 있는 데이터는 대략 4500bytes 이다. 그런 후에 B-채널이 active 상태를 유지하는 동안 X.25는 연결을 유지하되 어떤 데이터도 전달되지 않는 active-idle상태를 유지한다.

2.2 B 채널 추가

한편 대역폭 추가는 출력 버퍼에 큐잉된 데이터 양을 가지고 트래픽 패턴을 추정하여 더 빠른 채널을 설정하는 암시적 알고리즘을 제시하고 있다. X.25 트래픽에 대한 D 채널의 용량을 14,000bps라

가정할 때, HDLC 프레임에 bit stuffing하는 오버헤드 5%, PPP 캡슐화 오버헤드 5%, IP 패킷 오버헤드를 5%라 하면, 이는 대략 초당 1500B를 D 채널로 전송할 수 있다고 계산된다. ISDN 호 설정 소요시간을 3초로 가정할 때 5초이상 지속적으로 송신할 데이터가 출력 버퍼에 대기중이면 B 채널을 할당하고 있다. 다시 말해서, B 채널로 전환하는 이득이 있다고 판단될 때 대역을 추가하는 단순한 방법을 채택하고 있다.

B-채널 추가 시에는 패킷 서비스 outbound 큐가 full 상태인지를 확인하는데, 여기서 full의 의미는 현재의 처리량으로 큐를 비게 하는데 5초 이상 소요됨을 의미한다. VIA 기술위원회가 대역폭 추가 할당하는 알고리즘의 한 예로써 다음과 같이 제안하고 있다.^[2]

- o 5초 이내에 큐를 비울 수 있다면, B-채널을 요구하지 않고 D-채널 X.25링크를 사용한다.
- o 만약 5초에서 10초 사이에서 큐를 비울 수 있다면, D-채널 X.25 링크를 사용하여 B-채널을 위한 BAC(Bandwidth Allocation Channel) Request를 전달한다. 만약 B-채널이 사용 가능하다면 패킷 서비스 연결을 늘리기 위해 멀티 링크 프로토콜을 사용한다.
- o 10초 이상 걸려 empty 큐가 된다면 두개의 B-채널을 요청한다. 만약 2개의 B-채널이 사용 가능하다면 패킷 서비스 연결을 늘리기 위해 멀티 링크 프로토콜(ML-PPP)을 사용한다.

3. 대역폭 할당 해지

추가한 B-채널에서 데이터 전송이 끝나면 B-채널은 해지된다. 그래서 회선교환 리소스는 트렁크 pool에 반환 될 수 있다. 해지를 위한 요구를 BACP가 지원한다.

3.1 B-채널 해지

Active timer는 BACP가 B-채널을 해제하고자 할 때를 결정하는 간단한 방법이다. 만약 전송이 완료된 다음 5초 이내에 활성화가 되지 않으면 채널을 해제한다.^{[2][3]}

좀 더 복잡한 방법은 BACP의 사용 기준으로 가 어플리케이션의 특성을 적용하도록 하는 방법이다. 예를 들어, 웹 페이지를 검색할 경우, 적절한 active timer는 5~10초 사이인데 사용자가 원하는 정보를 다운로드 후 수신된 자료를 읽고 분석하는 시간을 예상한 것으로 수십 초로 길어질 수도 있다. E-mail에서 메시지 교환이 완료되면 B-채널을 해지하는

것이 적당하다.

3.2 다른 응용들을 위한 B-채널 해지

표 1. B-채널 추가 배정 규칙

Outbound buffer		MP bundle
Queued data	예상 전송시간	
< 7.5KB	< 5sec	D 채널
7.5 - 15KB	5 - 10sec	1B 채널
> 15KB	> 10sec	2B 채널

음성호의 발신 또는 수신을 위해 B-채널을 해지할 수 있어야 한다. CPE는 Q.931 메시지를 통해 입력 호를 인식한다. CPE는 필요하다면 B-채널을 음성 호를 위해 양도하고 또는 다른 번호로(answering service) 호를 돌리거나 또는 입력 호를 거부한다.^{[3][4]}

IV. 효율적인 AO/DI 채널할당방안

1. 권고의 문제점

VIA가 권고한 채널할당방식은 출력버퍼를 관찰하여 그 시점에서 데이터 양이 임계치를 초과하면 B 채널을 할당하는 단순한 방법을 제안하고 있다. 물론, 인터넷 응용 프로그램의 변경없이 AO/DI를 제공하려면 명시적 명령없이 AO/DI 수준에서 해결하는 방법이 무난하다. 그러나, 이 방식을 분석해보면 다음과 같은 문제점이 제기된다.

- o B 채널 할당과 해지가 순환적으로 반복될 수 있다. 최악의 경우 7500B를 약간 상회하는 burst 트래픽이 5초 마다 입력될 경우 B 채널이 할당되었다가 5초후 해지되는 일이 반복 수행된다. 따라서, 10초간에 7500B의 처리율을 보이게 된다.
- o Burst 트래픽에 취약하다. 인터넷 트래픽은 기본 특성상 busrtty하며, 특히 TCP의 sliding window 기법에 의한 흐름제어에 따라 가용한 window 크기만큼을 송신한 다음 대기하게 되어 burstness가 심화된다. 어느 한 순간의 샘플링으로 대역폭 요구사항을 추정하는 것은 매우 위험하다.
- o 인터넷 트래픽은 보통 비대칭적이다. Downstream 데이터 양이 훨씬 많기 때문에 AO/DI 클라이언트가 출력 버퍼에 데이터가 적으나 AO/DI 서버의 출력 버퍼에는 충분히 많은 양이 대기할 가능성이 높다. 이런 경우에 AO/DI 클라이언트가 해지

요구하는 것은 적절치 못하다.

- o 실시간 멀티미디어 스트림의 delay jitter를 크게 유발한다. 채널 할당/해지를 이 경우에 적용하면 jitter가 증가하게 된다.
- o 일단 B 채널이 할당된 후 저속 데이터가 지속되어도 D 채널로 환원되지 않는다. 5초간 데이터 송/수신이 없음을 확인하였을 때 B 채널을 해지하는 방식은 개선되어야 한다.

물론, 응용 프로그램에서 명시적으로 할당/해지 요구를 할 수 있다면, QoS 요구사항에 적절히 대응할 수 있지만, 기본적으로 인터넷은 새로이 탄생하는 하나의 subnetwork(AO/DI)을 위하여 TCP/IP 프로토콜과 인터넷 응용을 변경하는 일은 적절한 접근 방식이 될 수 없다. 따라서 AO/DI 내부에서 해결할 수 있는 암시적 접근 방법을 견지하면서 보다 효율적인 대역폭 할당/해지 알고리즘을 제안하기로 한다.

2. 적응적 대역폭 추정 알고리즘

AO/DI 서비스가 보다 효율적으로 대역폭을 할당, 해제하려면 3개의 링크로 특정화된 문제를 풀기 위하여 일반적인 QoS 모델을 분석할 필요가 있다. 우선, 기본적인 대역폭 할당 원리는 현재의 트래픽을 관찰하여(traffic policing) 경제적인 방법(D 채널의 Always On)으로 네트워크 능력이 허용하는 한(best effort) QoS를 제공할겠다는 방법이다.

우선 대역폭 요구사항을 추정하기 위하여 현실적인 방법은 출력 버퍼의 데이터를 이용한다고 하자. (입력 버퍼는 호스트의 처리 능력에 좌우되므로 대역폭 추정에 적절치 못하다.) 대역폭 요구사항은 한 순간의 관찰 시점의 데이터 양으로 추정함은 매우 위험하므로 관찰 시점까지의 누적된 추계와 분산을 감안하여 임계치를 적응적으로 변환시키는 방안을 모색하여 보자.

주기적으로 출력 버퍼 데이터양을 샘플링하고, 이 때 관찰된 출력 버퍼 데이터 양을 S 라 하고, 추정 평균 데이터 양을 S' 라 하자. 그러면, Jacobson/Karel 알고리즘에서와 같이 분산을 추정하는데 정수 연산만으로 계산할 수 있다. 어느 시점에서 추정 평균 데이터 양은 다음과 같이 추정한다.

$$\Delta S = S - S'$$

$$S' = S' + \delta \Delta S, \text{ where } 0 < \delta < 1$$

위 식에서 알 수 있듯이 S' 를 증가시키면 최근 데이

터 양의 변화를 크게 반영하게 되며, 감소시키면 비교적 장기간의 데이터 양의 평균을 반영하게 된다. 추정된 편차 σ 는

$$\sigma = \sigma + \delta(|\Delta S| - \sigma)$$

임계치 초기값을 T (예, 7500B)라 하자. 그리고 샘플링 때마다 적응적으로 변하는 임계치의 upper bound를 T_{upper} , lower bound를 T_{lower} 라 하자. ϕ 를 경험적으로 얻은 임의의 상수라 할 때, 적응적 임계치의 upper bound와 lower bound는 다음과 같이 얻을 수 있다.

$$T_{upper} = T + \phi \sigma$$

$$T_{lower} = T - \phi \sigma$$

임계치 값은 편차가 증가하면 upper bound는 증가하고 lower bound는 감소하게 된다. 만일, 추정 데이터 양 S 가 이 upper bound를 초과하게 되면 추정된 대역폭 요구가 현재 할당된 채널을 초과하여 새로운 채널 추가가 필요하다는 뜻이 되며, 반대로 lower bound이하로 떨어지면 현재의 대역폭을 너무 충분하여 채널을 해지할 필요가 있음을 나타내게 된다. $[T_{upper}, T_{lower}]$ 구간은 채널의 할당/해지 오버헤드를 줄이기 위한 완충 지역으로서 기 할당 채널을 유지하게 된다.

만일 매개 변수 δ, ϕ 를 2의 지수 또는 그 역수로 놓으면, 부동점 연산을 사용하지 않고 간단한 shift 연산으로 거의 오버헤드 없이 이 알고리즘을 수행할 수 있다.

3. 채널의 할당과 해지

3.1 소용 대역폭의 추정

최근 추정된 평균 데이터 양 S' 는 앞으로 소요될 대역폭 요구로 간주하여 다음과 같이 적정 MP bundle을 추정한다.

D 채널 if $S' < T_{lower}$

1B 채널 if $T_{upper} < S' < \tau T_{upper}$

2B 채널 if $S' > \tau T_{upper}$ (τ 는 임의의 상수)

이 경우에는 현재 할당된 MP bundle과 비교하여 채널 추가 할당이나 해지가 필요한지를 결정하여 요구하게 된다. 나머지 경우에는 현재의 MP bundle을 변화없이 유지한다.

3.2 대역폭 증가 요구

현재의 추정 평균 데이터 양을 기초로 적정 대역폭의 MP bundle이 결정되어 AO/DI 클라이언트나 서버 중 어느 한 쪽에서 현재 MP bundle보다 큰 대역폭이 필요함을 확인하는 경우 새로운 채널 할당 요구가 발생한다. 클라이언트, 서버 중 어느 한 쪽에서 출력 트래픽에 적정한 MP bundle이 결정되면 상대방의 동의없이 채널을 요구하게 된다. 왜냐하면, 한 방향 트래픽 만으로도 추가 대역폭이 필요하다고 판단되기 때문이다.

현재의 MP bundle 상태가 D 채널이면 D 채널을 휴지화하는 동시에 1B 또는 2B 채널을 설정하며, 현재 상태가 1B 채널이면 추가 1B 채널을 설정한다.

3.3 대역폭 감소 요구

한 방향 트래픽이 많으면 반대 방향 트래픽의 파다에 관계없이 추가 대역폭 할당이 필요한 반면, 한 방향의 트래픽이 감소했다고 해서 대역폭을 감소시키기 위하여 채널을 해지해서는 안된다. 왜냐하면, 반대 방향의 트래픽은 여전히 기존 대역폭을 필요로 할지 모르기 때문이다. 따라서 채널의 해지를 위해서는 상호 협상절차가 필요하다. 즉, 양방향의 트래픽 모두가 채널 해지에 동의할 때만 채널 해지를 시킬 수 있다. 따라서 채널 해지 요구에 대한 상대방의 응답은 ACK 또는 NACK가 될 수 있다.

3.4 채널 할당/해지의 동특성

여기서 미지의 상수는 δ , ϕ , τ 로서 이를 조정함으로써 채널 할당/해지의 결정 기준이 달라지게 된다. δ 를 1에 가까운 수로 설정하면 최근 통계에 따라 데이터 양의 평균과 분산이 결정되면, 반대로 0에 가까울수록 먼 과거의 통계치 까지 감안한 결과가 된다. 즉, δ 가 크면 트래픽의 변화에 민감하게 채널 할당/해지가 결정되며, 이것이 작으면 할당/해지가 덜 민감하게 반응한다.

ϕ 는 트래픽 양의 분산을 얼마나 임계치에 반영하느냐 하는 가중치로서 크면 임계치가 급격히 변하게 된다.

V. 성능 평가

1. 인터넷 트래픽 모델

인터넷 트래픽은 응용에 따라 특성이 상이하며, 일반적으로 bursty 한 특성을 가지고 있다. AO/DI에 도착하는 IP 패킷은 단순한 Poisson process가 아니다. Burstiness를 감안하기 위하여는 패킷 도착

사건간의 inter-arrival time 분포는 평균 대비 분산의 정도로 특성화시키는 것이 바람직하다. 다만, 문제의 단순화를 위하여 도착된 패킷의 크기는 지수 분포를 따르는 것으로 가정한다.

Poisson process가 아니기 때문에 해석적 방법으로 분석하는 것은 곤란하기 때문에 여기서는 시뮬레이션으로 성능 평가를 하고자 한다. 우선, 기본 가정은 다음과 같다.

- Inter-arrival time 분포: 평균과 분산(2차 모멘텀)까지 고려한 분포로서 $\Gamma(\alpha, \beta)$ 함수를 따른다.
- 패킷 크기 분포: 지수 분포를 따른다. (분산/평균 = 1)
- 채널 설정/해지 시간: 상수로 가정하고 여기서는 ISDN 호 설정시간을 3초로 가정하며 채널해지 중에 다른 채널을 동시에 설정할 수 있으므로 채널 해지 시간은 고려하지 않는다.

AO/DI에 도착하는 IP 트래픽이 적을 경우에는 대부분 D 채널을 사용하게 될 터이므로 채널 할당/해지 알고리즘의 작동 상태를 잘 파악할 수 없으므로 MP bundle의 변화를 잘 보여 줄 수 있도록 충분한 트래픽이 도착하게 하기 위하여 초당 10개의 IP 패킷이 평균적으로 도착하며(평균 inter-arrival time은 0.1초), 이 패킷의 평균 크기는 750B로 가정하였다. 이는 평균적으로 초당 7.5KB의 도착률이 되므로 평균 60Kbps 대역폭을 가지는 셈이 된다.

Inter-arrival time의 분산/평균은 1(지수 분포), 2, 5, 10 인 경우를 대상으로 하였다. 분산/평균이 커지면 burst한 트래픽이라 할 수 있으며, 1이면 무작위(random)로 도착하는 트래픽이라 할 수 있고, 0에 가까울수록 uniform 분포에 가까워진다. 여기서는 인터넷 트래픽 특성상 분산/평균이 1 이상만을 분석 대상으로 삼았다. 한편, 2B 채널은 B채널 보다 2배의 대역폭을 가지므로 매개변수 τ 는 2로 가정하였다.

2. 채널 할당/해지 오버헤드 영향 분석

전술한 바와 같이 요구되는 대역폭의 추정치가 현재의 MP bundle 상태와 다르면 새로운 채널의 할당/해지가 수반된다. 현재의 MP bundle이 D 채널에서 1B 혹은 2B 채널을 갖는 MP bundle로 상태를 천이하기 위해서는 호 설정 오버헤드(여기서는 3초로 가정)가 발생한다. 마찬가지로 1B 채널인 MP bundle에서 2B 채널 bundle로 천이하기 위해서도 호 설정 과정이 필요하게 된다. 이 관점에서 발생하는 오버헤드는 상태 천이 횟수, 즉 switch over 횟

수에 비례한다.

<그림 2>의 switch over 횟수는 저대역폭 MP bundle에서 고대역폭 MP bundle로 상향 할당할 때 발생하는 호 설정 횟수를 나타낸 것이다. δ 가 0에서 1로 변화함에 따라 switch over 횟수는 급격히 증가함을 알 수 있다. 왜냐하면, δ 가 1에 수렴할수록 평균 데이터 양을 추정하는데 최근의 변화를 크게 반영함으로써 당연히 채널 할당해지가 빈번히 일어나기 때문이다.

한편, 매개 변수 ϕ 가 증가하면 switch over 횟수는 감소하고 반대로 감소할 때는 switch over 횟수가 증가한다. ϕ 가 크면 현재의 MP bundle 상태를 유지하려는 완충 지역이 늘어나기 때문에 당연히 switch over 횟수가 줄어들게 된다.

종합해보면, δ 가 0에 가까울수록, ϕ 가 클수록 switch over 횟수가 줄어들게 되며 따라서 새로운 채널 할당해지를 위한 오버헤드가 감축된다.

그러나, 이 오버헤드를 감축시키는 일이 성능 최적화에 직결된다고 할 수 없다. 왜냐하면, 보다 큰 대역폭을 요구하는 트래픽에 대해서 추가 채널을

할당하지 않게 되면 처리 속도가 늦어져 보다 긴 큐잉 지연을 야기하게 되기 때문이다. 즉, switch over 횟수가 많다고 해서 평균 대기시간이 증가하는 것은 아니다. <그림 3>에서 보듯이 평균 큐 길이(패킷 수)는 δ 의 변화에 따라 switch over 횟수의 증감에 전혀 민감하지 않음을 알 수 있다. 본 논문에서 제안하는 알고리즘이 현재 입력 큐에 대기하는 데이터 양을 적응적으로 일정하게 유지하는 메커니즘으로 작동되기 때문이다.

3. 사용자 선호 채널의 이동 촉진

채널의 이용률은 기본적으로 통신 요금에 영향을 미친다. 통상적인 요금정책에서 Always On 채널인 D 채널은 특성상 정액제가 될 것이며, B 채널은 기존 전화 요금체제와 같이 이용 시간에 비례한 종량제로 과금될 것이다. 이러한 가정 하에서 살펴보면, 경제성을 중요시하는 사용자는 D 채널을 가능한 많이 이용하고자 할 것이고, 신속한 응답을 중요시하는 사용자는 2B 채널을 선호하게 될 것이다. 여기서는 매개 변수를 적절히 설정함으로써 이러한 사용자 요구에 접근시킬 수 있음을 보여 주고자 한다.

<그림 4>는 비교적 burst 한 트래픽(분산평균=5)에서 매개 변수 $\phi=0$ 일 때 δ 에 변화에 따른 채널 이용률 추이를 보여주고 있다. 요금 절약을 중요시하는 사용자는 δ 를 1/64에서 1/4사이로 설정하면 D 채널 이용률이 높아지며, 반대로 신속한 전송을 원하는 사용자를 위해서는 D 채널 이용률이 가장 작도록 매개 변수 δ 를 1/1,024로 설정하면, 1B 채널과 2B 채널의 이용을 극대화 할 수 있다.

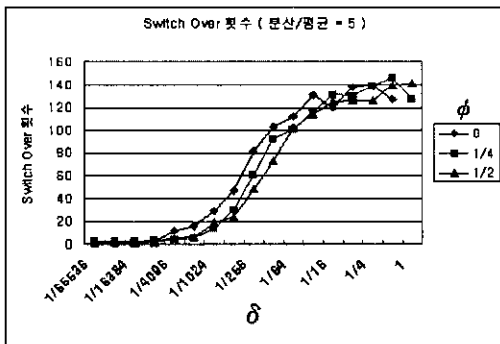


그림 2. 매개변수의 변화에 따른 Switch Over 횟수(분산 평균 = 5)

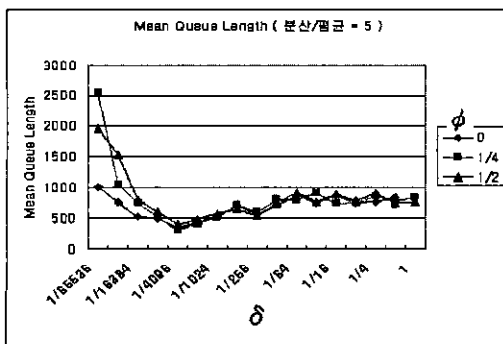


그림 3. 채널 이용률 추이(분산평균 = 5)

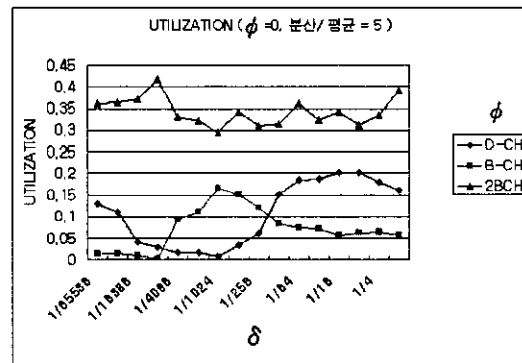


그림 4. Burstness에 따른 평균 대기시간 추이

4. 평균 대기시간의 분석

전술한 바를 전제로 매개변수 δ 와 ϕ 를 변화시키면서 성능 측정치들을 얻어 분석해 보기로 한다.

최대 처리율(maximum throughput)은 여기서는 별 의미가 없다. 왜냐하면, 2B 채널을 항상 할당할 때가 최대 처리율을 보이므로 알고리즘에 무관하게 항상 최대 처리율을 얻을 수 있다. 따라서, AO/DI 사용자 관점에서 중요한 요소는 평균 대기시간(또는 응답시간)과 함께 통화 요금(D, B 채널 사용 율)이다. 따라서, 이러한 관점에서 시뮬레이션에서 얻은 결과를 분석해 보기로 한다.

<그림 5>에서 보는 바와 같이 최적의 대기시간을 얻기 위해서는 트래픽 편차에 관계없이 항상 δ 를 1/4096으로 설정하는 것이 최적임을 알 수 있다. 이때 switch over 부하도 비교적 적고 또한 평균 큐 길이도 가장 짧기 때문이다.

한편, δ 가 0에 가까워질수록 평균 대기시간이 급격히 증가하는 현상을 볼 수 있는데 이 원인은 지나치게 먼 과거의 측정치까지 감안하여 추정 평균치를 산출했기 때문에 최근 트래픽의 변동량이 지나치게 축소 반영되어 고속 채널로의 switch over가 제대로 이루어지지 않아 큐 길이가 길어지게 되어 대기 시간이 증가한 것으로 해석된다.

한편, 분산/평균이 커질수록(burst한 트래픽이면) 평균 대기시간이 크게 증가함을 알 수 있다. 이것은 큐잉 이론에서 당연한 것으로 분산이 크게 되면 backlog로 인한 평균 큐 길이가 길어져 나타나는 현상이다.

매개변수 ϕ 가 평균 대기시간에 미치는 영향을 살펴보기로 하자. 물론, 분산/평균에 따라 이 매개변수가 미치는 영향의 정도가 다르지만 비교적 burst한 트래픽(분산/평균=5)에서 미치는 영향은 <그림 6>에 나타난 바와 같이 δ 가 비교적 클 때는($\delta \geq 1/4096$) ϕ 의 변화에 민감하지 않지만, 작을 때는 ϕ 의 값을 어떻게 선택하느냐에 따라 평균 대기시간에 차이가 큼을 알 수 있다. δ 가 0에 가까워지고 ϕ 가 커질수록 평균 대기시간이 급격히 증가한다. 이 원인은 ϕ 가 크면 새로운 채널 할당을 유보하는 완충지역이 증가하므로 MP bundle간 switch over 횟수는 줄어든다 반대로 요구 대역폭 할당이 즉각 이루어지지 않음으로 인하여 큐잉 지연이 발생하기 때문이다.

종합하면, 트래픽 편차의 크고 작음에 관계없이 δ 를 1/4096 정도의 값으로 지정하면 최적의 평균 대기시간을 얻을 수 있다.

마지막으로 본 논문에서 제시하는 알고리즘과 VIA가 권고한 채널할당/해지 알고리즘을 비교하여 보기로 하자. VIA의 권고는 $\delta=1$ 이고 $\phi=0$ 인 특수

한 경우에 속한다. 전술한 그림들에서 보듯이 $\delta=1$ 인 경우 보다 작은 평균 대기시간을 갖는 임의의 δ 를 선택할 수 있다. 즉, VIA 권고 알고리즘 보다 효율적인 채널 할당/해지 알고리즘을 만들 수 있다. Burst한 트래픽이거나 일정한 트래픽이든 크게 관계 없이 통상적으로 δ 가 1/4096 정도이면 VIA 권고에 비하여 평균 대기시간이 50~70% 감소하게 된다. 다시 말해서, 평균 대기시간 관점에서 VIA 권고 알고리즘을 적용했을 경우 보다 평균 대기시간이 적어도 절반으로 감소함을 알 수 있다.

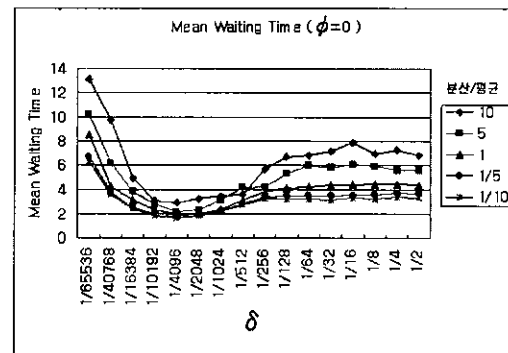


그림 5. 매개변수의 변화에 따른 평균 대기시간 추이(분산/평균 = 5)

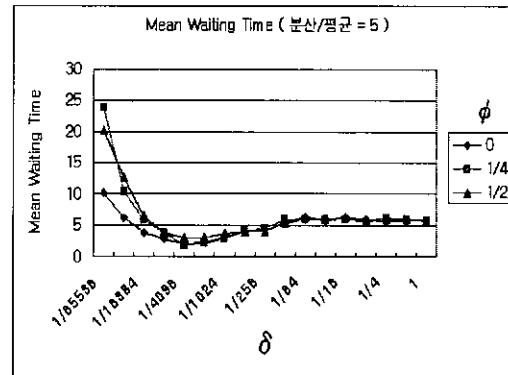


그림 6. 매개변수의 변화에 따른 평균 대기시간 추이(분산/평균=5)

VI. 응용에 따른 적응적 채널 할당/해지

1. 응용 프로토콜의 인지

응용 프로그램에서 명시적 채널 요구 명령 없이도 응용에 따른 트래픽 특성을 추측할 수 있는 방법으로 출력 버퍼에 있는 IP 패킷 내의 TCP/UDP port를 확인함으로써 응용 프로토콜을 알 수 있으며

이를 기반으로 그 flow의 QoS를 추정할 수 있다. 전술한 채널할당 알고리즘이 주기적으로 실행될 때, 함께 flow를 알아내고 이 flow의 응용 프로토콜을 확인할 수 있다. Flow를 감지하기 위해서 보통 {source address, source port, destination address, destination port}의 지속으로 알아내나 ML-PPP는 일종의 직접 링크이기 때문에 응용 서버의 port 번호만 단순히 파악해도 충분하다.

- AO/DI 클라이언트에서: destination port
- AO/DI 서버에서: source port

왜냐하면, 통상적으로 AO/DI 사용자는 클라이언트 응용 프로그램으로 서버에게 요구하는 request/reply 파라다임으로 실행되면, 보통 동시에 하나의 클라이언트에서 요구하게 된다.(물론, download 받으면서 e-mail을 사용하기도 한다.) 인터넷 상의 서버가 달라도 PPP 링크로 응답이 회신될 것이며, 클라이언트 응용 프로그램이 무엇이나에 따라 well-known port로 서버에 접속하게 될 것이며 따라서 서버 port 번호로 응용 프로토콜을 알아낼 수 있다. 이때 인지된 응용 프로토콜을 현재의 주 트래픽으로 간주하여 이 특성에 맞게 채널 할당/해지를 수행한다.

2. 트래픽 특성에 따른 채널 할당/해지

- o 상호교신형(interactive) 트래픽:
 - 비대칭적 트래픽(HTTP 등): downstream 트래픽이 대역폭을 지배하므로 AO/DI 서버측에서만 적응적 할당/해지 수행
 - 대칭적 트래픽: 양측에서 모두 default 알고리즘을 수행
- o 검색/분배형 트래픽
 - 파일 전송(FTP 등): B 채널 할당이 필요하더라도 가급적 2B 채널 할당함(τ 를 1에 가깝게). 왜냐하면, 대량의 전송이 지속되고 이 경우는 최대 대역폭으로 신속히 전송할 필요가 있으므로. 할당/해지는 신속히(δ 를 1에 가깝게)
 - 실시간 스트림(RTP 등): 초기에 2B 채널 할당(τ 를 1로, T를 작게). 트래픽 양이 많고 지속시간이 길 뿐 아니라, delay jitter를 최소화하기 위하여. 해지는 신속히(δ 를 1에 가깝게)
- o 메시징 트래픽
 - SMTP 등: 할당은 양측에서 default 알고리즘 수행. 해지는 신속히.

본 논문에서는 AO/DI의 기본 개념과 채널 할당 방식에 대해 고찰해 보았고, 보다 효율적인 채널 할당 방식에 대해 제시하였다. AO/DI 채널 할당 방식은 VIA에서 정의한 트래픽 평가를 기초로 트리거를 통해 암시적으로 이루어지나 측정된 시점의 출력 버퍼에 대기 중인 데이터 양을 기초로 채널 할당/해지가 이루어짐으로 burstiness가 큰 인터넷 트래픽의 특성을 반영하는데 매우 위험한 문제점을 가지고 있다.

본 논문에서는 AO/DI 서비스가 보다 효율적으로 대역폭을 할당, 해지하기 위한 하나의 알고리즘으로서 과거의 트래픽 통계까지 반영하는 트래픽 양의 평균과 분산을 산출하고 분산의 정도에 적응적으로 임계치를 변화시켜 채널 할당과 해지 요구를 트리거 하는 알고리즘을 제시하였다. 파라미터를 적절히 조정함으로써 트래픽 특성에 적응적으로 할당/해지를 결정할 수 있다. 한편, 응용 프로토콜을 감지하여 응용에 따른 트래픽 특성을 감안한 채널 할당/해지 방법도 제안하였다.

참 고 문 헌

- [1] 홍진표, *ISDN진화연구 Always On/Dynamic ISDN을 중심으로*, 한국전자통신연구원 최종보고서, 1999.12.
- [2] A. Kuzma, Holdrege, Always On Dynamic ISDN, draft-ietf-pppext-aodi-00.txt, 1998.11.
- [3] A. Kuzma, *Always On/Dynamic ISDN Network Architecture*, White Paper, ACTEF Technical Committee, 1996.12.
- [4] *AO/DI 서비스 요구사항*, 한국전자통신연구원, 1999.3.
- [5] C.Richards, K.Smith, Bandwidth Allocation protocol (BAP)/Bandwidth Allocation Control Protocol(BACP), IETF RFC 2125, 1997.3.
- [6] K. Sklower, et al., The PPP Multilink Protocol(MP), IETF RFC 1990.6.

VII. 결 론

홍진표(Jin Pyo Hong)

정회원



1977년 2월: 서울대학교
계산통계학과 학사
1979년 2월: 한국과학원
전산학과 석사
1983년 8월: 한국과학원
전산학과 박사

1983년~1995년 2월: 한국전자통신연구원 책임연구원
1995년 3월~현재: 한국외국어대학교 컴퓨터 및 정보
통신공학부 교수
<주관심 분야> 분산 멀티미디어, 인터넷, 정보통신
서비스, 성능평가

이정(Jung Lee)

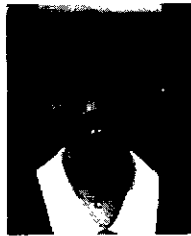
비회원



1999년: 한국외국어대학교
정보통신공학과 학사
2001년: 한국외국어대학교
정보통신공학과 석사
2001년~현재: (주)아이티모바일
연구원
<주관심 분야> IMT-2000

홍선미(Seon-Mi Hong)

정회원



1988년: 충남대학교
계산통계학과 학사
1988년~현재: 한국전자통신
연구원 선임연구원
<주관심 분야> 지능망(IN), IP
라우터, 망관리

김태일(Tae-II Kim)

정회원



1983년: 숭실대학교
전자계산학과 학사
1992년: 정보처리기술사 취득
1983년~현재: 한국전자통신
연구원 선임연구원
한국전자통신연구원
라우터관리 팀장
(책임연구원)

<주관심 분야> 지능망(IN), IMT-2000, IP 라우터