

〈主 題〉

인터넷에서의 실시간 서비스 기술

김영한* · 이재용**

(승실대 정보통신공학과* 충남대 정보통신공학과**)

□ 차 례 □

- | | |
|----------------|-------------------------|
| I. 개 요 | V. 스케줄링 방법 |
| II. 실시간 서비스 모델 | VI. ATM망에서의 인터넷 실시간 서비스 |
| III. 신규 서비스 | VII. 결 론 |
| IV. 자원 예약 프로토콜 | |

I. 개 요

인터넷은 네트워크의 네트워크로서 1960년대 말 미국방성에서 지원한 ARPANET을 시작으로 해서 현재는 전 세계를 연결하는 컴퓨터 망으로서 지금도 기하급수적인 사용자 증가가 계속되고 있다.

인터넷을 이용한 서비스도 단순 텍스트나 이미지 파일에서 비디오, 오디오가 결합된 멀티미디어화된 정보의 전달과 함께 사회의 각 분야에서 활용되고 있으며 TV 등의 가전제품과 결합된 인터넷 서비스, 인터넷 기술을 기반으로 회사 내부용 통신망에 활용한 인트라넷 구축 등 활용 영역에서도 계속 확장되고 있는 추세이다.

이러한 인터넷의 프로토콜은 TCP/IP를 근간으로 하고 있으며 기술 발전의 중심이 되는 IETF(Internet engineering task force)를 주축으로 계속 기술적 진화와 새로운 기술의 개발을 이루고 있다.

본 고에서는 인터넷의 실시간 IP 데이터 전달 서비스를 위해 필요한 기술을 고찰한다.

인터넷에서는 기존의 최선형 서비스(best effort service) 이외에 본격적인 실시간 서비스를 포함한 인터넷의 종합 서비스를 위한 연구가 진행되고 있다. 그 중 실시간 서비스 수용 구조 및 모델을 연구하는 Intserv WG에서는 종합 서비스 모델에 관한

RFC1633을 발표하였고 이어서 새로운 서비스 유형과 그에 따른 트래픽 변수 등을 정의하고 있다. 현재 Intserv에서 우선적으로 표준화하기로 결정한 서비스 유형에는 보장형 서비스(GS: guaranteed service)와 부하 제어형 서비스(CLS: controlled-load service)가 있다. GS는 IP 프레임의 최악의 경우의 종단간 전송 지연 시간의 한계를 보장해주는 서비스로서 영상, 음성 등과 같은 실시간 서비스에 적합한 서비스 유형이다. 이에 비해 CLS는 현재의 망에서도 트래픽 부하가 적을 때에는 실시간 서비스가 가능한 점을 주목하여 망의 전체 트래픽을 제어하여 기존 망에서 트래픽이 적을 때의 상황이 되도록 하는 서비스이다. 이 두 가지 서비스에 대한 정의가 현재 Internet-draft 단계로 마련되어 있으며 97년 초에 RFC화 될 예정에 있다.

Intserv에서 정의한 종합 서비스를 실현하기 위해서는 기존의 IP 프로토콜 이외에 자원을 예약하기 위한 신호 프로토콜이 필요하다. RSVP(resource reservation setup protocol) WG에서는 이를 위한 rsvp 프로토콜을 개발하여 최종 RFC로 되기 직전에 와 있다. rsvp는 기존의 연결형 서비스망에서의 신호 프로토콜에서 호 설정 시 예약된 자원은 호 해제 시까지 유지되는 것에 비해 활성 상태의 데이터 흐름에 예약된 자원만을 이용하고 비활성 상태의 자원은 되돌리는 형태의 자원 예약이 이루어지며 수신 측에서 자원을 예약하도록 되어있다.

이밖에 최근에 결성된 ISSLL (integrated services over specific link layers) WG은 ATM, 토큰링, 인터넷 등 구체적인 하부 망에서 IntServ에서 정의한 종합 서비스를 운용하는데 필요한 프로토콜을 개발하고 있다.

이상의 IETF의 연구 동향을 토대로 인터넷의 종합 서비스 모델과 신규 지정된 보장형 서비스, 부하 제어형 서비스를 고찰하고 이어서 이러한 종합 서비스를 위한 신호 프로토콜인 RSVP를 살펴본다. 또한 실시간 서비스를 지원하기 위한 스케줄링 기술의 연구 동향과 ISSLL WG의 연구 내용도 함께 고찰한다.

II. 실시간 서비스 모델

IETF에서는 현재의 인터넷을 통해 멀티미디어 통신을 이루기 위한 많은 실험들을 실행하였다. 그러나 멀티미디어 통신은 네트워크에서 혼잡 손실과 변화하는 대기 지연으로 인해 제대로 동작되지 못했다. 원래 인터넷은 매우 간단한 서비스 품질과 최선형 서비스 (best-effort service)만을 제공한다. 따라서 실시간 응용들이 제대로 사용되기 위해서는 실시간 서비스 품질을 제공하도록 인터넷 기반 구조를 변화시켜서 종점간 패킷 지연에 대한 제어를 제공하여야 한다. 또한 서로 다른 트래픽 클래스들이 특정 링크의 대역폭을 공유할 때 망 관리자는 이 대역폭의 공유를

제어할 수 있어야 한다. 이러한 망 관리 기능이 포함된 인터넷 서비스 모델인 종합 서비스 (Integrated Service)모델이 요구되어 IETF의 Interserv WG를 중심으로 기존의 기본 IP서비스에 새로운 구성요소들과 방법들을 추가하는 방향으로 새로운 서비스 모델을 제안하였다.

서비스 모델에서 패킷 전달 시간은 가장 핵심이 되는 요소이다. 패킷 당 지연은 망이 제공하는 서비스의 정량적 척도가 된다. 지연에 의해서 응용의 성능은 매우 크게 변하게 된다. 따라서 지연에 대한 의존도에 기초해서 응용 서비스의 구분이 가능하다. 먼저 특정 시간까지 패킷이 도착해야 하는 응용이 있으며 이 경우 특정 시간까지 못 오는 데이터는 쓸모 없게 된다. 이런 것을 실시간 응용이라고 한다. 이와 달리 언제까지든 데이터가 오기를 기다리는 것이 있다. 이런 것을 융통성 있는 응용이라고 한다.

실시간 응용 중 중요 고려 대상은 재생형 (playback) 응용들이다. 발신자가 어떤 신호를 패킷화해서 망을 거쳐서 수신자에게 전달을 하게 되면 수신자는 도착하는 패킷에서 원래의 데이터를 얻고 신호를 재생하게 된다. 그러나 실시간 응용의 경우는 패킷이 망을 통해서 전달될 때 망에서의 지연의 변화로 수신 측에 패킷의 도착은 발신 측에서 보낸 것 같이 일정하지 않게 된다. 따라서 발신자가 보낸 신호를

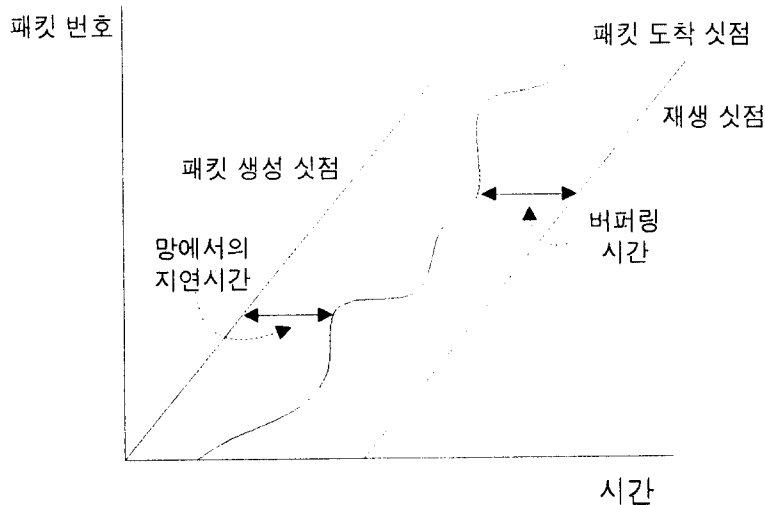


그림 1. 재생형 응용

충실히 재생하지 못하게 된다. 이를 방지하기 위해서 그림 1과 같이 수신자는 들어오는 패킷을 버퍼링 하고 있다가 발신자에서 패킷이 발생한 시간으로부터 일정하게 정해진 시간 간격 후에 버퍼링 된 패킷들로부터 신호를 재생한다. 이런 일정한 시간 간격 후에 재생하는 시점을 재생 시점 (playback point) 이라 한다. 이 재생 시점 이전에 도착한 데이터만이 실시간 신호의 복원에 사용될 수 있고 이 시점을 넘어서 들어온 데이터는 사용되지 않는다. 재생 시점을 정하기 위한 시간 간격을 선택하기 위해서 응용은 미리 자신의 패킷이 겪게 될 지연을 특성화 하는 것이 필요하다. 이것은 망에 의해서 제공되어지거나 이전의 도착한 패킷의 경험을 통해서 얻는다.

재생형 응용은 지연과 신뢰성이라는 2가지 요소에 의해서 분류될 수 있다. 즉, 지연에 대해서 민감한 응용과 지연에 대해 그리 민감하지 않은 응용으로 구분할 수 있으며, 마찬가지로 신뢰성에 대한 민감도에 따라서도 구분된다. 이러한 구분에 따라 다양한 형태의 서비스 분류가 가능하나 IETF에서는 그 중 일차로 지연과 신뢰도에 민감한 보장형 서비스와 어느정도 용납이 가능한 형태인 부하 제어형 서비스를 정의하였다. 이들 서비스의 특성을 다음 절에서 살펴본다.

현재의 인터넷의 최선형 서비스(best effort service) 하에서 모든 패킷은 같은 서비스 품질을 얻게 되며 패킷은 일반적으로 엄격한 FIFO(first in first out) 규칙에 따라 전달되어 진다. 그러나, 종합 서비스 모델 하에서는 라우터가 각 패킷 흐름에 대해 서비스 모델에 따라 적당한 서비스 품질을 구현할 수 있어야 한다. 이를 위한 라우터에서의 트래픽 제어는 패킷 스케줄러, 분류자, 수락 제어의 3가지 요소에 의해서 구현된다.

분류자(classifier)는 트래픽 제어를 위해 각 입력 패킷을 적당한 서비스 품질의 클래스에 대응시켜 분류하는데 같은 클래스에 있는 모든 패킷들은 패킷 스케줄러에 의해서 동일하게 처리된다. 패킷 스케줄러는 들어오는 각 패킷들의 흐름이 예정된 서비스 품질을 얻을 수 있게 패킷 전송을 관리한다. 수락 제어는 라우터 또는 호스트가 새로운 흐름이 요청하는 서비스 품질이 이전의 흐름들에 보증한 서비스 품질과 충돌이 없이 수용될 수 있는지 없는지를 결정하는 알고리즘을 수행한다.

이 밖에, 실시간 서비스를 위해서 자원을 예약하는데 필요한 예약 설정용 신호 프로토콜로서

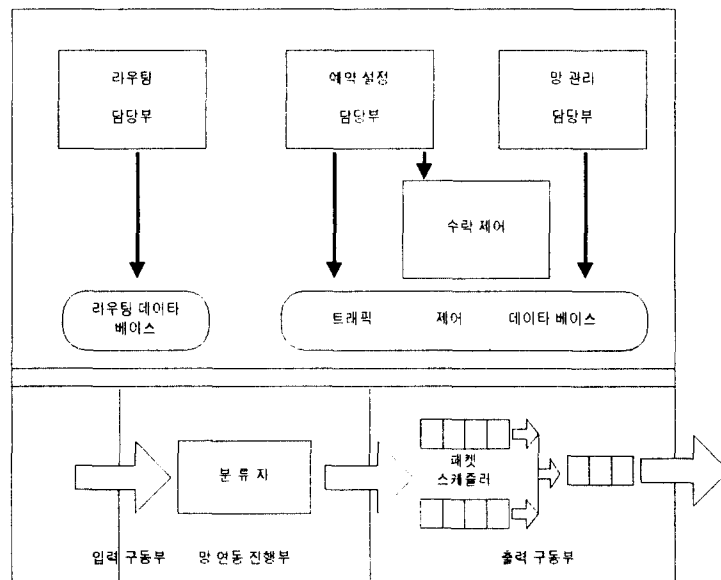


그림 2. 라우터에서의 실시간서비스 구현 모델

RSVP(resource reservation protocol)가 사용된다. 그림 2는 위에서 설명한 요소들이 종합 서비스를 제공하기 위해서 라우터에 적용된 구현 모델을 보여 준다. 라우터는 크게 2개의 부분으로 나누어지며 실선의 아래 부분이 패킷의 진행 경로이고 윗 부분이 제어를 위한 배경 코드가 된다.

진행 경로상의 입력 구동부로 패킷들이 들어오면 패킷의 적용 프로토콜을 해석하고 각 프로토콜에 따른 분류자를 가동시켜서 패킷들을 분류한 후 이를 출력 구동부에 넘긴다. 출력 구동부는 들어오는 패킷들에 대해서 패킷 스케줄러를 이용해서 적절하게 전송을 한다.

배경 코드 부분은 라우팅을 담당하는 라우팅 담당부, 자원 예약을 설정하는 프로토콜을 구현하는 예약 설정 담당부와 라우터에서 망 관리를 지원하는 망 관리 담당부로 구성된다. 수락 제어부는 노드에 요청된 서비스 품질을 제공할 수 있을 만큼 충분한 자원이 있는지 없는지 살펴서 수락여부를 결정한다. 만약 충분한 자원이 있어서 수락 제어에서 승인을 하게 되면 예약 설정 담당부는 원하는 서비스 품질을 제공하기 위해서 분류자와 패킷 스케줄러의 변수를 설정한다.

패킷 스케줄링을 위해서는 먼저 패킷들의 플로우로 분류를 해야 한다. 현재의 라우터는 종착지 주소를 보고 경로를 선택하지만 종착지 주소만으로 패킷이 대응될 서비스 품질의 클래스를 선택하는데 불충분하므로 더 많은 정보가 필요하다. 현재의 IPv4에서는 IP주소 이외에 포트 번호를 보고 상세히 IP패킷을 분류할 수 있으며 버전 6판의 IPv6에서는 헤더내의 별도의 flow id필드를 제공하고 있으며 이에 따라 분류가 가능하다.

패킷 스케줄링의 기본 기능은 출력 큐의 패킷 서비스 순서를 결정하는 것이다. 출력 큐의 서비스 순서를 결정하는 방법으로는 먼저 들어오는 것이 먼저 나가는 FIFO (First In First Out), 패킷에 우선권을 주어서 높은 우선권을 가진 패킷이 언제나 먼저 나가게 하는 우선권 기법, 라운드 로빈과 이것의 변형된 기법인 WFQ (Weighted Faired Queuing) 등을 기반으로 다양한 방법이 연구되고 있다. 이에 대해서는 5절에서 살펴본다.

이상에서 인터넷의 Intserv에서 정의한 종합 서비스 모델과 구현 구조를 살펴보았다. 현재 인터넷에서는 종합 서비스 모델에 따라 기존의 최선 서비스 이외에 보증형 서비스와 부하 제어형 서비스를 정의하였다. 다음절에서는 이들 서비스 유형의 특성을 고찰해 본다.

III. 신규 서비스

2절의 종합서비스 모델에 따라 Intserv WG에서는 우선적으로 기존의 최선형 서비스 이외에 보증형 서비스와 부하 제어형 서비스를 규정하였다. 각 서비스의 특성을 살펴본다.

3.1. 보증형 서비스

보증형 서비스는, 트래픽이 주어진 트래픽 입력한 도내로 유지되는 한, 데이터그램들이 보장된 전달 시간 안에 도착하며 대기열의 오버플로우에 의해 버려지지 않는다는 것을 보장한다.

이 서비스는 데이터그램이 송신지에서 전송된 시점에서부터 어떤 정해진 시간 안에 반드시 도착한다는 확실한 보장이 필요한 응용들을 염두에 둔 것이다. 예를 들어, 음성 및 영상 재생 (play-back) 응용들에서는 재생 시간 뒤에 도착하는 데이터그램들은 이용할 수 없다.

보장 서비스는 지터(jitter: 최대 및 최소 데이터그램 지연 시간 사이의 차이)를 최소화하는 것은 포함하지 않는다. 단지, 최대 대기열 지연 시간만을 제어한다. 이 서비스는 고 수준의 보장성을 제공하여야 하기 때문에, 대개의 경우 전송 경로의 모든 망 요소들이 (즉, 라우터와 라우터를 연결하는 링크들이) 보장 서비스를 지원할 때만 유용하게 된다. 또한, 이 서비스를 실제적으로 사용하기 위해서는, 설정 프로토콜 또는 다른 서비스 요청 방법에 따라 중간의 라우터들과 종점시스템에게 요구하는 서비스의 특성을 전달하여 수락되어야만 가능하다.

보증형 서비스를 제공하는 망 요소들의 연속으로 중단간이 이루어 졌을 때, 중단간의 서비스는 보장된 수준의 대역폭이 유지되는 것으로서, 중단간의 행태는 유체 모델과 일치한다. 즉, 도착까지의 대기열 지연 시간은 유체 모델에서의 지연 시간을 명시된 오류

범위 이상으로 넘지 않는다. 보다 정확히 말하면, 종단간의 최대 지연 시간은 다음과 같다.

$$\frac{b-M}{R} \times \frac{p-R}{p-\gamma} + \frac{M+C_{tot}}{R} + D_{tot} \quad , p > R \geq \gamma$$

$$\frac{M+C_{tot}}{R} + D_{tot} \quad , \gamma \leq p \leq R$$

($b, r, p, M, R, C_{tot}, D_{tot}$ 들은 뒤에서 설명한다.)

전송 경로에 따라 제공되는 종단간 최대 대기열 지연 시간과 (C_{tot} 와 D_{tot} 에 의해 결정됨) 대역폭은 (R 에 의해 결정됨)안정적으로 유지된다. 즉, 이 값들은 종단간의 경로가 변하지 않는 한 변하지 않는다.

서비스율이 R 인 유체 모델의 서비스란 근본적으로는 송신측과 수신측 사이에 대역폭 R 인 전용선을 두고 제공되는 서비스와 같은 것을 말한다. 또한 한 흐름에 대한 서비스는 다른 흐름의 서비스에 완전히 독립적으로 영향을 받지 않는다.

토른 버킷(r, b)을 따르는 흐름이 대역폭 R 인 회선으로 처리될 때, R 이 r 보다 작지 않다면 그 흐름의 지연 시간이 $\frac{b}{R}$ 이내가 된다는 결과를 바탕으로 보장 서비스는 정의된다. 즉, 서비스율이 R 인 보장 서비스는, 이 때 R 에 전용선의 대역폭이 아닌 공유 링크에서의 대역폭 할당분이 되는데, 바로 이 행태를 유사하게 따른다.

결론적으로, C 와 D 가 유체 모델로부터의 최대 편차라고 할 때, 각 망 요소는 어떤 테이타그램도 $\frac{b}{R} + \frac{C}{R} + D$ 미만의 대기열 지연 시간을 갖는다는 것을 보장한다.

보장형 서비스를 이용하기 위해서는 사용자의 특성을 지정하여야 한다. 사용자의 특성은 트래픽의 특성을 나타내는 T_{spec} 과 요구하는 자원의 수준을 표시하는 R_{spec} 으로 나타낸다. T_{spec} 은 토른-버킷 모델에 따라 (b, r, p) 즉, 토른 버킷 크기인 b , 토른 발생 속도인 r , 및 피크 속도인 p 로 나타낸다. 이외에 최대 패킷 크기 L 등이 사용되고 R_{spec} 은 요구 전송속도(또는 대역폭) R 로 표시한다. 각 망요소는 이에 대해 자신이 제공할 수 있는 서비스 수준을 유체 모델에 따라 C 와 D 의 두 개의 변수로 나타낸다. 이를 이용하여 앞서 나타낸 종단간의 지연 시간을 계산할 수 있으며 이에 따라 보장형 서비스의 최대 지연 한계치가 계산되어 서비스 요청 및 수락 결정등에 사용되게 된다.

3.2. 부하 제어형 (Controlled Load) 서비스

부하 제어형 서비스는 현재 인터넷에서 사용되도록 개발된 다양한 응용들을 지원하기 위해 정의되었다. 이러한 응용들은 적응형 실시간 응용들로서 현재의 망에서는 트래픽 부하가 적을 때는 잘 동작하고 있으나 과부하 상태에서는 급격히 품질이 저하되는 것을 알 수 있다. 그러므로 저부하 상태의 망을 모방할 수 있도록 하는 서비스는 이러한 응용을 잘 지원할 수 있을 것이다. 부하 제어형 서비스는 최소한 망을 규정하는 형태로서 다양한 구현 기술이 적용될 수 있으며 망 자원의 효율성이 문제가 되지 않을 경우에는 극히 단순한 방법으로도 구현될 수 있다.

부하 제어형 서비스에 의해 제공되는 종단간의 서비스 행태는 동일 망의 요소로부터 저부하 시에 최선형의 서비스가 받던 품질을 엄격히 근사시키는 수준이 된다. 망의 정상적으로 동작할 때 다음과 같은 가정을 할 수 있다.

- 대부분의 전송된 패킷이 수신측 종단 노드에 전달된다.
(전달되지 않는 패킷의 비율은 전송 매체의 기본 패킷 에러율과 근사하다.)
- 대부분 전달된 패킷의 전달 지연 시간은 임의의 성공적으로 전달된 패킷의 최소 지연시간보다 크지 않다.

이러한 조건이 만족될 수 있도록 부하 제어형 서비스를 요청하는 노드는 중간 망 요소에 자신이 발생시키게 될 트래픽의 특성, 즉 T_{Spec} 을 제공한다.

부하 제어형 서비스 요청을 수락한 망의 각 요소는 요청 시의 T_{Spec} 에 의한 트래픽 수준을 처리할 수 있는 적절한 대역폭과 패킷 처리 자원이 있어야 한다. 이는 수락 제어를 통해 수행되어야 한다.

부하 제어형 서비스는 지연 또는 손실과 같은 제어 변수의 특정 목표치를 이용하거나 수용하지 않는다. 대신 망 요소가 부하 제어형 서비스를 수용했음을 저부하 시의 비 제어형(최선형) 서비스가 제공하던 서비스에 거의 동등한 서비스를 보증함을 의미한다.

IV. 자원 예약 프로토콜 (Resource reSerVation Protocol)

인터넷 상에서의 보장형 서비스, 부하제어형 서비스를 수용하기 위해서 어플리케이션은 망의 자원을

예약하여 할당 받을 수 있어야 한다.

RSVP(resource reservation protocol)는 어플리케이션에게 예약 서비스를 제공하는 인터넷에서의 신호 프로토콜로서 RSVP WG에 의해 표준화되고 있다. RSVP는 어플리케이션이 어떻게 예약을 하는지, 그리고 사용이 끝난 후에 어떻게 다시 돌려 주는지 정의한다.

다른 자원 예약 프로토콜과 달리, RSVP에서는 트래픽 수신자 측이 실제 예약을 하도록 되어 있다. 수신측이 예약을 할 수 있도록 하는 것은 프로토콜에게 멀티캐스트 플로우를 조절하는데 엄청난 유연성을 제공한다. 특히 수신측의 QoS가 다양하거나 동적일 때 유용하다.

그림 3은 수신자 측에 의한 예약 방식이 갖는 잇점을 보여준다. 서버는 멀티캐스트 목적으로 플로우를 보낸다. 두 클라이언트는 멀티캐스트 그룹에 속하며, 망 상으로는 다른 곳에 위치해 있다. 아래쪽 클라이언트는 고속 이더넷 LAN 때문에 처리량이 100Mbps로 제한된다. 오른쪽의 클라이언트는 토큰 링 LAN을 가지고 있으며 링크의 처리량이 16Mbps로 제한된다.

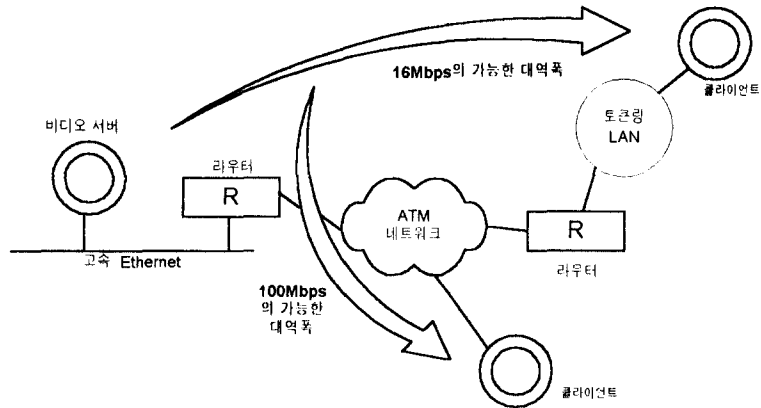


그림 3. 수신자 측에 의한 자원 예약

표준 비디오 스트림이 31Mbps의 대역폭을 요구한다면, 오른쪽의 클라이언트는 플로우를 수신할 정도로 빠른 경로가 없다. 다른 비디오 부호화 방법으로, 대역폭을 낮추는 대신 성능을 감소시킬 수 있다. 예로서 오른쪽 클라이언트가 초당 15 프레임을 받도록 한다면, 15Mbps의 대역폭만을 필요로 할 것이다.

이 그림에서 두 클라이언트의 플로우에 대한 서로

다른 자원 예약의 필요성을 보여준다. 오른쪽 클라이언트가 15Mbps로 사용할 때, 아래쪽 클라이언트는 31Mbps를 모두 사용할 수 있게 된다. 만약 송신측이 자원을 예약하는 시스템이라면, 모든 가능한 수신측의 특성을 알고 있어야 하고, 그에 맞게 예약을 구성해야 한다. 수신자가 자원을 예약할 때에는 단지 자신의 용량과 요구사항들만 알고 있으면 되므로 작업이 간단해진다. 수신자 기반의 등록은 동적인 환경을 쉽게 지원한다. 송신자는 플로우에 대한 새로운 수신자의 가입과 탈퇴에 신경쓰지 않아도 된다.

다음으로, 수신자는 알맞게 자원을 예약하기 위해서 어떤 경로로 데이터 플로우가 전달될 것인지를 알고 있어야 한다.

RSVP는 자원을 올바른 경로로 예약하기 위해서 특별한 path 메시지를 사용한다. 예약 요청과는 달리, path 메시지는 플로우의 송신자에 의해 생성된다.

path 메시지는 플로우상에서의 라우터들이 플로우를 식별하게 하고 예약 요청을 준비시킨다. path 메시지는 플로우 자체와 같은 경로를 따른다. 각 hop에서 라우터는 자신의 IP주소를 메시지의 last hop에 넣

는다.

메세지가 망을 진행함에 따라, 각 라우터는 어디서 오는 플로우인지 알기 위해 last hop 영역을 보게 된다. 라우터는 후에 플로우에 대한 예약 요청을 받게 되므로 last hop 영역의 정보는 다음에 예약 요청을 보내야 할 곳에 대한 정보가 된다. 그림 4에 path 메시지의 전달과정을 나타냈다.

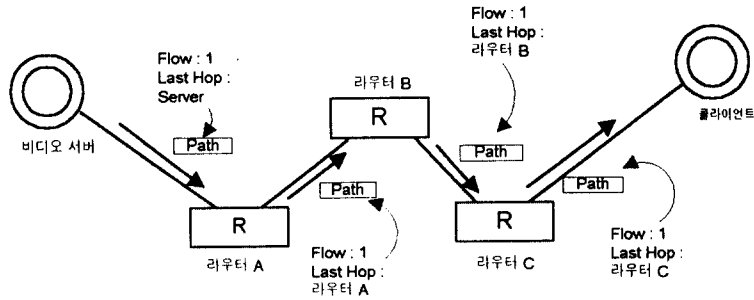


그림 4. RSVP의 path 메시지 전달과정

<표 4.1> 예약방식

FF	Fixed Filter	지원을 하나의 특정 flow에 대해 예약한다.
FF	Shared Explicit	예약된 자원을 지정된 여러 flow가 공유하는 것을 허락하여 한 번에 여러 개의 특정 flow에 대해 예약한다.
FF	Wildcard Filter	자원을 자세히 지정되어 있지 않은 일반적인 flow에 대해 예약하고 모든 flow들은 예약된 자원을 공유한다.

RSVP는 가지의 예약 방식을 정의하여 융통성을 제공하고 있다. [표 1]은 현재 프로토콜에 정의된 방식들이다.

지금까지는 각 플로우에서 예약할 때 고정 filter 방식을 가정해왔다. 그림 5은 각기 다른 예약 방식으로 인한 잇점을 보여준다. 다섯 대의 PC가 음성 회의에 참여하고 있다. 한 대를 제외한 나머지는 같은 인터넷 LAN에 접속되어 있다. 나머지 한대는 두 개의 라우터를 거쳐야 하고 각 PC들과 점대 점 연결을 가지고 있어야 한다.

인터넷 쪽에서는 네 대의 PC가 있기 때문에 오른

쪽 PC와 인터넷측 PC간에는 네 개의 분리된 플로우가 존재할 것이다. 고정 filter 예약 방식이 사용된다면, 각 플로우에 대해 각기 다른 예약이 필요하다. 음성 전송에 16kbps의 대역폭을 요구한다면, 이들의 예약은 링크 자원에서 64kbps를 소비할 것이다. 그러나 음성회의는 모두가 한꺼번에 말하지 않는다는 특별한 성질을 가진다. 이에 일시적인 급격한 데이터 증가를 조정하기 위한 여분의 대역폭까지 포함하여 32kbps를 shared explicit filter나 wildcard filter 예약을 할 수 있다. 이 방식들은 망 자원을 예약하지만 예약된 자원을 여러개의 플로우들 사이에서 공유하게 한다.

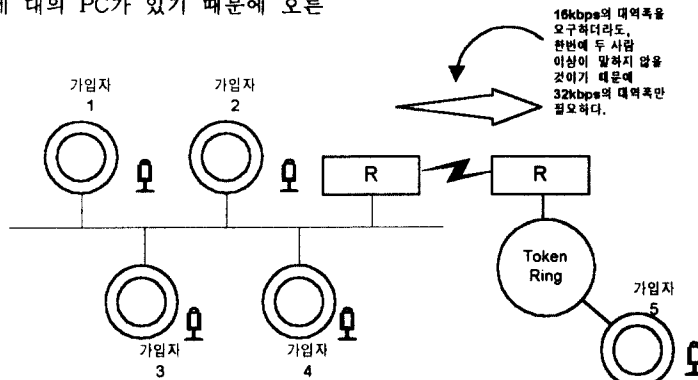


그림 5. 예약의 공유

두 방식의 차이점은 어플리케이션이 얼마나 엄격히 자원을 공유할 플로우를 명시하느냐에 있다. shared explicit 방식에서는, 어플리케이션은 참여한 모든 송신자를 명확히 지정해야 한다.

망 자원의 예약은 TCP/IP의 본래 특성과 상충되는 것이다. TCP/IP - 특히 IP - 는 동적인 망에 대해 설계된 것이다. 현재 예약을 지원하던 라우터가 고장 나거나 새롭고 보다 효과적인 경로가 갑자기 가능해질 때 대처해야 하는 문제가 있다.

RSVP는 망 라우터의 'soft state'에 의거하여 이러한 사건들을 대처해 나간다. RSVP는 경로와 예약 둘 다 항상 불안정한 것으로 여기기 때문에 이러한 용어를 사용한다. 예약된 자원을 유지하기 위해서는 계속 예약을 확인해야 한다. 또한 송신자는 전송을 시작할 때에만 path 메시지를 보내지 않고 플로우가 살아 있는 동안에 path 메시지를 주기적으로 계속 보낸다.

만약 망이 변하지 않았다면, 추가되는 path 메시지는 단지 존재하는 경로를 재확인만 한다. 새로운 라우터가 나타나면, path 메시지는 새로운 경로상의 라우터에게 플로우를 알리게 된다. 예약 작업도 같은 방식으로 일어난다. 수신자는 주기적으로 예약 요청을 내보낸다. 이 요청들은 현재 있는 예약들을 재확인하거나 새로운 라우터에게 현재 요청을 전달할 수 있다.

그림 6은 새로운 클라이언트가 현재 진행 중인 비디오 멀티캐스트에 어떻게 가입하는지 보여준다. 그림 6(a)는 새로운 클라이언트가 나타나기 직전의 것이다. 두 클라이언트가 비디오를 수신하고 있다. 표시된 것처럼, 송신자는 주기적으로 새로운 path 메시지를 만들고, 수신자는 주기적으로 그들의 예약을 재확인한다.

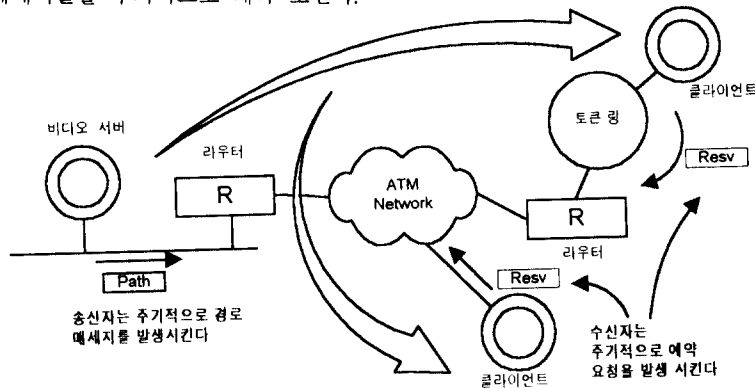


그림 6(a)

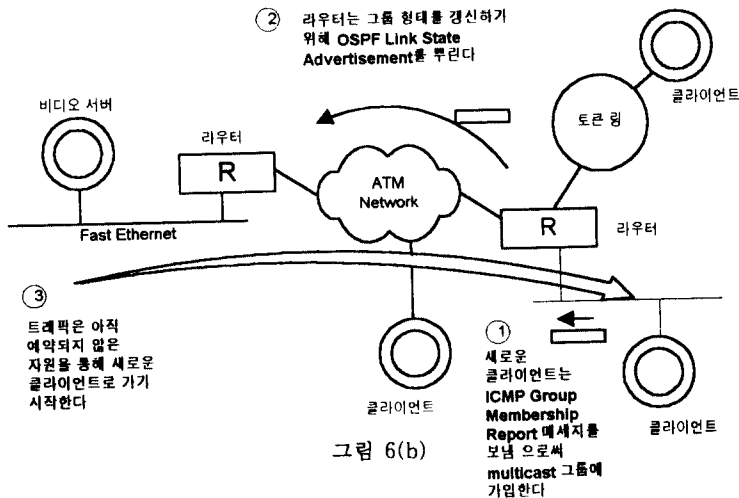


그림 6(b)

그림 6(b)에서 새로운 클라이언트가 비디오 수신을 바라고 있다. 클라이언트는 이를 위해 ICMP Group Membership Report Message를 로컬 이더넷 상으로 보낸다.(단계 1) 라우터는 이 메시지를 수신하여 어떤 그룹에 어떤 호스트가 있는지를 관리하는 자신의 기록을 갱신한다. 망의 나머지를 갱신시키기 위해 라

도달한다. 이 path 메시지를 받음으로써, 클라이언트는 폴로우를 인식하게 되고, 자신의 예약을 발생시킨다. (단계 5)

그림 6(d)는 예약의 결과를 보여준다. 비디오 전송은 참가한 세 개의 클라이언트와 함께 계속되고, 각

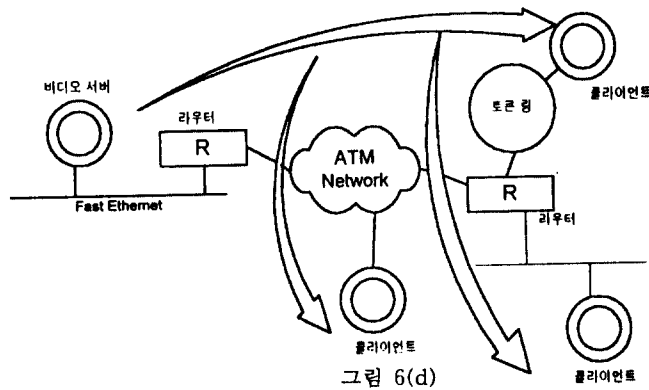
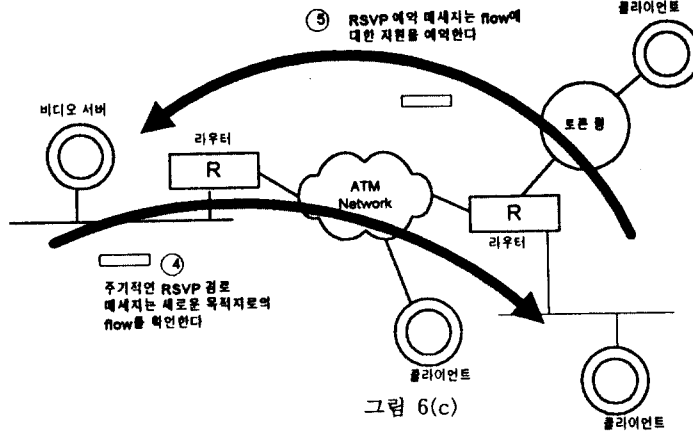


그림 6. 멀티캐스트 그룹에 신규 클라이언트 참가 절차

우터는 OSPF Link State Advertisement Message를 만들어 망으로 보낸다.(단계 2) 모든 라우터가 한번 갱신되면, multicast 트래픽이 새로운 클라이언트에게 가게 된다.(단계 3) 지금까지, 아무런 예약도 발생하지 않았다. 예약된 자원 없이는 트래픽 플로우는 비디오 전송에 적합한 것이 되지 못한다.

RSVP는 다음 그림 6(c)에서 포함된다. 지금 멀티캐스트 트래픽이 새로운 클라이언트에게 도착하고, path 메시지도 마찬가지로 도착하게 된다. 단계 4에서 주기적인 path 메시지가 새로운 클라이언트에게

각 자원을 예약하게 된다. 서버는 주기적으로 path 메시지를 보내고, 현재 모두 세 개의 클라이언트들이 주기적으로 예약을 재확인한다.

RSVP는 Path, Resv, Path Err, Resv Err, Path Tear, Resv Tear, Resv Conf 등의 메시지에 의해 운용되며 이중 path, resv 메시지가 앞서 설명한 예약과정의 주요 메시지로 사용된다. path 메시지는 송신측에서 수신측으로 라우팅 경로를 따라 전송되며 앞절에서의 망요소의 공시정보인 C,D값이 포함된 Adspec(advertisement specification)을 내부정보로 수

신측에 전달하게 된다. 각 망요소는 Adspec을 자신의 상황에 따른 정보 갱신을 하면서 수신측으로 전달한다.

이 밖에도 Path 메시지에는 송신자의 트래픽 특성인 Tspec이 포함된다. 이에 대해 예약을 요청하는 resv 메시지는 수신측에서 송신측으로 전달되는데 flowspec과 filterspec이 포함된다.

이상에서 살펴본 RSVP는 신호프로토콜로서 이에 의해 자원이 망요소에서 예약되더라도 이를 예약한 플로우가 이용할 수 있도록 제어하는 스케줄링 기술이 모든 망요소(호스트 및 라우터, 교환기 등)에 구현되어야만 한다. 다음 절에서는 스케줄링 기술에 대해 살펴본다.

V. 스케줄링 방법

인터넷에서의 실시간 서비스 제공을 위해서 필요한 핵심 기술중의 하나는 호스트, 라우터 및 각 네트워크 요소내에 구현되어야 하는 스케줄링 기술이다.

스케줄링이란 서비스 요구 사항에 따라 구별된 IP 패킷들을 서비스할 때, 즉 출력 링크에서 forwarding 할 때 서비스 순서를 결정하여 요구되는 서비스 품질을 만족시키도록 하는 것이다. 지금까지 최선형 서비스를 위해 일반적으로 사용되어온 방법은 패킷을 도착 순서대로 서비스하는 FCFS(first come first service)방식이었다. 그러나 이 방식은 각 사용자에게 공평한 서비스를 제공하지 못하고 더 많은 패킷을 보내어 패킷의 전송되기전에 대기하는 큐(queue)에 더 많은 패킷을 대기시키는 사용자가 더 많은 대역폭을 사용하게 된다. 스케줄링 방법은 이를 해결하여 각 서비스 받는 flow(또는 세션)에 사전에 지정된 비율에 따라 서비스를 받게하려는 fair queueing방법으로서 연구되었다. Fair queueing방법은 다른 flow의 트래픽 부하에 영향을 받지 않고 최악의 경우에도 각 flow에 할당된 대역폭의 보장과 함께 Parekh와 Gallager에 의해서 종단간의 패킷 전송 지연값의 최대 한계치가 보장된다는 사실이 증명되었다. 즉 입력 트래픽이 leaky-bucket 트래픽 특성 모델에 맞게 입력되면 fair-queueing방법에 따라 서비스하는 망을 지나 패킷이 전달될 때 종단간의 지연값이 최악의 경우에도 특정값 이하가 된다는 사실이 증명되었다. 그러므로 GS가 요구하는 최대 전송지연값이 특정 한계치 이하가 되어야 하는 서비스 품질은 fair queueing 방

법에 따른 스케줄링 서비스에 의해 제공될 수 있는 것이다.

가장 간단한 FQ(fair queueing)방법으로서 각 flow에 돌아가면서 서비스하는 라운드로빈(round robin)방식을 생각할 수가 있다. 그러나 이 방법은 모든 flow에 할당된 대역폭이 갖고 패킷의 길이가 모두 동일할 때에만 의미가 있다. 각 flow에 할당된 대역폭이 서로 다르고 패킷의 길이가 다를 경우의 일반적인 환경에서의 FQ방법에는 적합하지가 않다. 일반적인 환경에서의 FQ방법에 대해서 지금까지 많은 연구가 진행되어왔다. 이들 연구된 방법들은 여러 각도로 분류할 수 있는데, 그중 한가지 분류방법으로서 어떤 flow에 라도 전송할 패킷이 있으면 존재하는 링크 대역폭을 완전히 사용하는 work-conserving방식과 전송해야할 패킷이 있어도 특정 flow의 보장된 서비스를 위해서 기다리는 non-work-conserving방식으로 FQ방식을 분류할 수 있다. 본 고에서는 이중 시스템의 효율면에서 유리한 work-conserving방식하의 FQ방식들을 살펴본다. Demers등에 의해 정의된 이상적인 FQ방법으로서 fluid-flow FQ방법이 있다. 이 방법은 각 flow에 대한 서비스가 비트단위로 이루어질 수 있다는 가정하에 가능한 것으로 결국 동시에 여러 flow에 대해 서비스를 제공할 수 있는 형태로서 각 flow에 할당된 대역폭을 보장할 수 있게된다.

이를 GPS(generalized processor sharing)방식이라고도 부르며 $W_i(\tau, t)$ 를 (τ, t) 시간 동안에 flow i 가 서비스 받은 트래픽 양이라고 할 때 다음과 같이 대역폭이 보장된다.

$$W_i(\tau, t) \geq (t - \tau)C\phi_i / \sum \phi_i$$

여기서 C 는 링크의 전체 대역폭이고 ϕ_i 는 flow i 에 할당된 대역폭 비율이다. 그러나 이 방식은 실제로는 전송이 패킷단위로 이루어지므로 구현하기는 불가능한 방법이다. 이에 GPS를 패킷단위처리 모델로 근사화시킨 PGPS(packet by GPS) 알고리즘이 만들어졌다. PGPS에서는 GPS를 시뮬레이션하여 각 flow의 패킷중에서 GPS방식으로 서비스될 때 서비스가 종료되는 순서대로 서비스되도록 선택하여 처리하는 방식이다. 이 방식에서는 가상시간(virtual time) $V(t)$ 를 backlogged된 flow의 normalized서비스로 다음과 같이 정의하였다.

$$V(t) = V(\tau) + \frac{t - \tau}{\sum_{i=B(\tau,t)} \phi_i}$$

위 식에서 $B(\tau,t)$ 는 (τ,t) 동안에 연속적으로 backlog된 flow 집합이다. 이에 의해 각 flow의 패킷이 도착하면 패킷에 다음의 가상종결시간(virtual finish time) F_i^k 붙이게 된다.

$$F_i^k = \max \{ F_i^{k-1}, V(a_i^k) \} + L_i^k / \phi_i$$

여기서 a_i^k 는 flow i 상의 패킷 k 의 도착시간이고 L_i^k 는 패킷의 크기이다. 위의 가상종결시간이 가장 작은 패킷을 다음에 먼저 전송하는 방식으로 PGPS 알고리즘이 동작하게 된다. PGPS는 GPS를 근사화한 방식으로 GPS의 특성인 대역폭 보장, leaky-bucket 제어된 입력 트래픽에 대해서 지연시간 보장 등의 특성을 가지나 가상시간 $V(t)$ 를 계산하기 위해 GPS를 시뮬레이션해야 하므로 고속망에서는 구현이 불가능하다. Golestani는 이를 개선하여 가상시간 계산량을 줄이기 위해 GPS를 시뮬레이션하지 않고 시스템 자체로부터 정의되는 가상시간을 이용하였다. 즉 가상시간을 다음과 같이 현재 서비스중인 패킷의 timestamp로 하였다.

$$V(t) = F_i^k$$

이에 따라, 도착하는 패킷은 가상 종결 시간을 계산하여 붙이고 이 값이 작은 패킷을 먼저 전달하는 SCFQ(self-clocked fair queueing) 방식을 제안했다. SCFQ는 현재 서비스중인 패킷의 timestamp를 가상시간으로 사용함으로써 계산량이 적게되어 구현하기 용이하다는 장점을 갖는다. 하지만 각 flow의 최대 지연시간이 보장되지는 하나 연결된 flow의 수에 비해 하여 지연시간이 커지는 단점이 있다. 이밖에도 FQ를 위한 다양한 알고리즘들이 제안되었고 계속 연구되고 있으나 각 방식이 각자 장단점을 갖고 있어 인터넷의 실시간 서비스 구현을 위해 사용되기 위해서 더 많은 연구가 진행되어야 할 것으로 보인다.

VI. ATM 망에서의 인터넷 실시간 서비스

본 절에서는 인터넷에서 규정한 실시간 서비스의

분류에 따른 보장형 서비스 (guaranteed service)와 부하 제어형 서비스(controlled-load service) 및 기존의 최선형 서비스(best effort service)를 ATM망을 통해 제공하기 위한 연동 방안으로서 인터넷의 흐름(flow)을 ATM의 VC(virtual circuit)에 대응시키는 방법 및 각 신호 프로토콜의 변수를 변환시키는 방법 등에 대해 살펴본다.

ATM은 기본적으로 QoS가 제공되며 점 대 다중점 VC를 통한 멀티캐스팅 서비스 지원이 가능하다. IETF의 ION(IP over nonbroadcasting multiple access network)WG에서 개발된 classical IP over ATM의 기술은 IP의 최선형 서비스를 제공할 수는 있으나 ATM의 QoS 기능을 충분히 이용한 IP 실시간 서비스의 수용에 대한 방법은 아니다. IETF의 ISSLL(integrated services over specific lower layer)WG에서는 Intserv에서 정의한 종합서비스를 구체적인 하부망에서 제공하기 위해 필요한 프로토콜을 개발하기 위해서 1996년에 구성되어 활동하고 있다. 현재 ISSLL에서는 ATM망, LAN, 저속 기존망(PPP 환경)등에서 GS, CLS를 제공하기 위해 필요한 기술을 개발하고 있는데 이를 위해 각각 ISATM, IS802, ISLOW의 세 개의 소분과를 구성하고 있다. ISATM에서는 인터넷의 종합서비스를 ATM망에서 실현하기 위해서 필요한 IP flow와 ATM VC간의 연결 및 관리에 관한 기술과 IP에서 정의된 서비스와 ATM망의 서비스간의 매핑에 관련된 기술을 표준화해왔다. 그중 4월의 뎀피스회의에서 서비스 매핑에 관한 문건은 거의 합의에 도달하여 곧 RFC화 될 것으로 예상된다. 이에 비해 VC관리와 관련된 기술은 그 동안 한가지 문서로서 framework와 option 및 구현지침등이 모두 포함된 문서로 만들어져 왔으나 4월 뎀피스회의 framework와 option에 관련된 문서와 구현지침 문서로 분리하기로 결정했다. Framework문서는 지금까지 논의되어온 문서로 곧 RFC화 될 것으로 보이나 구현과 관련된 문서는 새로이 분리되어 논의가 계속될 예정이다. 저속 링크에서의 종합서비스를 위해서는 저속링크상의 실시간 encapsulation, 헤더 압축 기술, QoS 서비스를 위한 IP flow의 encapsulation, 압축 방법이 논의되고 있다. 또한 IS802는 각기 다른 LAN 미디어상에서 논의되던 것이 최근에 IS802로 합쳐져서 논의되고 있는 것으로 QoS를 위한 신호프로토콜에 관한 논의가 활발하게 진행되고 있으나 아직 정리되지 않고 있으며 이에 따라 framework와 서

비스 매핑에 관한 문건을 먼저 집중하고 있으나 정리되기까지 시간이 소요될 것으로 보인다. 특히 LAN 환경은 802.3, token ring과 같은 shared LAN 과 함께 switched LAN, bridged LAN, ELAN(ATM LAN emulation)등 다양하여 Intservice를 제공하기 위해서는 많은 연구가 진행되어야 한다. 이상의 ISSLL 의 활동 중에서 본 고에서는 IP의 실시간 종합 서비스를 ATM망에 수용하기 위한 기술로서 ATM망의 VC 관리와 서비스 매핑에 대해 살펴본다.

ATM망의 VC는 크게 두 가지 유형으로 분류할 수가 있다. 즉 데이터용 VC와 RSVP 신호 메시지 전달을 위한 제어 VC이다. 이들 VC를 관리함에 있어서 고려되어야 할 사항은 서로 다른 QoS에 대한 처리와 멀티캐스트 그룹 내의 소속자의 QoS 및 참여자의 가입, 탈퇴에 따른 변화의 수용 문제이다. 각각의 VC 관리 방법은 소요되는 VC 개수, 패킷의 이중 전송에 따른 대역폭 손실 여부, 및 융통성 등의 면에서 고려되어야 한다.

데이터 VC는 일반적으로 수신자의 다양한 QoS 요청 또는 QoS 요청자와 기존의 최선형 서비스용 수신자에 의한 QoS의 다양성을 수용할 수 있어야 한다. 이를 위한 방법으로는 RSVP의 다양한 QoS 요청에 대해 여러 개의 ATM VC를 이용하여 서비스를 수용하는 방법, QoS VC 하나와 best effort VC 만을 이용한 제한된 방법, 단일 VC만을 이용하는 방법, 여러 RSVP 예약을 단일 VC에 수용하는 방법 등이 있을

수 있다.

RSVP 예약에 QoS 별로 서로 다른 VC를 할당하는 방법은 (best effort 서비스에도 별도의 VC 할당) 완벽한 다양성을 보장할 수 있는 방법이다. 이러한 방법의 예를 그림 7에 나타냈다.

그림 7에서 S1은 발신자이고 R1, R2, R3은 수신자이다. 또한 r1, r2, r3, r4는 라우터이고 s1, s2는 ATM 교환기이다. 수신자 R1과 R2는 서로 다른 QoS로 예약을 요청하였고 R2는 최선형 서비스 요청자이다. 이러한 구성에서 3개의 점 대 다중점 VC가 연결되었다. 이러한 연결에서 각 수신자는 자신들이 요청한 QoS를 보장받을 수 있으나 다른 방법보다 가장 많은 자원이 소요되는 문제점이 있다.

앞에서의 완벽한 다양성 대신에 각 수신자는 최선형 서비스와 다른 하나의 QoS용 VC 중 하나를 선택하도록 하는 제한된 다양성 제공 형태의 VC 운용 방법이 있을 수 있다. 그림 8에서는 R1, R3이 서로 다른 QoS의 VC를 각각 이용하던 이전 방법과 달리 R1과 R3이 요청한 QoS 중 최대값에 해당하는 VC를 하나 개설하고 이를 공유하는 구조를 보이고 있다. 이때 ATM 망 밖의 실제 수신자가 연결된 링크에서는 각자가 요청한 QoS에 따른 예약 연결이 이루어진다. 이상의 방법에서도 각 패킷이 r1, s1 링크에서 두 번 전송되어야 하는 단점은 존재한다. 또 다른 단점은 새로운 수신자로부터 연결된 VC보다 큰 QoS의 요청이 있을 경우 실제 망에는 여유 자원이 있음에도 불구하고 기존 VC의 QoS가

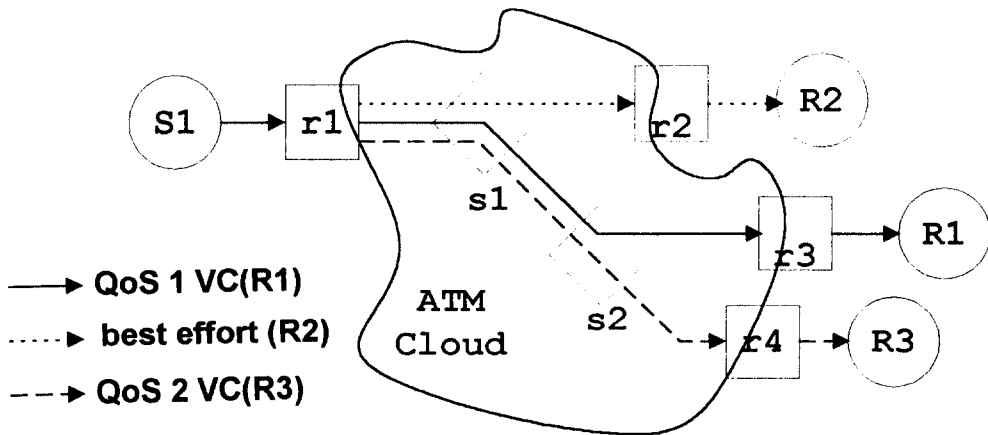


그림 7. RSVP 예약에 다수의 VC 매핑 방법

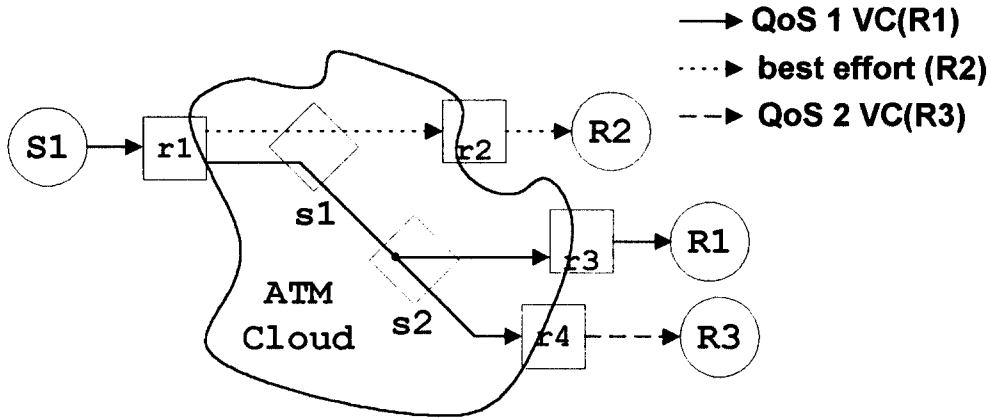


그림 8. RSVP 예약에 2개의 VC 매핑 방법

연결되지 않는 한 VC 연결이 거절될 수 있다는 것이다.

RSVP 예약에 대한 가장 간단한 VC 대응 방법은 각 RSVP 예약에 대해 단일 VC만을 사용하는 방법이다. 이 방법에서는 최선형 서비스의 수신자도 RSVP 예약에 의해 개설된 QoS VC를 이용하게 된다. QoS VC는 주어진 세션의 모든 수신자들이 요청한 QoS의 최대값을 만족시킬 수 있어야 한다. 이러한 방법은 간단한 대신 최선형 서비스도 QoS VC를 이용하게 함으로써 자원을 전형 요청하지 않았음에도 QoS VC 자원을 이용하게 하는 단점이 있다. 또한 새로운 수신자의 예약 요청의 거절된 경우 기존에는 최선형 서비스를 받을 수 있던 것이 전혀 서비스를 받지 못하는 현상이 발생할 수 있다.

마지막으로 데이터 VC의 처리 방법은 여러 개의 RSVP 예약을 VC에 집적시키는 방법이다. 이 방법을 적용하기 위해서는 ATM 망의 IP 라우터, 호스트 사이에 다수의 VC를 연결시켜놓고 이를 기존의 점 대 점 링크(e.g. T1, DS3)와 같이 사용하는 방법이다. 이 경우 여러 RSVP 세션으로부터의 트래픽이 동일 VC에 다중화 될 수 있다. 이 방법은 VC가 먼저 연결되어 있으므로 신호 연결 시 지연이 없으며, 여러 개의 VC를 이용할 수 있어 완벽한 다양성을 제공할 수 있고, QoS의 변화가 생겨도 다른 QoS의 VC를 이용하여 해결할 수 있는 방법을 갖고 있다.

인터넷의 종합 서비스 모델을 ATM망에 수용하기 위해서는 데이터 흐름 수용을 위한 VC 관리 이외에

RSVP 신호 메시지 전달을 위한 VC 관리도 함께 고려해야 한다. 주 RSVP 신호 메시지는 PATH와 RESV 메시지이다. PATH 메시지는 멀티캐스트 주소에 의해 전달되고 RESV는 유니캐스트 주소로 전달된다. 그러므로 RSVP 신호 메시지를 위한 ATM VC는 유니캐스트와 멀티캐스트 기능을 동시에 제공할 수 있어야 한다.

RSVP 신호 메시지를 위한 VC 할당 방법은 데이터용 VC와 동일한 VC를 사용하는 방법, 각 세션 별로 단일 VC를 두는 방법, 각 세션들이 단일 점 대 다중점 VC에 다중화하는 방법, 세션 간에 여러 점 대 점 VC를 두고 다중화하는 방법 등이 있을 수 있다. 이들 각 방법은 소요되는 VC의 수, 복잡도, 새로운 RSVP 신호 VC를 개설 시의 지연 시간 등의 각 도에서 서로 다른 특성을 갖게 된다.

인터넷에서의 실시간 서비스를 위하여 RSVP프로토콜이 IP차원에서의 자원예약을 위해 사용되며 ATM망에서는 ATM신호프로토콜로 ATM 포럼의 UNI 3.0, 3.1, 4.0등이 사용된다. 인터넷의 종합서비스를 위해서는 이들간의 서비스 매핑이 또한 필요하다.

IP서비스 중 현재 규정되어 있는 보장형 서비스(guaranteed service: GS), 부하제어형 서비스(controlled load service: CLS)와 기존의 일반 서비스인 최선형 서비스(best effort service: BE)를 ATM의 CBR(constant bit rate), rtVBR(real-time variable bit rate), nrtVBR(non-real time variable bit rate), UBR(unspecified bit rate), ABR(available bit rate)등

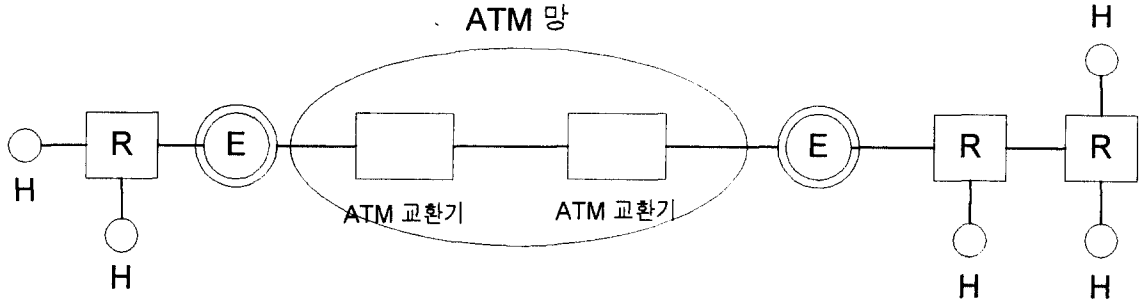


그림 9. 인터넷 IS(integrated Service)와 ATM망 연동 망구조

과의 매핑이 이루어져야 한다.

연동을 위하여 고려하는 망구조는 그림 9와 같다. IP를 망계층으로 사용하는 호스트는 기존의 라우터를 통하여 연결되어 있고 인터넷의 실시간 서비스를 위하여 자원예약을 위한 RSVP프로토콜을 이용한다. ATM망은 IP라우팅에 의한 경로상에 존재하고 있으며 ATM망은 ATM교환기들이 연결되어 구성되어 있다. ATM망을 통해 연결된 VC에 의해 자원과 QoS가 제공되며 VC의 설정, 해제는 연동장치인 edge device에 의해 제어된다. Edge device는 IP라우터 및 ATM접속장치로서의 역할을 동시에 수행하며 ATM망상의 VC의 제어, 관리를 수행한다. 즉 IP를 위한 인터넷 실시간 접속 프로토콜과 ATM접속 프로토콜을 이중적으로 수행하며 동시에 이들 프로토콜간의 변환을 담당하게 된다. Edge device는 일반 RSVP 메

세지 처리기능, 자원 예약 기능, soft state관리 기능 및 패킷 분류 및 스케줄링 등 인터넷에서 실시간 데이터 처리를 위하여 필요한 모든 일들을 수행하며 동시에 ATM신호절차를 통한 VC개설, 수락, 거절 등의 ATM접속기능을 수행한다. IP상의 RESV메세지에 의한 자원예약 요청이 edge device가 ATM VC개설을 위한 RSVP서비스 요구사항을 ATM상의 요구사항으로의 변환을 하도록 하게 한다. 그림 10에 Edge device의 기능을 정리하였다. IP노드로서의 기능, ATM접속기로서의 기능 이외에 연동과 관련된 기능은 IWF(interworking function)로 나타냈다.

서비스 매핑에서 GS는 CBR(BCOB-A)또는 rtVBR에 매핑될 수 있다. BCOB-C, nrtVBR, UBR, ABR등은 지연시간을 예측할 수 없으므로 GS에는 적합하지

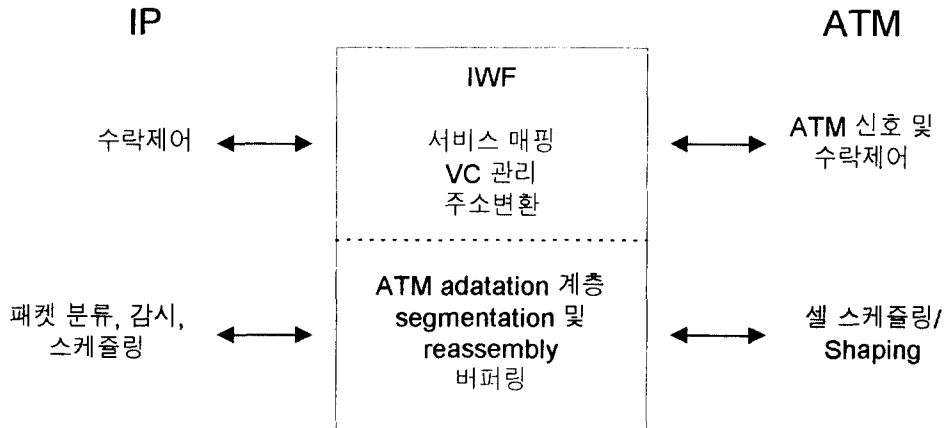


그림 10. ED(edge device)의 기능

않다.

CLS에 대해서는 CBR(BCOB-A), ABR, nrtVBR(BCOB-C) 등의 서비스가 가능한 분류이다. 이중 CBR은 고정 속도를 할당하는 방법으로서 망 자원을 낭비할 수 가 있다. ABR 서비스는 최소한 MCR(minimum cell rate)를 보장함으로써 TSpec상의 token bucket rate를 직접 MCR에 매핑시킬 수 있으며 bucket크기는 대략 IwF에서 요구되는 버퍼크기로 근사시킬 수 있다. nrtVBR/BCOB-C도 CLS의 속도 변수를 SCR로, 선로상의 속도를 PCR로 매핑시킬 수 있다.

rtVBR서비스는 CLS가 엄격한 지연제한을 두지 않으므로 rtVBR의 복잡도에 비해 유용하지 못하다. UBR서비스는 CLS가 제공하는 token bucket traffic descriptor를 지원할 수 없으므로 부적합하다.

ATM의 어떠한 서비스 유형도 최선형 서비스를 수용할 수 있다. 그러나 서비스 특성은 UBR에 적합하다.

이상의 서비스 매핑과 함께 각 트래픽 변수의 매핑이 필요하며 ISATM에서 표준화하고 있다.

VII. 결 론

본고에서는 인터넷에서 실시간 통신 서비스를 위해 새로이 정의된 프로토콜과 기술들에 대해서 살펴보았다. 이들 프로토콜은 인터넷의 IETF를 중심으로 정립되고 있는 것으로 신규 서비스 및 트래픽 파라미터 등을 정의하는 IntServ WG, 이를 구체적인 하부망에 적용하기 위한 기술을 개발하고 있는 ISSLL WG, 실시간 서비스를 위한 자원예약신호 프로토콜을 개발하고 있는 RSVP WG 등의 WG에서 집중적으로 논의되고 개발되고 있다. 이와 관련하여 실시간 서비스를 위한 서비스 모델로서 IntServ에서 RFC화 된 GS(guaranteed service)와 CLS(controlled load service)에 대해 살펴보았고 기존 구조도 함께 살펴보았다. 또한 신호 프로토콜인 RSVP의 기본개념과 이들 종합서비스를 실제 망에 적용하고자 하는 ISSLL의 ISATH, IS802, ISLOW의 활동내용도 함께 알아보았다.

실시간 서비스를 위한 위에서 언급한 WG들 이외에는 QoS(quality of service)에 기반 하여 라우팅 하기 위한 기술을 연구하는 QoS routing WG과 실시간 서비스를 위한 트랜스포트 계층 이상의 연구를 하는

AVT(audio video transport), mmusic WG 및 기존 트래픽을 ATM 등의 망에서 전달하고자 하는 ION WG 등에서도 이루어지고 있다. 또한 IEEE에서 switched LAN에서 실시간 서비스를 위한 트래픽 클래스등을 정의한 802.1d(p)와 ATM forum의 LAN emulation, MPOA(multiprotocol over ATM) 등도 연관되어 있다. 또한 실시간 서비스를 구현하기 위해 필요한 스케줄링 기술등 상당히 광범위한 연구가 연관되어 있다.

현재의 최선형 서비스 환경에서 제한적으로 제공하고 있는 인터넷 실시간 서비스는 광범위한 구조 변화를 통해 제공하게 될 인터넷 종합 서비스 환경이 완성될 때 더욱 폭발적인 인터넷의 팽창을 이루게 될 것으로 예상된다. 현재의 다각도로 급속히 개발되고 있는 인터넷 실시간 서비스 기술 연구에 수많은 회사들이 적극적으로 참여하고 있는 것도 잠재된, 더욱 광범위한 인터넷 실시간 서비스 시장 때문임은 분명한 사실이다. 아직까지 이용자 측면에만 치중되고 있는 우리의 인터넷 기술력과 회사들의 관심도를 볼 때 인터넷 구축기술의 대한 산학연 모두의 보다 적극적인 연구가 절실히 요구된다.

참고 문헌

- [1] S. Shenker and J. Wroclawski, "Network Element QoS Control Service Specification Template". Internet Draft, July 1996, <draft-ietf-intserv-svc-template-03.txt>
- [2] A. Demers, S. Keshav and S. Shenker, "Analysis and Simulation of a Fair Queueing Algorithm," in *Internetworking: Research and Experience*, Vol 1, No. 1., pp. 3-26.
- [3] L. Zhang, "Virtual Clock: A New Traffic Control Algorithm for Packet Switching Networks," in *Proc. ACM SIGCOMM '90*, pp. 19-29.
- [4] D. Verma, H. Zhang, and D. Ferrari, "Guaranteeing Delay Jitter Bounds in Packet Switching Networks," in *Proc. Tricommm '91*.

- [5] L. Georgiadis, R. Guerin, V. Peris, and K. N. Sivarajan, "Efficient Network QoS Provisioning Based on per Node Traffic Shaping," IBM Research Report No. RC-20064.
- [6] P. Goyal, S.S. Lam and H.M. Vin, "Determining End-to-End Delay Bounds in Heterogeneous Networks," in Proc. 5th Intl. Workshop on Network and Operating System Support for Digital Audio and Video, April 1995.
- [7] A.K.J. Parekh, A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks, MIT Laboratory for Information and Decision Systems, Report LIDS-TH-2089, February 1992.
- [8] S. Shenker and J. Wroclawski. "General Characterization Parameters for Integrated Service Network Elements", Internet Draft, July 1996, <draft-ietf-intserv-charac-02.txt>
- [9] J. Wroclawski, "Use of RSVP with IETF Integrated Services", Internet Draft, July 1996, <draft-ietf-intserv-rsvp-use-00.txt>
- [10] B. Braden, et. al. "Resource Reservation Protocol (RSVP) - Version 1 Functional Specification", Internet Draft, July 1996, <draft-ietf-rsvp-spec-13.txt>
- [11] J. Wroclawski, "Specification of the Controlled-Load Network Element Service," Internet Draft, August 1996, <draft-ietf-intserv-ctrl-load-svc-03.txt>
- [12] M. Borden and M. Garrett, "Interoperation of Controlled-Load and Guaranteed- Service with ATM," Internet Draft, Sept. 1996, <draft-ietf-issll-atm-mapping-00.txt>
- [13] S. Berson and L. Berger, "IP Intergrated Services with RSVP over ATM," Internet Draft, Nov. 1996, <draft-ietf-issll-atm-support-02.txt>
- [14] A. Parekh and R. Gallager, "A generalized processor sharing approach to flow control - the single node case," ACM/IEEE Trans. on Networking, 1(3), June 1993.
- [15] S. Golestani, "A self-clocked fair queueing scheme for broadband application," Proceeding of INFOCOM '94, June 1994.
- [16] J.C. Bennett and H. Zhang, "WF2Q", IEEE INFOCOM '96, March, 1996

김 영 한

-
- 1984년 2월 : 서울대학교 전자공학과(학사)
 - 1986년 2월 : 한국과학기술원 전기및전자공학과 (석사)
 - 1990년 8월 : 한국과학기술원 전기및전자공학과 (박사)
 - 1987년~94년 2월 : 디지콤 정보통신연구소
데이터통신 연구부장
 - 1994년~현재 : 숭실대 정보통신공학과 조교수
-

이 재 용

-
- 1988년 2월 : 서울대학교 전자공학과(학사)
 - 1990년 2월 : 한국과학기술원 전기및전자공학과 (석사)
 - 1995년 2월 : 한국과학기술원 전기및전자공학과 (박사)
 - 1990년 1월~95년 8월 : 디지콤 정보통신연구소
선임연구원
 - 1995년 9월~현재 : 충남대 정보통신공학과
전임강사