

# DiffServ 망에서 QoS 보장을 위한 동적 프로비저닝 메카니즘 연구

정희원 이우섭\*, 이준화\*\*, 양미정\*, 이일우\*, 유제훈\*, 김상하\*\*

## A Study on Dynamic Provisioning Mechanism for QoS guarantee in DiffServ Networks

Woo-Seop Rhee\*, Jun-Hwa Lee\*\*, Mi-Jeong Yang\*, Il-Woo Lee\*, Jae-Hoon Yu\*

Sang-Ha Kim\*\* Regular Members

### 요약

IP 망에서 차별 서비스 구조는 코어 노드에서 클래스별 서비스 기반의 단순한 모델을 적용한다. 그러나, 이러한 단순 처리로 인하여, 망 구조나 프로비저닝은 더욱 복잡하게 되고 서비스 제공자가 동적 프로비저닝이나 효율적인 대역 보장 방법을 제공하려면 시그널링 프로토콜이나 연결 수락 제어 방법이 제공되어야 한다. 그러나, 이러한 방법은 망의 복잡성을 증가시키게 됨으로 차별 서비스 망에서 복잡하지 않고 대역을 효율적으로 사용할 수 있는 동적 프로비저닝 기법이 연구되어야 한다. 본 논문에서는 차별 서비스 망에서 다양한 서비스 품질 요구 사항을 만족시킬 수 있는 연결 수락 제어 메커니즘으로 대역폭 브로커와 측정 기반 수락 제어 및 가변 영역 대역 관리 방법을 사용하는 DPM2 (Dynamic Provisioning over MBAC and Movable Boundary) 메커니즘을 제안하였다. 또한, ns-2 시뮬레이터를 이용하여 성능 분석을 하였다.

### ABSTRACT

The differentiated service architecture is based on a simple model by applying a per-class service in the core node of the network. However, due to the simplified network behavior, the network structure and provisioning were more complicated. If a service provider wants the dynamic provisioning or better bandwidth guarantee, signaling protocol with QoS parameters or admission control method should be deployed in DiffServ network. However, these methods increase the complexity. Therefore, we proposed DPM2 mechanism for admission control in the DiffServ network. In this paper, we describe and survey the admission control methods that are applicable to IP networks and propose also the dynamic provisioning mechanism based on the bandwidth broker and distributed measurement based admission control and movable boundary bandwidth management to support heterogeneous QoS services in differentiated service networks. For the performance evaluation for proposed mechanism, we used ns-2 simulator.

### 1. 서론

기존의 IP 망은 망에서 사용자의 서비스 품질 (Quality of Service)을 고려하지 않는 최선형 (Best Effort)

서비스와 같은 데이터 전송 서비스를 주로 제공하였다. 이 최선형 서비스는 IP 망에서 모든 것을 처리할 수 있도록 간단하게 동작해야 한다는 원칙에 의해 만들어졌으며 이러한 서비스에서 각 등급

\* 한국전자통신연구원, 네트워크 연구소 (wsrhee, mjyang, iwlee, jh-yoo@etri.re.kr) \*\* 충남대학교 컴퓨터과학과 컴퓨터네트워크연구실 (jhlee, shkim@cclab.cnu.ac.kr)

논문번호 : 020443-1011, 접수일자 : 2002년 10월 11일

간 차별은 단지 가격 구조나 연결 형태 (Dial-up 혹은 전용선)에 따라 구분되었다. 그러나, 최근 IP 망에 대한 전송 기술의 발달로 xDSL, 메트로 이더넷 등을 이용한 인터넷 망의 광대역화와 다양한 인터넷 멀티미디어 콘텐츠 개발로 인터넷 방송, VoIP, 가상 사설 망(Virtual Private Network)과 같이 서비스 품질 보장을 요구하는 새로운 응용 서비스들이 출현하게 되었으며 이에 따라, 인터넷 서비스 사용자들과 인터넷 서비스 제공자들에게 차별화 된 서비스를 제공할 수 있도록 IP망에서의 서비스 품질 보장 기술이 주요한 연구 과제로 등장하고 있다. 이에 따라, IP 망에서는 최선형 서비스 형태에서 탈피하여 다양한 품질을 요구하는 서비스 응용들을 지원하기 위해 대역폭의 보장뿐만 아니라 전송 신뢰성, 실시간성 등을 충족시킬 수 있는 서비스 품질 보장 기술들이 제시되어야 한다.<sup>[1]</sup>

IP 망에서 제공될 수 있는 서비스 품질 보장 기술로는 연결 수락 제어 (Connection Admission Control), 폭주 제어 (Congestion Control), 트래픽 셰이핑 (Traffic Shaping) / 미터링 (Metering) / 마킹 (Marking) 및 스케줄링 (Scheduling) 등이 있는데 이들 중 가장 먼저 요구되는 것은 연결 수락 제어이며 이의 목적은 사용자가 요구하는 패킷 손실률이나 전송 지연 요구 사항을 보장해 줄 수 있는 신뢰성 있는 패스를 망에서 제공할 수 있도록 망 자원을 할당하는 것이다.

이와 같은 서비스 품질 보장 기술을 이용하여 현재, 인터넷 망은 그림1과 같이 IETF에서 제안된 통합 서비스 (IntServ: Integrated Service) 망과 차별 서비스 (DiffServ: Differentiated Service) 망이 연동되는 구조로 연구되고 있다.

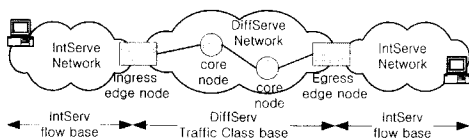


그림1. 인터넷 망 구조

통합 서비스 망은 전송 지연 요구 사항에 따라 보장형 (Guaranteed) 서비스, Controller-load 서비스 및 최선형 서비스의 3가지 서비스 클래스를 지원하는데 이중 보장형 서비스와 Controlled-load 서비스는 개별 플로우별 서비스 품질을 만족시킬 수 있도록 RSVP와 같은 시그널링을 사용하여 망 내 자원

을 예약하여야 한다.<sup>[5]</sup> 이는 각 응용 서비스가 요구하는 서비스 품질을 만족시킬 수 있는 장점이 있으나 망 내 각 노드에서 플로우별 예약 상태를 저장하여야 함으로 IP 코어 망에 적용할 경우 확장성 문제점이 존재한다.

이에 비해 차별 서비스 망은 확장성을 고려하여 플로우별 서비스 품질을 보장하지 않고 통합된 트래픽들에 대해 DSCP (Differentiated Service Code Point)를 이용하여 EF(Expedited Forwarding) / AF (Assured Forwarding) / 최선형 서비스로 구분하고 각 서비스에 대해 망에서 처리해 주는 방법을 PHB (Per Hop Behavior)로 정의하였다.<sup>[4]</sup> 또한, 이 망 구조는 코어 노드의 기능 단순화를 위해 복잡한 제어 기능들을 엣지 노드로 분산시키고 코어 노드는 서비스별 PHB에 따른 스케줄링 만을 수행함으로써 확장성을 가질 수 있는 장점이 있다. 그러나, 차별 서비스 망은 데이터 패킷들을 간단하게 처리하기 위해 망 구조나 프로비저닝이 더욱 복잡하며 엣지 노드에서 망내 자원의 상태를 알 수 없기 때문에 정확한 연결 수락 제어가 이루어 질 수 없어 망 내에서 폭주가 발생할 가능성이 높다. 이를 위해 망 구성 (Network topology) 형태와 라우팅 정보 등의 체계적인 관리가 필요한데 정적 프로비저닝으로는 동적으로 변하는 트래픽을 관리하는데 어려움이 있고 동적 프로비저닝은 시그널링 프로토콜이나 정확한 연결 수락 제어 방법이 필요하다.

이를 위해 본 논문에서는 IP 차별 서비스 망에 적용하여 사용자가 요구하는 플로우별 다양한 서비스 품질을 보장해 줄 수 있는 연결 수락 제어 메커니즘으로 대역폭 브로커(Bandwidth Broker), 측정 기반 수락 제어와 가변 영역(Movable Boundary) 대역 관리 방법을 결합시킨 DPM<sup>2</sup> 메커니즘을 제안한다. 2장에서는 현재 IP 망에서 연구되고 있는 연결 수락 제어 방법들에 대해 살펴보고 3장에서는 본 논문에서 제안하는 동적 프로비저닝 메커니즘을 기술하였다. 4장에서는 제안된 메커니즘에 대한 성능 평가를 위한 시뮬레이션 모델, 파라미터 및 결과를 제시하고 5장에서 결론을 맺는다.

## II. IP 망에서의 연결 수락 제어

현재, IP 망에서 연결 수락 제어 기능을 수행하는 방법으로는 기존의 패킷 망에서와 같이 도메인내 각 엣지 노드에서 연결 수락 제어를 수행하는 분산형 연결 수락 제어 방법과 도메인내의 모든 자원을

통합 관리하는 대역폭 브로커에서 연결 수락 제어를 수행하는 집중형 연결 수락 제어 방법으로 크게 나눌 수 있다.

1. 분산형 연결 수락 제어

기존 PSTN망이나 ATM망에서는 사용자가 연결 설정 요구 시 시그널링을 통해 제시한 파라미터들(최대전송속도, 평균전송속도, 셀 전송 지연 변이 등)을 기준으로 연결 수락 제어를 수행하는 파라미터 기반 연결 수락 제어 방법을 주로 사용하였다. 그러나, 이는 망 내 각 노드에서 설정 요구된 각 연결들에 대한 파라미터 및 상태를 관리하여야 함으로써 이를 IP 망에 적용할 경우 확장성(Scalability) 문제가 발생하며 실제, 통합 서비스 망에서 RSVP를 이용한 연결 수락 제어는 확장성 문제로 인하여 대형화되고 있는 IP 코어 망에는 적용할 수 없는 한계가 되고 있다

최근, 이를 해결할 수 있는 방법으로 트래픽 사용량을 측정하여 연결 수락 제어를 수행할 수 있는 측정 기반 수락 제어 메커니즘이 연구되고 있다. 이 측정 기반 수락 제어에는 실제 전송되고 있는 트래픽을 측정하고 이를 기반으로 트래픽을 예측하여 연결 수락 제어를 수행하는 데이터 패킷 측정 방식과 연결 설정 단계에서 요구할 트래픽 양과 같은 프루빙(Probing) 패킷을 전송하여 패스 상의 각 노드에 충분한 대역이 있는지를 측정하여 연결 수락 제어를 수행하는 프루빙 패킷 측정 방식이 있다.

데이터 패킷 측정 방식은 현재 사용하는 대역량을 실제 측정하여 이를 기반으로 연결 수락 제어를 수행함으로써 현재의 망 상황을 반영할 수 있는 장점이 있으나 안정 상태(steady-state)의 평균 도착률을 기반으로 입력 트래픽을 예측하는데 어려움이 있어 부정확한 연결 수락 제어를 수행할 가능성이 있다.<sup>[6][7]</sup>

한편, 프루빙 패킷 측정 방식은 전송하려는 대역량과 같은 프루빙 패킷을 일정 시간 동안 망에 입력시켜 목표 서비스 품질(패킷 손실률 및 전송 지연)을 만족시키는지를 측정하여 연결 수락 제어를 수행함으로써 제어 방법이 간단한 장점이 있으나 코어 노드에 프루빙 패킷 큐를 처리하는 큐 관리 메커니즘이 있어야 한다.<sup>[9][10]</sup>

프루빙 패킷 측정 방식의 측정 기반 수락 제어의 절차는 그림2와 같이 프루빙 패킷 전송 단계와 세션 패킷 전송 단계로 나누어 진다.

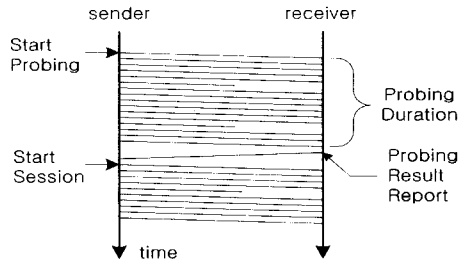
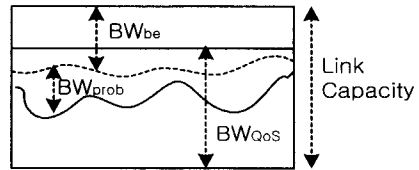


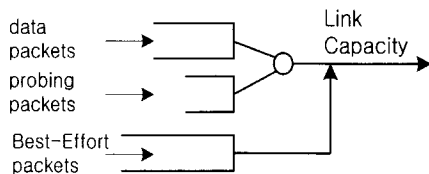
그림2. 측정기반 수락제어 메커니즘 절차

프루빙 패킷 전송 단계에서 송신부는 세션 패킷 전송 단계에서 전송할 데이터의 최대 전송 속도로 프루빙 패킷을 전송하게 된다. 수신부 측에서는 첫 번째 프루빙 패킷을 수신하면 프루빙 기간 동안 수신되는 프루빙 패킷들을 측정하며 수신되는 프루빙 패킷들에 대한 측정이 끝나면 수신부는 측정된 프루빙 패킷들을 분석한 결과를 송신부로 보낸다. 송신부에서는 이 결과를 기반으로 연결 수락 제어를 수행하는데 설정 요구에 대한 판단은 프루빙 패킷의 손실률이 사용자가 요구한 목표 패킷 손실률 값보다 작을 때 새로운 플로우를 받아들이는 알고리즘들을 사용한다. 프루빙 패킷을 보내는 목적은 새로운 플로우에서 사용할 대역량을 미리 망으로 전송하여 망의 상태를 알아보는 것으로 데이터 전송 속도의 최대값으로 전송함으로써 사용자가 요구하는 서비스 품질의 상한치로 망에 부하를 주어 패스 상의 망 상태를 측정할 수 있다.

이와 같은 측정기반 수락제어 메커니즘을 지원하기 위하여 각 노드에서는 그림3과 같은 전송 대역 관리 및 버퍼 관리 방법을 지원 하여야 한다.



(a) 전송대역 관리 방법



(b) 버퍼 관리 방법

그림 3. 측정기반 수락 제어를 위한 노드 기능

먼저 망내 전송 대역을 서비스 품질 보장 서비스와 최선형 서비스로 나누어 사용하는데 최선형 서비스는 이 서비스에 할당된 전송 대역과 서비스 품질 보장 서비스가 사용하고 남은 대역까지 사용할 수 있다. 그리고 서비스 품질 보장 서비스 대역내에서도 실제 데이터가 사용하고 남은 대역은 프루빙 패킷을 전송하는데 사용한다. 이와 같은 전송 대역 관리 방법을 지원하기 위해 각 노드에서의 버퍼 관리 방법은 그림3(b)와 같이 서비스 품질 보장 서비스 대역은 이미 설정된 세션 데이터 트래픽에 높은 우선 순위를 주어 서비스하는데 non-work conserving 스케줄링을 이용하여 할당된 대역 이상으로 서비스되지 않도록 한다. 또한, 세션 데이터 트래픽을 서비스하고 남은 대역은 새로운 연결 요구를 위한 프루빙 패킷이 낮은 우선 순위로 서비스되도록 스케줄링 한다.

2. 집중형 연결 수락 제어

집중형 연결 수락 제어는 대역폭 브로커를 사용하는데 대역폭 브로커는 사용자로부터 요구된 서비스에 대해서 가용 여부를 결정하고 자원을 할당하는 기능을 수행한다. 그림4는 차별 서비스 망 내에서의 대역폭 브로커 구성 모델을 보여주고 있는데 대역폭 브로커는 차별 서비스 도메인당 하나씩 위치하며, 가입자와 차별 서비스 망 사이, 그리고 차별 서비스와 차별 서비스 망 사이에 SLA (Service Level Agreement) 설정을 수행한다. 이는 망의 프로비저닝 관점에서 정적 프로비저닝 대역폭 브로커와 동적 프로비저닝 대역폭 브로커로 분류할 수 있다.

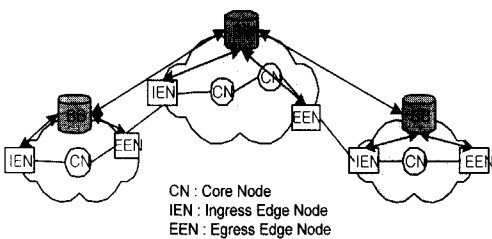


그림 4. 차별 서비스 망 내에서의 대역폭 브로커 구성 모델

현재, 대역폭 브로커를 이용한 망 자원 관리는 주로 정적 프로비저닝 메커니즘이 적용되고 있다. 이는 오프 라인(Off line)에서 SLA 에 따라 사전에 정해진 라우팅 패스에 대해 일정 기간 (일, 주, 달) 단위로 자원을 할당하고 사용자로부터 새로운 플로우

의 요청이 있을 때 이를 기준으로 수락 여부를 결정한다.<sup>[11][12]</sup> 따라서, 정적 프로비저닝 대역폭 브로커는 망 자원 할당 변경이 일정 기간 단위로 이루어짐으로 동적으로 가변되는 트래픽이나 라우팅 등의 망 토폴로지 변동 상황에 적용할 수 없어 폭주가 발생할 수 있으며 망 자원을 효율적으로 사용할 없을 가능성이 있다. 이에 비해 동적 프로비저닝 대역폭 브로커는 망의 토폴로지나 구성 등의 변동 상황에 대한 정보를 수집하고 관리하여 망내 자원 할당을 동적으로 수행할 수도 있다. 그러나, 동적 프로비저닝에서의 효율적인 자원 관리는 코어 노드의 간단한 처리를 대신하여 입력 엣지 노드에서 서비스 클래스에 따라 얼마나 특별한 기능을 수행할 수 있는지에 달려있다. 또한, 망의 변화가 얼마나 빠르게 대역폭 브로커에 전달되고 이를 입력 엣지 노드에 바로 전달되어 이를 연결 수락 제어에 반영할 수 있는가에 달려있다.

현재까지 진행중인 대표적인 연구 내용을 살펴보면, 먼저, 기본적으로 측정 기반의 프로비저닝 기법이 사용되는 방식으로서, Liao는 대역폭 브로커에서 모든 링크의 자원관리를 위해 Core traffic load matrix를 유지하면서 폭주 발생이나 링크의 상태를 주기적으로 대역폭 브로커에게 보고하여 이를 바탕으로 매트릭스를 수정하여, 망의 상황에 따라 동적으로 프로비저닝이 가능하게 하는 이른바 Dynamic capacity provisioning Model 을 제안하였다.<sup>[13]</sup> 그러나 이 방법은 주기적으로 망 내 모든 노드에서 링크의 대역폭 사용량을 대역폭 브로커로 보고하여야 하며 대역폭 브로커에서는 모든 노드의 상 하향에 대한 링크 사용량을 매트릭스로 유지 관리하여야 한다. 이 방법에서는 주기적인 보고 간격이 길 경우에는 폭주가 발생할 수 있고, 보고 간격이 짧을 경우에는 각 노드와 대역폭 브로커 사이에 메시지 전송량이 많아져 대역폭 브로커에 상당한 부하가 걸리게 된다.

이러한 방식보다 좀 더 개선된 방식으로 Zhang 과 Hou는 PoQ (Path oriented and Quota base) 라는 Dynamic bandwidth allocation 메커니즘을 제안하였는데, 이는 연결 수락 제어를 패스 레벨과 링크 레벨로 분리하여 패스 레벨에서는 낮은 부하 상태에서 사전에 할당된 quota 내에서 연결 수락 제어를 수행하고 링크 레벨에서는 플로우 기반으로 대역을 할당 / 해제를 수행하는 링크 대역 관리에 의한 연결 수락 제어를 수행한다.<sup>[16]</sup> 그러나 이 방법도 패스 레벨에서는 간단하게 수행할 수 있으나 초

기 할당된 quota 대역을 다 사용하였을 경우에는 패스상의 모든 노드의 링크 대역 사용량을 점검하여 새로운 quota를 할당할 수 있는지 계산을 하여야 하는 단점이 있다.

지금까지 IP 망에 적용할 수 있는 연결 수락 제어 방법들에 대해 살펴보았는데 다음 표1에는 각 방법들에 대한 장단점을 정리하였다. 아래 표에서와 같이 IP망에 적용할 수 있는 연결 수락 제어 방법에 대한 중요한 관점들은 확장성 문제 해결과 동시에 얼마나 간단하게 구현될 수 있는가 하는 점이다.

표1. 연결 수락 제어 방법 분류

분류	연결수락 제어 방법	장점	단점	Ref.
분산형 연결 수락 제어	파라미터 기반 수락 제어	- 실시간 서비스에 대한 정확한 연결 수락 제어가 가능	- 확장성 문제에	[5]
	측정 기반 수락 제어	- 확장성이 좋음	- 정확한 트래픽 사용량의 측정이 어려움.	[6][7][8]
	프루빙 패킷 측정기반	- 확장성이 좋음 - 측정과 수락 제어가 간단함	- 프루빙 시간이 필요	[9][10]
집중형 연결 수락 제어	정적 프로비저닝	- 연결 수락 제어와 관리가 간단함.	- 폭주 가능성 - Over provisioning	[11][12]
	동적 프로비저닝	- 예기치 못한 폭주에 대처	- 매우 복잡함.	[13][14][15][16][17][18]

메인의 입력 에지 노드에서 수행한다. 한편, 링크 레벨의 수락 제어를 위해서는, [18]에서 제안된 TP ED MBAC (Two Phase Edge-to-Edge Distributed Measurement Based Admission Control) 기법과 가변 영역 대역 관리 방법이 수행된다. 다음 그림 5는 본 논문에서 제안하는 DPM2 메커니즘에 대한 개념적인 동작 모델을 나타내었다.

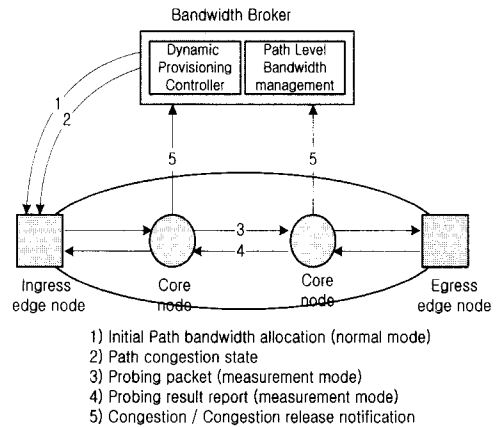


그림 5. 제안된 메커니즘의 동작 모델

제안된 메커니즘에서 대역폭 브로커는 패스 레벨 자원 관리만 담당하게 함으로써 대역폭 브로커의 대역폭 계산을 간단하게 할 수 있으며, 이 패스 레벨 대역폭 정보는 입력 노드로 통보되어 입력 노드에서 패스 레벨 대역폭에 따른 수락 제어를 수행할 수 있도록 한다.

한편, 통보된 패스 레벨 대역폭이 모두 할당되었을 때, 본 논문에서 제안한 가변 영역 관리 방법과 측정 기반 수락 제어 방법을 수행하여 링크 레벨 수락제어를 수행하게 된다. 본 고에서 제안한 기법이 사용되면 대역폭 브로커는 복잡한 링크 레벨 대역폭 정보를 가질 필요가 없고, 도메인 내의 각 노드와의 통신 메시지도 최소화할 수 있는 장점을 가진 수락 제어 기법이다. 다음 장에는 제안된 메커니즘의 수행 절차를 기술하였다.

### III. DPM2 메커니즘

본 논문에서 제안한 차별 서비스망에서의 연결 수락 제어를 위한 동적 프로비저닝 기법은 패스 레벨과 링크 레벨로 분리하여 동작된다. 이를 위해, 대역폭 브로커는 자신의 도메인 내의 패스 레벨 대역폭 자원만을 관리하고, 패스 레벨 수락 제어는 도

#### 1. 패스 레벨 수락 제어 (Normal Mode)

패스 레벨 수락 제어 상태, 즉 일반 모드 상태에서는 대역폭 브로커는 각 패스에 대한 미리 할당된 대역폭 정보를 가지고 프로비저닝을 수행하며 입력 엣지 노드에서는 새로이 요구된 플로우의 대역폭이 대역폭 브로커로부터 초기에 할당된 대역폭보다 작은 경우에는 대역폭 브로커의 도움 없이 스스로 수

락 제어를 수행한다. 한편, 대역폭 브로커에서 각 엣지 노드로 전달해 주는 초기 패스 레벨 대역폭 계산은 다음과 같은 절차로 수행된다.

- 1) 도메인 내의 각 노드에 대해서 EF / AF / 최선형 서비스 클래스별로 링크 대역을 분할한다. 노드  $i$ 의 링크  $l$ 에 대하여 각 서비스 클래스별 할당된 대역폭 정의 :  $BW_{i,ef}^l, BW_{i,af}^l, BW_{i,be}^l$ .

- 2) 대역폭 브로커는 라우팅 프로토콜을 이용하여 입력 엣지 노드로부터 출력 엣지 노드까지의 패스  $(p(s,d))$ 를 설정하고 노드  $i$ 의 링크  $l$ 을 통과하는 패스의 수를 정의 :  $N_i^l$ , for  $i, l \in p(s,d)$ .

- 3) 패스  $p(s,d)$  상의 각 노드에 서비스 클래스별로 대역을 할당한다. 각 서비스 클래스에 대한 초기 대역폭은 서비스 클래스별 할당된 대역폭 ( $BW_{i,ef}^l$ )을 패스의 수 ( $N_i^l$ )로 나눈 값이 된다.

$$BW_{i,ef}^{p(s,d)} = BW_{i,ef}^l / N_i^l$$

- 4) 입력 엣지 노드에서의 패스 레벨 대역폭의 초기 값은 패스상의 각 노드의 각 서비스 클래스에 대해 할당된 초기값들 중에서 가장 작은 값으로 결정한다.

$$IBW_{ef}^{p(s,d)} = \min ( BW_{i,ef}^{p(s,d)} ), \text{for } i \in p(s,d)$$

2. 링크 레벨 수락 제어 (Measurement Mode)

패스 레벨로 할당된 대역폭을 모두 사용하였을 경우, 각 입력 엣지 노드에서는 측정 기반 수락 제어와 가변 영역 대역폭 관리 방법이 적용되는 링크 레벨 수락 제어 상태인 측정 모드가 수행된다. 이때, 목표 데이터 패킷 손실과 프루빙 패킷 손실과의 관계는 프루빙 패킷 손실률 (PLpr)이 목표 데이터 패킷 손실률 (TLpr)보다 10배정도 높다. ( $TLpr \leq 10 PLpr$ ) 이는 전송시 프루빙 패킷이 데이터 패킷보다 낮은 우선 순위로 서비스되기 때문이다. 따라서, 측정된 프루빙 패킷 손실률 ( $MPLpr \leq T Lpr / 10$ )이면 링크 레벨의 측정 기반 수락제어에서 새로운 플로우를 수용한다.<sup>[10][18]</sup> 링크 레벨 수락 제어 절차는 다음과 같다.

- 1) 만일 패스 레벨 대역폭이 다 사용되었다면, 가변 영역 대역 관리 방법이 먼저 수행된다. 가변 영역 대역폭 관리 방법은 그림6과 같이 최선형 서비스 클래스에 할당된 사용되고 있지 않는 대역폭을 EF, AF 서비스가 확장해서 사용할 수 있는 방법이다.

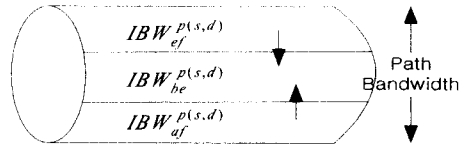


그림 6. 가변 영역 대역 관리 메카니즘

- 2) 가변 영역 대역 관리에 의해 대역폭 확장이 가능하면 [18]에서 제안된 측정 기반 수락 제어 방법이 수행된다. 이 모드에서는 어떠한 대역폭 정보나 상태 정보도 필요하지 않다.
- 3) 대역폭 브로커로부터 패스상의 노드 중에서 폭주가 발생했다는 통보를 받았을 경우, 입력 엣지 노드는 패스 레벨 대역폭이 남아있더라도 새로운 플로우의 설정 요구를 거절한다.

3. 코아노드에서 측정기반 수락제어를 위한 스케줄링 및 폭주 제어

측정 기반 수락 제어 메커니즘이 수행되기 위해서 패스상의 각 코어 노드는 그림 7과 같은 큐 스케줄링 방법이 제공되어야 한다. 먼저, 각 서비스 클래스별로 실제 전송에 사용되는 데이터 패킷 큐와 측정기반 수락제어에 사용되는 프루빙 패킷 큐를 가진다.

- 1) 수락된 플로우의 입력 데이터 패킷은 각 서비스별 (EF 및 AF) 데이터 큐에 저장되고, 이러한 데이터 패킷 큐에 저장된 패킷들은 프루빙 큐에 저장된 패킷보다 높은 우선순위를 가지고 서비스 된다.
- 2) 측정 기반 수락 제어 메커니즘의 프루빙 패킷들은 각 서비스별 프루빙 패킷 큐에 저장되고, 프루빙 패킷은 세션 플로우 설정에 영향을 주지않는 EF 및 AF 서비스 클래스에 할당된 대역폭 내에서만 서비스된다.

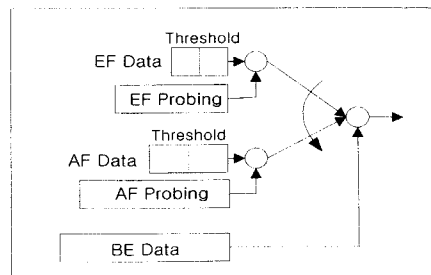


그림 7. 코아노드에서의 스케줄링 방법

- 3) 폭주 제어를 위해 EF 및 AF 서비스 데이터 큐의 길이가 임계치에 도달하면, 코어 노드는 폭주 발생 메시지를 대역폭 브로커로 전송한다.
- 4) 각 서비스의 대역폭의 사용량이 임계치 보다 낮아지면 코어 노드는 폭주 해제 메시지를 대역폭 브로커로 전송한다.

#### IV. 제안된 메커니즘의 성능 분석

##### 1. 시뮬레이션 모델과 파라미터

제안된 메커니즘의 성능분석을 위해 본 논문에서는 ns-2 (network simulator)를 사용하였으며 그림 8 과 같은 peer-to-peer 시뮬레이션 모델을 적용하였다.

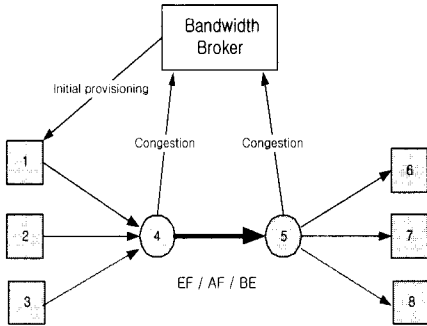


그림 8. 시뮬레이션 모델

이 시뮬레이션 모델에서는 각 입력 엣지 노드에서 출력 엣지 노드로 가는 3개의 패스를 제공한다. 각 패스는 EF / AF / 최선형 서비스 각각에 대해 초기 대역 할당을 갖는다. 이러한 환경에서 정적 프로비저닝 기법과 비교해서 각 입력 엣지 노드에서의 호 블로킹 확률과 코어 노드에서의 패킷 손실률 등을 구하고자 한다. 여기서 정적 프로비저닝은 대역폭 브로커에서 각 서비스 별 고정된 대역을 할당하고 이를 변화시키지 않는 방법이다. 또한, 입력 트래픽 부하는 평균 호 유지 시간을 호 시도 간격으로 나눈 값으로 정의한다.

표2에는 시뮬레이션에서 사용되는 파라미터들을 기술하였다. 또한, 코어 노드에서의 링크 용량은 45 Mbps로, 엣지 노드에서는 15Mbps로 가정하고, 각 패스의 서비스 별 초기 할당 대역은 엣지 노드와 코어 노드에서 각각 5Mbps와 15Mbps로 가정한다.

표2. 시뮬레이션 파라미터

Scheduling Algorithm	Priority scheduling
Session Data	Traffic : Exponential On-Off model EF Peak rate : 1Mbps AF Peak rate : 2 Mbps AF Mean rate : 0.8 Mbps Mean holding time : 30 sec Packet size : 100 byte
Probe Data	Traffic : CBR peak rate = 1 Mbps Measurement duration : 1 sec

##### 2. 시뮬레이션 결과

그림 9에서는 제안된 메커니즘과 정적 프로비저닝 메커니즘에 대해 EF와 AF 서비스에 대한 호 블로킹 확률을 비교해 보았다. 이 시뮬레이션 결과에 따르면, 제안된 동적 프로비저닝 메커니즘은 정적 프로비저닝에 비해 낮은 호 블로킹 확률을 갖는다. 특히, 트래픽 부하가 커질수록 호 블로킹 확률은 현저히 떨어진다. 이는 제안된 메커니즘에서는 가변 영역 대역 관리 방법에 의해 최선형 서비스에서 사용되지 않는 대역을 사용함으로써 더 많은 플로우들을 받아 들일 수 있기 때문이다.

그림 10에서는 트래픽 부하가 5이고 버퍼 크기가 500인 경우 제안된 메커니즘에서의 AF 서비스에 대한 패킷 손실률을 보여준다.

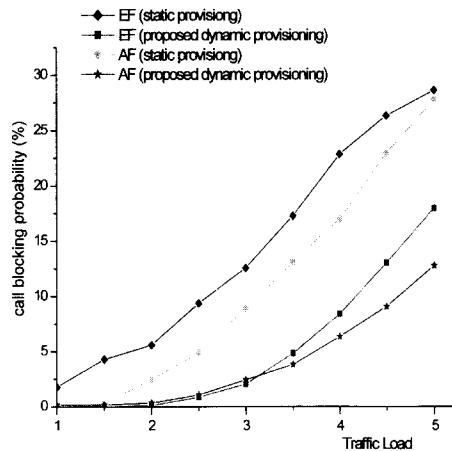


그림 9. 제안된 메커니즘의 호 블로킹 확률

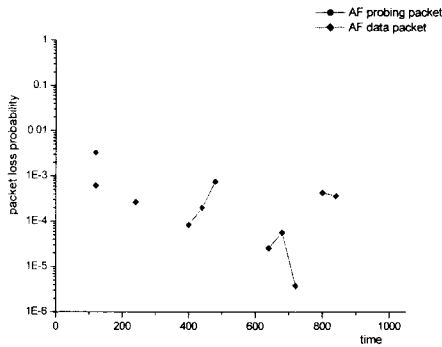


그림 10(a). 프루빙과 데이터 패킷에 대한 패킷 손실률

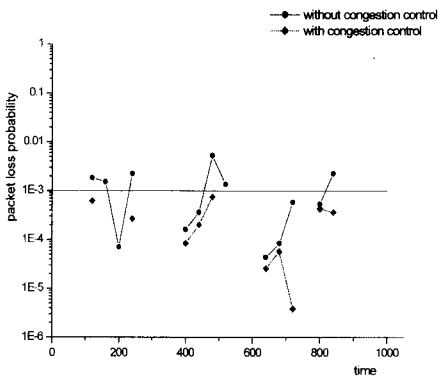


그림 10(b). 폭주제어 메커니즘의 효과  
그림 10. 제안된 메커니즘의 패킷 손실률

제안된 메커니즘은 정적 프로비저닝에 비해 많은 플로우를 수락함에도 불구하고 그림 10(a)에서와 같이 AF 서비스의 목표 패킷 손실률(10<sup>-3</sup>)을 보장한다. 또한, 그림 10(b)에서는 제안된 메커니즘의 폭주 제어 기능의 효과를 확인할 수 있다. 즉, 적절한 폭주 제어 방법을 사용하지 않는다면 트래픽 부하 5에 대해서는 목표 패킷 손실률을 보장할 수 없음을 알 수 있다.

그림 11에서는 트래픽 부하가 5인 경우의 제안된 메커니즘과 정적 프로비저닝의 normalized throughput을 비교할 수 있다. 제안된 메커니즘은 호 블로킹 확률도 낮고, 패킷 손실률도 낮음에 따라 그림에서와 같이 normalized throughput이 정적 프로비저닝에 비해 전반적으로 좋은 성능을 나타냄을 알 수 있다.

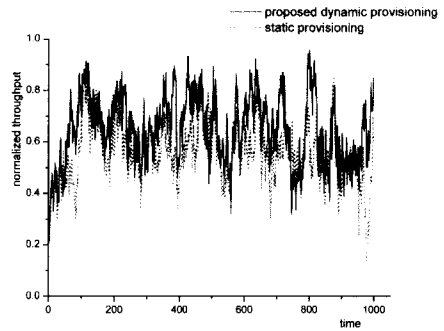


그림 11. 제안된 메커니즘의 Normalized Throughput

동적 프로비저닝은 망의 상황에 적절히 대처하여 망을 폭주로부터 보호하는 기능이 있어야 한다. 그림 12는 예기치 못한 트래픽이 망에 유입되었을 경우, 제안된 메커니즘의 폭주 제어 방법에 의한 패킷 손실률의 변화에 대한 시뮬레이션 결과를 보여준다. 실험 데이터로 100초와 300초 사이에 4Mbps의 예상치 못한 트래픽이 유입되었을 때 제안된 메커니즘과 정적 프로비저닝과의 패킷 손실률을 비교해 보았다. 시뮬레이션 결과에서와 같이 제안된 메커니즘은 예기치 못한 트래픽이 입력된 초기 폭주 시작 시점을 제외하고는 폭주 제어 알고리즘이 적절히 처리하여 목표 패킷 손실률을 보장함에 비해 정적 프로비저닝에서는 목표 패킷 손실률을 만족하지 못하는 것을 알 수 있다.

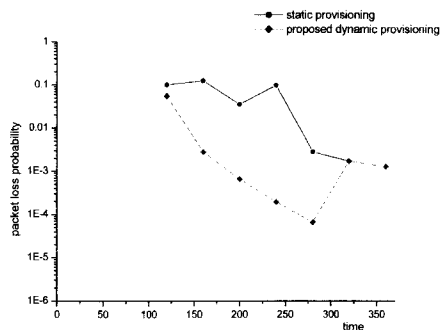


그림 12. 예기치 못한 트래픽이 유입되었을 경우의 패킷 손실률

지금까지는 제안된 메커니즘과 정적 프로비저닝 방법과 성능 비교를 하였다. 그러나, 제안된 메커니즘이 동적 프로비저닝 방법임으로 기존에 연구되고



있는 참고문헌 [16]의 PoQ 메커니즘과 참고 문헌 [13]의 링크 기반 동적 프로비저닝 방법과 ns-2 시뮬레이터를 이용한 성능 비교를 하였다. 이를 위한 시뮬레이션 파라미터는 참고 문헌 [16]에서 제시한 파라미터를 사용하였으며 표3은 normalized load가 1일 때 각 동적 프로비저닝 메커니즘들과 본 논문에서 제안하는 DPM<sup>2</sup> 메커니즘에 대한 연결 수락 제어 수행에 대한 상세 내용을 시뮬레이션 한 결과이다. 또한, 그림13은 PoQ 메커니즘과 DPM<sup>2</sup> 메커니즘의 normalized throughput을 비교한 시뮬레이션 결과이다.

표3. 동적 프로비저닝 메커니즘들과 DPM<sup>2</sup> 메커니즘의 연결 수락 제어 상세 비교

	PoQ 메커니즘		링크기반	DPM <sup>2</sup> 메커니즘
	Quota 크기	60		
도착 플로우 수	24,003	24,003	24,003	24,082
수락된 플로우 수	23,725	23,725	23,725	23,633
거절된 플로우 수	278	278	278	449
블록킹률(%)	1.2	1.2	1.2	1.9
정상 모드에서 수락된 플로우 수	10,347	4,826	0	23,406
정상모드 수락 확률 (%)	43.7	20.3	0	99.0
Critical 모드에서 수락된 플로우 수	13,358	18,899	23,725	227
Critical 모드 수락 확률 (%)	56.3	79.7	100	1.0

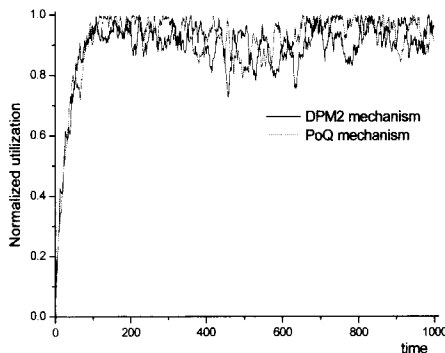


그림 13. 동적 프로비저닝 메커니즘의 Normalized throughput 비교

위 시뮬레이션 결과에서와 같이 DPM<sup>2</sup> 메커니즘은 기존의 PoQ 메커니즘이나 링크 기반 동적 프로비저닝 메커니즘보다 블록킹률은 높고 throughput은 약간 낮지만 연결 수락 제어의 상세 내역을 살펴보면 수락된 플로우의 대부분 (99%)이 정상 모드인 패스 레벨에서 수행되었다. 이는 제안된 메커니즘이 링크 레벨의 대역폭을 검사하지 않고 패스 레벨에서 처리함으로써 연결 수락 제어를 엣지 노드에서 빠르게 처리할 수 있고 망이 커질 경우에도 확장성을 가질 수 있는 장점이 있다.

한편, 연결 수락 제어가 복잡성 (Complexity) 관점에서의 성능 비교로 다음 표4는 연결 수락 제어 수행 중에 대역폭 데이터에 접근하거나 수정하는 빈도수와 각 노드와 대역폭 브로커간의 메시지 전송 수에 대해서 비교한 결과이다. 표4의 결과와 같이 본 논문에서 제안된 DPM<sup>2</sup> 메커니즘은 연결 수락 제어를 위한 대역폭 브로커와 노드간 메시지 개수를 현격하게 줄일 수 있다.

표4. 동적 프로비저닝 메커니즘의 복잡도

연결수락제어를 위한 대역폭브로커와 노드간 메시지 개수		시뮬레이션 결과
링크 기반	$Nrq (3 - Pr)$	71731
PoQ 메커니즘	$Nrq (3 - Pr)$	71731
DPM <sup>2</sup> 메커니즘	$E + 2 Npe + \sum_{i=1}^n Mc (1 + Ecp)$	5446
데이터 테이블 접근 / 수정 빈도수		
링크 기반	$K (Nrq (2 - Pr))$	143284
PoQ 메커니즘	$Nrq (2 + Pc - Pr) + (\phi+x) (1 - Pr)$	61871
DPM <sup>2</sup> 메커니즘	$Nrq (2 - Pr)$	45420

$Nrq$  : 설정 요구된 플로우 개수,  $K$  : 패스상의 노드 수,  $n$  : 코어 노드 수

$Mc$  : 도메인내 코어 노드에서의 폭주 예측 및 해제 메시지 수

$E$  : 도메인내의 엣지 노드 수,  $Npe$  : 엣지 노드내의 패스 수

$Ecp$  : 폭주 발생노드를 통과하는 패스를 갖는 엣지 노드 수

$\phi$  : Quota 할당 확률,  $x$ : Quota 해제 확률

$Pr$  : 설정 요구가 거절될 확률

$Pc$  : Critical 모드에서 수락될 확률

위 표4의 결과와 같이 기존의 동적 프로비저닝 메커니즘들이 연결 수락 제어를 전적으로 대역폭 브로커에서 수행하는데 비해 제안된 메커니즘은 패

스 레벨에 대해서는 이를 입력 엣지 노드에서 수행하기 때문이다. 또한 대역폭 데이터 테이블에 정보를 수정하기 위한 접근 및 수정 빈도수에 있어서도 링크 기반 동적 프로비저닝 메커니즘은 대역폭 브로커에서 패스내의 각 노드의 링크 대역폭을 수정하여야 하며 PoQ 메커니즘도 패스 레벨과 링크 레벨의 대역폭 데이터를 각각 관리하고 quota 할당 / 해제등과 같은 추가되는 작업을 수행하여야 하는 반면에 제안된 메커니즘은 패스 대역폭 관리만을 수행하기 때문에 데이터 접근 / 수정 빈도수를 줄일 수 있다. 따라서, 이와 같은 복잡도의 감소는 제안된 메커니즘이 기존의 동적 프로비저닝 메커니즘들 보다 IP 코어 망에 효율적으로 적용할 수 있는 확장성이 있음을 보여 준다.

### V. 결론

현재, IETF에서 제안된 차별 서비스 망의 PHB는 코어 망의 단순성에만 중점을 두고 있어 전체적으로 망 자원 관리 측면에서 over provisioning에 의해 낮은 대역 사용률을 갖는 문제점을 가지고 있다. 이를 위해, 최근 차별 서비스 망에서는 대역폭 브로커를 이용하여 적절한 망 자원 관리를 지원하는 방법이 연구되고 있다. 그러나, 이 방법도 SLA 기반의 간단한 정적 프로비저닝을 사용함으로써 예측하기 어렵게 변하는 망 내의 트래픽이나 라우팅에 적절히 적용하지 못한다. 이에 따라 망 상태에 따라서 사용자가 요구하는 플로우의 특성에 맞게 망 자원을 할당할 수 있는 동적 프로비저닝 방안이 연구되고 있으나 이런 동적 프로비저닝 메커니즘도 대역폭 브로커에서 망 내 트래픽에 대한 상태 정보 수집, 자원 관리 복잡성 및 대역폭 브로커와 노드들간의 많은 메시지 전송 등의 문제가 있다.

본 논문에서는 차별 서비스 망에서 다양한 서비스 품질을 보장하고 효율적인 망 프로비저닝 방법을 제공하기 위하여 대역폭 브로커, 측정기반 수락 제어 및, 동적 대역 관리 메커니즘에 기반한 동적 프로비저닝을 제안하고 있다. 이 메커니즘은 대역폭 브로커에서 패스 레벨 자원만 간단하게 관리하여 패스 레벨 대역 내에서는 대역폭 브로커와의 통신 없이 입력 엣지 노드 자체에서 호 수락 제어를 할 수 있다는 장점을 가지고 있다. 또한, 링크 레벨 대역 관리를 위해서 측정 기반 수락 제어와 가변 영역 대역 관리 방법을 사용함으로써 대역을 효율적으로 사용할 수 있다

본 논문에서 제안된 메커니즘의 성능 분석을 위해 ns-2 시뮬레이터를 이용해서 호 블로킹 확률, 패킷 손실률, Throughput 측면에서 정적 프로비저닝 메커니즘과 성능 비교 결과를 보여주었고 기존의 동적 프로비저닝 메커니즘들과의 성능 비교도 제시하였다. 시뮬레이션 결과를 통해서, 제안하고 있는 메커니즘이 사용자 서비스 품질 요구사항을 보장할 수 있으며 계산이 간단하여 IP 코어 망에도 적용할 수 있는 확장성을 보여주고 있다.

### 참고문헌

- [1] L. Mathy, C. Edwards and D. Hutchison, The Internet: A Global Telecommunications Solution?, IEEE Network Magazine, pp.46-57, July/August 2000.[1]
- [2] X. Xiao and L.M.Ni, Internet QoS: A Big Picture, IEEE Network Magazine, pp.8-18, March/April 1999.
- [3] R.Braden, D.Clark and S.Shenker, Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview, IETF RFC 1633, June 1994.
- [4] S. Blake et al., An Architecture for Differentiated Services, IETF RFC 2475, Dec. 1998.
- [5] L. Zhang et al., RSVP: A new resource reservation protocol, IEEE Network Magazine, Vol.7, no.5, pp.8-18, Sep. 1993.
- [6] S. Floyd, Comments on Measurement-based Admissions control for Controlled-Load Services, July 1996.
- [7] S.Jamin, S.J.Shenker and P.B.Danzig, Comparison of Measurement-based admission Control Algorithms for Controlled-Load Service, IEEE INFOCOM97, pp.973-980, 1997.
- [8] L. Breslau, S. Jamin and S. Shenker, Measurement-Based Admission C

ontrol: What is the Research Agenda ?, IEEE IWQoS99, pp.3-5, 1999.

[9] G. Bianchi, A. Capone and C. Petrioli, Throughput Analysis of End-to-End Measurement-Based Admission Control in IP, IEEE INFOCOM 2000, pp.1461-1470, 2000.

[10] V. Elek, G. Karlsson and R. Ronngren, Admission Control Based on End-to-End Measurements, IEEE INFOCOM 2000, pp.1471-1480, 2000.

[11] D.Sreekantan et al., Implementation of a Bandwidth Broker system for resource management in Differentiated Services, <http://www.ittc.ukans.edu/~kdrao/845>, 1999.

[12] Differentiation Service Implementation, <http://www.ittc.ku.edu/~kdrao/B>, 2000.

[13] R.R.-F. Liao and A.T.Campbell, Dynamic Core Provisioning for Quantitative Differentiated Service, IEEE IWQoS2001, May 2001

[14] R.R.-F. Liao and A.T.Campbell, Dynamic Edge Provisioning for Core IP Networks, IEEE IWQoS2000, pp.148-156, May 2000.

[15] Z.-L.Zhang et al., Decoupling QoS Control from Core Routers: A Novel Bandwidth Broker Architecture for Scalable Support of Guaranteed Services, ACM SIGCOMM 2000, pp.71-83, 2000.

[16] Z.-L.Zhang et al., On Scalable Design of Bandwidth Brokers, IEICE Trans. Commun., Vol.E84-B, No.8, pp. 2011-2025, August 2001.

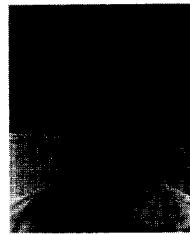
[17] Y.T.Hou et al., Providing Scalable Support for Multiple QoS Guarantees: Architecture and Mechanisms, IEI

CE Trans. Commun., Vol.E84-B, No.10, pp2830-2849, Oct. 2001.

[18] W.S.Rhee et al., Two Phase Edge-to-Edge Distributed Measurement Based Admission Control Mechanism in large IP networks, IEEE Globecom 2001, pp.2571-2575, 2001.

이 우 섭 (Woo-Seop Rhee)

정회원



1983년 2월 : 홍익대학교 전자

계산학과 졸업

1995년 8월 : 충남대학교

컴퓨터과학과 석사

2000년 3월~현재 : 충남대학교

컴퓨터과학과 박사과정

1983년 3월~현재 : 한국전자통신

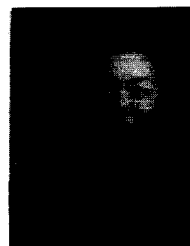
신연구원, 네트워크연구소, 책임연구원

2000년 1월~현재 : 정통부지정 국제 표준화 전문가

<주 관심분야> 초고속 광가입자망 구조, 인터넷 QoS, Mobile QoS

이 준 화 (Jun-Hwa Lee)

정회원



2000년 2월 : 충남대학교

컴퓨터과학과 졸업

2002년 2월 : 충남대학교

컴퓨터과학과 석사

2002년 3월~현재 : 충남대학교

컴퓨터과학과 박사과정

<주 관심분야> 컴퓨터네트워크, 인터넷 QoS

양 미 정 (Mi-Jeong Yang)

정회원



1991년 : 부산대학교 전산  
통계학과 졸업  
2001년 : 충남대학교 컴퓨터  
과학과 석사  
2002년 ~현재 : 충남대학교  
컴퓨터과학과 박사과정  
1991년~현재 : 한국전자통신연  
구원, 네트워크연구소, 선임연구원

<주 관심분야> 인터넷 QoS, 라우팅 프로토콜, 통신  
보안

이 일 우 (Il-Woo Lee)

정회원



1992년 : 경희대학교  
전산공학과 졸업  
1994년 : 경희대학교  
전산공학과 석사  
2001년 ~현재 : 충남대학교  
컴퓨터과학과 박사과정

1994년~현재 : 한국전자통신연구원, 네트워크연구소,  
선임연구원

<주 관심분야> 인터넷 QoS, SLA, SDN, 차세대네  
트워크

유 제 훈 (Jae-Hoon Yu)

정회원



1980년 : 건국대학교  
전자공학과 졸업  
1982년 : 건국대학교  
전자공학과 석사  
1980년~현재 : 한국전자통신  
연구원, 네트워크연구소,  
책임연구원

<주 관심분야> 광가입자망 구조, 이동통신네트워크  
구조, 광인터넷구조, 통신망 설계

김 상 하 (Sang-Ha Kim)

정회원



1980년 : 서울대학교  
화학과  
1984년 : U. of Houston  
화학과 석사  
1989년 : U. of Houston  
전산학과 박사  
1989년 HNSX Super

computers Inc. 자문위원

1990년~1991년 : 시스템공학 연구소 선임연구원  
1992년~현재 : 충남대학교 컴퓨터과학과 교수

<주 관심분야> 컴퓨터네트워크, 이동통신, 무선인터  
넷