

論文2003-40TC-12-9

인터넷 차별 서비스 망에서 적응적 연결 수락 제어 메커니즘 (Adaptive Admission Control Mechanism in Differentiated Services Network)

李俊和*, 梁美貞**, 李愚燮**, 金尙夏*

(Jun-Hwa Lee, Mi-Jeong Yang, Woo-Seop Rhee, and Sang-Ha Kim)

요약

IP 망에서의 차별 서비스 구조는 품질 보장 서비스를 위해 대역폭 브로커를 기반으로 QoS 프로비저닝의 제어 및 관리를 수행한다. 그러나, 이러한 대역폭 브로커는 모든 입구 에지 노드로 유입되는 호의 연결 수락 제어를 위해 중앙 집중형 자원 관리를 수행함에 따라 확장성 면에서 큰 단점을 갖는다. 본 논문에서는 대역폭 브로커를 갖는 차별 서비스 구조에서 확장성을 높이고 유입되는 호의 상태를 반영한 적응적 연결 수락 제어 메커니즘을 제안하고자 한다. 이를 위해 대역폭 브로커의 기능을 입구 에지 노드와 분리해서 자원 관리 및 프로비저닝은 대역폭 브로커에서 수행하고, 입구 에지 노드에서는 연결 수락 제어를 담당한다. 입구 에지 노드에서는 연결 수락 제어를 위해 각 에지 노드간 패스 개념을 도입하고, 패스 단위로 할당된 대역 기반으로 연결 수락 제어를 수행한다. 패스 별 할당 대역량은 유입되는 트래픽에 따라 적응적으로 변화하게 되며 이는 대역폭 브로커와의 통신을 최소화하면서 대역 자원의 효율적인 사용을 가능하게 한다. 본 논문에서는 이러한 적응적 연결 수락 메커니즘을 제안하고 성능 분석을 통한 효율성 및 확장성의 개선을 세시하고자 한다.

Abstract

Differentiated service networks, based on bandwidth broker, perform the control and management of QoS provisioning for the QoS guaranteed services. However, the centralized bandwidth broker model has a scalability problem since it has centralized resource management for the admission control function of all call attempts. Therefore, in this paper, we propose a novel adaptive admission control mechanism according to the attempted call status for enhancing the scalability under the centralized bandwidth broker model in IP differentiated service networks. The proposed mechanism decouples the function of admission control from the bandwidth broker. So, the ingress edge node performs the admission control and the bandwidth broker performs the resource management and QoS provisioning. We also introduce an edge-to-edge path concepts and the ingress edge node performs the admission control under the allocated bandwidth to each path. The allocated bandwidth per path adaptively varies according to the status of the attempted calls. This mechanism can significantly reduce the number of communication message between the bandwidth broker and each edge node in the network and increase the bandwidth utilization via adaptable resource allocation. In this paper we study the adaptive admission control operation and show the efficient and extensive improvement through the performance evaluation.

Keywords: Admission control, bandwidth broker, differentiated service network, dynamic provisioning

* 正會員, 忠南大學交 컴퓨터科學科

(ChungNam National University Department of Computer Science)

** 正會員, 電子通信研究員 네트워크研究所

(ETRI Network Research Laboratory)

接受日: 2003年11月8日, 수정완료일: 2003年12月3日

I. 서 론

오늘날 VoIP(Voice over IP), VOD(Video On-Demand), 인터넷 방송과 같은 다양한 서비스 품질을 요구하는 실시간 서비스 제공과 이에 대한 빠른 이용 확산에 따라 최선형 서비스 만을 제공하는 기존 IP 망에 서의 품질 보장형 서비스(QoS: Quality of Service)에 대한 요구가 급격히 증가하고 있다^[1,2].

이러한 요구 사항을 코어 망에서 수용하기 위한 구조로 1990년대 말 IETF에서 차별화 서비스 망 구조(DiffServ: Differentiated Service)가 제안되었다^[3,4]. 차별화 서비스 망 구조에서는 호 수락 제어, 자원 예약 및 프로비저닝을 통한 서비스 품질 관리를 수행하는 대역폭 브로커 개념을 도입하고 이를 차별화 서비스 도메인 당 하나씩 구성하고 있다.

QoS를 제어하고 관리하는 대역폭 브로커는 데이터 평면으로부터 QoS 제어 평면을 분리시킴으로써 많은 장점을 제공한다. 이는 도메인 내에 있는 코어 라우터에서 연결 수락 제어와 QoS 상태 관리를 위한 QoS 제어 기능을 제외시켜 복잡성을 줄였다. 또한, 데이터 경로에 대한 자원 예약을 수행하는 흡-바이-흡(hop-by-hop) 시그널링을 배제하여 코어 라우터의 부하를 감소 시킬 수 있다. 이러한 대역폭 브로커는 도메인 내 전체 QoS 상태를 관리하므로 상태 관리의 불일치가 해결되며 신뢰성을 제공할 수 있다^[5].

그러나, 대역폭 브로커가 중앙에서 모든 QoS 상태 관리 및 연결 수락 제어, 자원 예약 등을 수행한다는 것은 새로운 확장성 문제를 야기한다^[6,7]. 특히, 동적 프로비저닝 기반 대역폭 브로커에서는 QoS 상태를 관리를 위해 실시간으로 망 내의 모든 노드와 시그널링을 통해 상태를 전달 받아야 하며 이러한 시그널링 메시지를 대역폭 브로커에서 처리해야만 한다. 이는 망의 규모가 커짐에 따라 대역폭 브로커의 처리 능력이 같이 증대되어야 함을 의미하며 이는 확장성 측면에서의 큰 단점이 된다. 따라서, 본 논문에서는 대역폭 브로커 기반의 차별화 서비스 망에서 확장성 문제의 개선을 위한 동적 프로비저닝 기법을 제안하며, 확장성의 중요 측도로 도메인 규모 및 유입되는 트래픽 양에 따라 발생하는 대역폭 브로커와 각 노드간의 시그널링 메시지 수로 정의하고자 한다.

이를 위해 본 논문에서는 대역폭 브로커와 망 내의

각 노드 간 통신을 최소화 하기 위해 대역폭 브로커의 기능을 분리시키는 개념을 도입하였고 대역폭 브로커는 패스(path) 기반으로 자원 관리 및 망 전체를 프로비저닝 하고, 입구 에지 노드에서는 각 패스의 대역량을 이용해서 연결 수락 제어를 수행한다. 유입되는 호의 데이터는 목적지에 따라 해당 패스를 지나게 된다. 이렇게 입구 에지 노드에서 패스 기반 연결 수락 제어를 수행할 때 일반적인 경우 현재의 망 자원 상태를 알지 못하므로 망 전체의 효율성이 떨어진다. 따라서, 본 논문에서는 각 패스에 할당되는 대역량을 동적(dynamic)으로 변화시키고, 변화되는 대역량을 유입되는 호의 상태 정보를 기반으로 적응(adaptive)할 수 있는 메커니즘을 제안하고자 한다. 이하 본 논문에서는 이러한 메커니즘을 DAP(Dynamic and Adaptive Provisioning)이라 지칭하며 이는 대역폭 브로커에 DAP 메커니즘을 적용하므로 망 전체의 성능을 높이면서 대역폭 브로커와 각 노드간 시그널링 메시지 수를 줄여 망의 확장성을 높이고자 한다.

본 논문은 다음과 같이 구성되어 있다. 제 2장에서는 대역폭 브로커의 구조 및 확장성 문제를 제시하며, 제 3장에서는 동적 프로비저닝을 수행하는 대역폭 브로커에 대한 설명으로, 기존 동적 프로비저닝을 하는 대역폭 브로커의 문제점 및 DAP 메커니즘을 적용한 대역폭 브로커를 제안하고자 한다. 제 4장에서는 시뮬레이션을 통한 성능 분석 및 확장성의 중요 측도인 복잡성에 대해서 정의하고 그 결과를 제시하고, 5장에서 결론을 맺는다.

II. 관련 연구 및 문제 정의

1. 대역폭 브로커에서 확장성 이슈

대역폭 브로커란 차별화 서비스 망에서 데이터 평면과 QoS 제어 평면을 분리해서, QoS 상태 관리를 용이하게 하는 엔터티이다. 대역폭 브로커는 여러 가지 QoS를 제어하고 관리하기 위해서 호 수락 제어, 자원 예약 및 프로비저닝 기능을 갖는다. 이를 위해 도메인 내의 모든 노드로부터 상태를 보고받아 이를 관리해야 한다.

이러한 대역폭 브로커 시스템의 적용을 위해서는 확장성이 고려되어야 하며 확장성의 중요한 요소는 도메인 규모와 유입되는 트래픽 양에 따라 대역폭 브로커와 망 내의 각 노드간 메시지 송수신 횟수가 되며 이는 대역폭 브로커가 처리해야 하는 시그널링 메시지 수와 관련된다. 따라서, 확장성의 개선은 도메인 규모와 유입되

는 트래픽 양의 증가가 시그널링 메시지 수에 크게 영향을 미치지 않음을 의미한다.

또한, 시그널링 메시지 중에서 유입되는 트래픽마다 발생하는 연결 수락 제어는 위한 메시지가 대역폭 브로커에서 큰 비중을 차지하게 된다. 이를 개선하기 위해 본 논문에서는 연결 수락 제어 기능을 입구 에지 노드로 분리시키고, 대역폭 브로커에서 패스에 대한 자원 관리 및 프로비저닝 기능만 가지는 구조를 제시하고 있다.

2. 관련 연구

본 장에서는 연결 수락 제어를 위한 대역폭 브로커에서의 기존 프로비저닝 기법을 소개하고 장단점을 비교함으로써 본 논문에서 제안된 메커니즘의 배경을 제시하고자 한다. 대역폭 브로커에서 간단한 프로비저닝 중 하나인 정적(static) 프로비저닝 메커니즘은 일, 월, 년 단위로 네트워크 관리자가 주기적으로 프로비저닝하는 방법이다. 이 메커니즘은 오프라인(off-line)에서 SLA (Service Level Agreement) 기반으로 쉽게 프로비저닝 하므로, 네트워크에 확장성 문제가 없다는 장점이 있다^[9]. 하지만, 네트워크의 갑작스런 변화에 적응을 못하고 망 내에 있는 전체 대역폭을 정적으로 사용하므로 전체 성능이 많이 떨어지는 단점은 가지고 있다.

이에 비해 동적(dynamic) 프로비저닝 대역폭 브로커는 망의 토폴로지(topology)나 구성(configuration) 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 에지 노드에서 서비스 클래스에 따라 얼마나 특별한 기능을 수행할 수 있는지에 달려 있다. 또한 망의 변화가 얼마나 빠르게 대역폭 브로커에게 전달되고 이를 입력 에지 노드에 바로 전달되어 이를 연결 수락 제어에 반영할 수 있는가에 달려 있다^{[9][10]}.

다음 두 가지 방법은 현재까지 연구된 동적 프로비저닝의 대표적인 방법이다. 첫 번째는 링크 레벨 기반에서 동적 프로비저닝을 하는 방법으로, 코어 트래픽 로드 매트릭스를 유지하면서 속주 발생이나 링크의 상태를 주기적으로 대역폭 브로커에게 보고하여 이를 바탕으로 매트릭스를 수정하여, 망의 상황에 따라 동적으로 프로비저닝이 가능하다^[9]. 이 방법은 주기적으로 망 내의 모든 노드에서 링크의 대역폭 사용량을 대역폭 브로커로 보고하여야 하며 대역폭 브로커에서 모든 노드의 양방향 링크에 대한 링크 사용량을 매트릭스로 유지 관리해야만 한다. 이 방법에서는 주기적인 보고 간격이 길

경우에는 속주가 발생할 수 있고, 보고 간격이 짧은 경우에는 각 노드와 대역폭 브로커 사이에 메시지 전송량이 많아서 대역폭 브로커에 상당한 부하가 걸리게 된다. 두 번째는 연결 수락 제어를 패스 레벨과 링크 레벨로 분리하여, 패스 레벨에서는 낮은 부하 상태에서 사전에 일정 단위로 할당된 quota 내에서 연결 수락 제어를 수행하고, 링크 레벨에서는 풀로우 기반으로 대역의 할당 및 해제를 수행하는 링크 대역 관리에 의한 연결 수락 제어를 수행한다^[11]. 이 메커니즘은 PoQ(path-oriented quota based)라고 불린다. PoQ도 패스 레벨에서는 간단하게 연결 수락 제어를 수행할 수 있으나 초기 할당된 quota 대역을 다 사용하였을 경우에는 패스 상의 모든 노드의 링크 대역 사용량을 점검하여 새로운 quota를 할당할 수 있는지 계산을 하여야 하는 단점이 있다. 만약 더 이상 quota 할당이 불가능해서 링크 레벨의 풀로우 기반으로 대역이 할당 및 해제가 이루어질 때, quota 할당이 불가능한 링크를 지나가는 모든 패스는 링크 레벨로 연결 수락 제어를 해야만 한다. 즉, 한 링크에 자원이 없으면 그 링크를 지나는 모든 패스가 링크 레벨 연결 수락 제어가 수행되고, 또 링크 레벨로 동작하는 패스가 통과되는 모든 링크들은 그 링크를 지나는 모든 패스가 다시 링크 레벨로 동작하게 된다. 이렇게 되면, 한 링크에 부하가 많이 걸려서 링크 레벨로 동작하게 되면 망 전체의 모든 패스로 연결 수락이 이루어지는 부분도 링크 레벨로 연결 수락이 이루어지는 심각한 문제가 발생하게 된다.

III. 확장성을 고려한 적응적 연결 수락 제어 기법 제안

본 논문에서 제안하고 있는 차별화 서비스 망에서 연결 수락 제어를 위한 동적 프로비저닝 기법은 패스 레벨 기반으로, 동작하고 각 패스에 할당되는 대역 양은 유입되는 호의 주기에 따라 동적으로 변한다. 이를 위해, 대역폭 브로커는 각 패스에 할당된 대역 양을 관리하고 연결 수락 제어는 망 내의 입력 에지 노드에서 수행한다. 이렇게 연결 수락 제어 기능을 입력 에지 노드로 분리하므로, 기준에 호마다 연결 수락 여부를 판단하기 위해서 필요한 입력 에지 노드와 대역폭 브로커간에 시그널링 메시가 더 이상 필요 없게 되므로, 망 내의 노드와 대역폭 브로커간의 송수신 메시지 수가 현저히 줄어들 수 있다. 이 점이 다른 메커니즘보다 확장성을 고

려한 연결 수락 제어 기법이다.

각 입력 에지 노드는 대역폭 브로커에서 할당 받은 대역을 다 사용한 경우에는 해당 패스에 유입된 호의 정보를 이용하여 추가 요구 대역 양을 예측 후 대역폭 브로커에게 요구한다. 대역폭 브로커는 입구 에지 노드에서 올라온 요청에 따라 패스가 지나가는 모든 링크를 살펴봐서 예측한 값만큼 추가 대역 할당이 가능하면 입구 에지 노드 및 패스가 지나가는 모든 노드에 그 결과를 알려주고 자원 관리 정보를 수정한다. 입구 에지 노드는 추가 할당된 패스의 대역 내에서 다시 연결 수락 제어를 수행한다. 또한, 입구 에지 노드는 일정 시간 동안 현재 패스에 할당된 대역의 사용량이 계속 감소되고 있으면 이 패스에 할당된 대역의 예측이 잘못 되었다고 판단한다. 그래서 입구 에지 노드는 할당받은 일정 대역 양을 감소시키고 이를 대역폭 브로커에게 보고한다. 대역폭 브로커는 입구 에지 노드에서 올라온 보고에 따라 그 패스가 지나가는 모든 노드에게 그 결과를 알려주고 자원 관리 정보를 수정한다.

본 논문에서 제안하고 있는 DAP 메커니즘은 PoQ 메커니즘과 일정 대역을 패스에 할당 받아서 패스 레벨로 연결 수락 제어를 한다는 점을 같다. 하지만 PoQ는 패스 레벨 연결 수락 제어를 수행하다 망 자원이 부족한 경우 링크 레벨 연결 수락 제어를 하는 반면에, DAP 메커니즘은 PoQ 메커니즘과 달리 모든 호에 대해서 패스 레벨 연결 수락 제어를 수행한다. 또한, 각 패스에 할당되는 자원 양이 PoQ는 항상 일정하지만, DAP 메커니즘은 유입되는 트래픽 양의 추이에 따라서 패스에 할당되는 자원 양이 변한다. 특히 DAP 메커니즘은 트래픽 양의 추이를 살펴보기 위해서 각 입력 에지 노드에서 각 패스 별 호 기반의 측정(measurement)을 수행한다. 그리고, 앞에서 설명했듯이 DAP 메커니즘은 확장성을 고려해서 연결 수락 제어 기능을 입력 에지 노드로 분리해서 수행하고 있다.

<그림 1>은 본 논문에서 제안하고 있는 DAP 메커니즘에 대한 개념적인 동작 모델을 보여주고 있다. 첫 번째 단계는 대역폭 브로커에서 라우팅 프로토콜(RIP, OSPF, IS-IS 등)을 이용하여 모든 에지 노드 간에 패스를 구한 후에 초기 할당 대역을 계산한다. 초기 할당 대역폭 계산은 다음과 같은 절차로 수행한다.

1) 망 내의 각 노드에 대해서 EF/AF/BE 서비스 클래스 별로 링크 대역을 분할한다. 노드 i의 링크 l에 대해서 각 서비스 클래스별 할당된 대역폭을 계산한다. 계산

된 대역폭 =

$$BW_{i,ef}^l, BW_{i,af}^l, BW_{i,be}^l$$

2) 대역폭 브로커는 라우팅 프로토콜을 이용하여 입력 에지 노드로부터 출력 에지 노드까지의 패스 ($p(s,d)$)를 설정하고 노드 i의 링크 l을 통과하는 패스의 수를 계산한다. 계산된 패스 수 = N_i^l , for i, l $p(s,d)$.

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

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

4) 입력 에지 노드에서의 패스에 할당되는 초기 대역폭 값은 각 노드의 각 서비스 클래스에 대해 할당된 초기값들 중 최소값의 1/2로 결정한다.

$$IBW_{i,ef}^{p(s,d)} = 0.5 \times \min(BW_{i,ef}^l), \text{ for } i \in p(s,d)$$

위 3)과 4)의 절차는 AF나 BE 서비스 맹격에도 같이 적용된다. 한편, 4)에서 패스에 할당되는 초기 대역폭 값 계산 시 최소값의 1/2인 이유는 대역폭 브로커에서 초기 망 프로비저닝 때에는 링크의 전체 대역 양 중 50%만 정적으로 각 패스에 할당하고 나머지는 대역이 부족한 패스에 동적으로 대역을 할당하기 위해서이다. 물론, 패스에 할당된 대역은 유입되는 호가 없으면 초기 대역에서 감소가 발생할 수도 있다. 즉, 망 초기 프로비저닝 시에는 각 패스별 유입되는 호의 정보가 없기 때문에 위와 같이 정적인 방법을 사용하게 된다.

두 번째 단계는 각 패스에 할당된 대역 내에서 호의

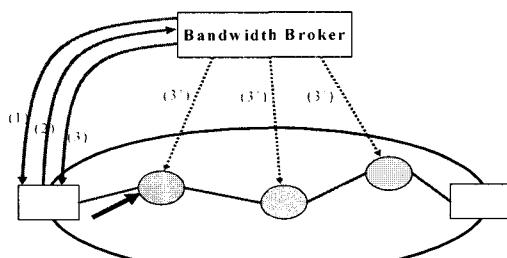


그림 1. 제안된 메커니즘인 DAP의 동작 모델
Fig. 1. Proposed mechanism operation model.

연결 수락 제어를 수행한 후 할당된 대역을 모두 사용을 하거나 또는 사용하고 있는 대역 양이 줄어드는 경우 그 결과를 대역폭 브로커에게 알려준다. 세 번째 단계에서는 입구 에지 노드에서 올라온 요청을 수행한 후 패스가 지나가는 각 노드(입구 에지 노드 및 코어 노드)에 그 결과를 알려준다. 예를 들어 할당된 대역의 변화

$p(s,d)$: A path from ingress edge node s to egress edge node d
$BW_{p(s,d)}$: Reserved bandwidth along the path
$UBW_{p(s,d)}$: Used bandwidth along the path
c : Requested bandwidth for a new call
α : Allocated bandwidth from BB
M : Initial bandwidth
M' : Additional required bandwidth to be used in next period
MAX_BW : Maximum requested bandwidth from edge node to BB
MIN_BW : Minimum requested bandwidth from edge node to BB
$Total_BW$: Link capacity
$UBW_{p(s,d)}^l$: Total used bandwidth along the path
min : The minimum available bandwidth among the links along the path

그림 2. 표기법

Fig. 2. Notations.

```

 $BW_{p(w,d)} = M$ 
if  $BW_{p(w,d)} \geq UBW_{p(s,d)} + c$ 
   $UBW_{p(s,d)} += c$ 
  return ACCEPT
else
  recompute  $M' = BW_{i+1} - BW_i$ 
   $MAX\_BW = M'$ 
   $MIN\_BW = UBW_{p(s,d)} + c - BW_{p(s,d)}$ 
  if BB_Request( $MAX\_BW, MIN\_BW$ )==OK
     $BW_{p(s,d)} = \alpha$ 
     $UBW_{p(s,d)} += c$ 
    return ACCEPT
  else
    return REJECT

```

그림 3. 연결 수락 제어 알고리즘

Fig. 3. Admission control in ingress edge node.

가 일어난 경우 패스가 지나가는 모든 링크에 대해서 자원 예약 또는 자원 해제를 수행한다.

<그림 2>에서 <그림 4>까지는 위에서 설명된 DAP 메커니즘을 수도 코드(Pseudo Code)로 보여주고 있다. <그림 2>은 <그림 3>과 <그림 4>의 수도 코드에 나오고 있는 각 변수에 대해 설명을 하고 있다.

<그림 3>은 입구 에지 노드에서 각 패스별 연결 수락 제어를 하는 알고리즘을 보여주고 있다. 만약 패스에 할당 받은 대역 양이 패스에서 사용하고 있는 대역 양에 현재 호가 요구하는 양을 더한 값보다 더 크면 호를 수락한다. 만약 그렇지 않다면 앞으로 사용할 대역을 예측해서 대역폭 브로커에게 요구한다. 이 때 대역폭 브로커에게 요구하는 대역 양은 BW_{i+1} 으로 표현하고, 바로 앞 주기에서 단위 시간 당 유입된 호 수를 Δt 에 반영한 값으로 식 (1)을 의미한다. Δt 는 과거 대역폭 브로커에게 대역을 요구하는 시간 간격들의 평균값을 의미하고 식 (2)를 의미한다.

$$BW_{i+1} = \frac{UBW_i - UBW_{i-1}}{T_i - T_{i-1}} \cdot \Delta t \quad (1)$$

$$\Delta t = \frac{\sum_{k=0}^i T_k - T_{i-1}}{i-1} \quad (2)$$

```

search min = Total_BW -  $UBW_{p(s,d)}^l$ 
if min  $\geq MAX\_BW$ 
  allocate  $MAX\_BW$ 
  return OK
elseif min  $\geq MIN\_BW$ 
  allocate min
  return OK
else
  return Non-OK

```

그림 4. 대역폭 브로커에서 대역 양을 추가하는 알고리즘
Fig. 4. Additional bandwidth allocation in BB.

<그림 4>는 대역폭 브로커에서 입구 에지 노드에서 요구한 대역 양을 실제 망에 할당하는 알고리즘이다. 입구 에지 노드가 식 (1)과 식 (2)를 기반한 앞으로 사용할 대역에 대해서 미리 예측한 요구 대역 양을 대역폭 브로커가 패스가 지나가는 모든 링크에 할당한다. 입구 에지 노드는 대역폭 브로커에게 두 개의 대역 양을 요

구하는데, 두 값 중 하나인 MAX_BW는 식 (1)과 식 (2)에 의해서 예측된 값이고, 나머지 하나인 MIN_BW는 현재 유입된 호만 수락할 정도의 대역 양이다. 이 두 가지 값을 받은 대역폭 브로커는 패스가 지나가는 모든 링크에서 아직 할당되지 않은 대역 양 중 가장 최소 값을 찾는다. 그리고 그 최소값이 MAX_BW보다 크면 그 만큼씩 할당하고, 그렇지 않으면 최소값이 MIN_BW보다 크면 MIN_BW만큼씩 할당한다. 그렇지 않으면 패스가 지나가는 링크에 대역이 하나도 남아 있지 않다는 의미로 대역 할당이 이루어 지지 않는 경우이다.

<그림 5>는 입구 에지 노드에서 패스에 이미 할당받은 대역에 대해서 유입되는 트래픽 양이 줄어서 패스에 할당된 대역 양을 사용하지 않는 양만큼 줄이는 알고리즘이다. 이 알고리즘은 각 입구 에지 노드에서 관리하는 패스에 대해서 주기적으로 <그림 5>의 알고리즘을 체크하면서 수행한다. 입구 에지 노드가 패스에 할당된 대역 양을 감소 여부의 판단은 다음 두 가지 조건을 수행 한다. 첫 번째는 패스에 할당된 대역 양이 계속 일정하고, 두 번째는 패스에서 사용하고 있는 대역 양이 더 작으면, 입구 에지 노드는 패스에 유입되는 호가 감소하고 있다고 판단하고 대역을 감소시킨다. 감소시키는 양은 과거에 비교한 시점의 사용하고 있는 대역 양으로 패스에 할당된 대역 양을 줄여나간다.

```

if  $BW_i^{p(s,d)} == BW_{i-1}^{p(s,d)}$ 
if  $UBW_i^{p(s,d)} < UBW_{i-1}^{p(s,d)}$ 
 $BW_{i+1}^{p(s,d)} = UBW_{i-1}^{p(s,d)}$ 

```

그림 5. 대역폭 브로커에서 대역 양을 감소하는 알고리즘
Fig. 5. Bandwidth decrease calculation.

IV. 성능평가

1. 시뮬레이션 모델

제안된 메커니즘의 성능 분석을 위해 본 논문에서는 ns-2(network simulator)를 사용하였으며 <그림 6>과 같은 peer-to-peer 시뮬레이션 모델을 적용하였다. 이 시뮬레이션 모델에서는 각 입력 에지 노드에서 출력 에지 노드로 가는 3개의 패스가 존재한다. 각 패스는 초기 대역 할당을 갖는다.

이러한 환경에서 정적 프로비저닝 기법과 동적 프로

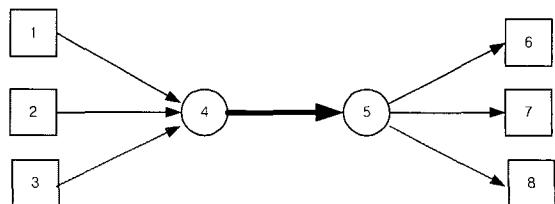


그림 6 시뮬레이션 모델

Fig. 6. Simulation model.

비저닝 기법인 PoQ와 비교해서 각 입력 에지 노드에서의 호 단절률 및 망 효율성과 망에 유입되는 호의 변화에 적응성에 대해서 알아보자 한다. 정적 프로비저닝 방법은 대역폭 브로커에서 각 패스별 고정된 대역을 할당하고 이를 변화시키지 않는 메커니즘이다. 동적 프로비저닝 중 하나인 PoQ는 앞 2장에서 설명하고 있다.

각 입력 에지 노드인 노드 1, 2, 3에는 포아송 분포로 호가 도착한다. 각 패스에 유입되는 모든 호는 항상 1Mbps를 요구한다. 호 도착시간 간격과 호 지속 시간 모두 지수 분포이고, 각각 $1/\lambda_i$ 와 $1/\mu_i$ 으로 표현하고 $1/\mu_i$ 은 900이다. 링크의 전체 용량은 5400 Mbps으로 C로 표현하고 있다. Traffic load는 λ/μ_i 이고, normalized traffic load를 traffic load/C로 표현하고 있다. 전체 시뮬레이션 시간은 10000이다. 다음 절에서 보여줄 시뮬레이션 결과는 두 종류의 입력 트래픽 종류에 대해서 각각 결과를 보여줄 것이다.

2. 시뮬레이션 결과

2.1 고정 트래픽에 대한 시뮬레이션

고정 트래픽 입력이란 각 패스에 호가 유입되는 시간 간격인 $1/\lambda_i$ 전체 시뮬레이션 시간 동안 모든 패스에서 동일하게 실행한 경우이다. 이 때 호 단절률, 망 전체 효율성 그리고 DAP이 각 패스 별 입력 트래픽의 변화에 따른 적응성을 <그림 7-9>에서 보여준다.

<그림 7>은 각 프로비저닝 방법에 따라서 호 단절률을 보여주고 있다. 그리고 <그림 8>에서는 각 프로비저닝 방법에 따라서 효율성을 보여주고 있다. 호 단절률이나 링크 효율성 측면을 보면 세 가지 방법 모두 비슷한 성능을 보이고 있음을 알 수 있다.

<그림 9(a)>부터 <그림 9(c)>까지 그림은 각각의 패스에 유입되는 호의 변화와 그 정보를 이용하여 실제 망에서 패스에 할당된 대역 양의 변화 및 패스에서 실제 사용하고 있는 대역의 변화에 대해서 보여주고 있다. 그리고 마지막 (d)는 세 가지 패스의 정보를 함께 반영

한 망 내에 유입되는 호의 변화와 각 패스마다 할당된 대역 양의 변화 및 패스마다 실제 사용하고 있는 대역의 변화를 보여주고 있다. 각 그림에서 유입되는 호의 변화가 항상 할당된 대역 양의 차가 대역이 없어서 더 이상 패스에 대역 할당이 이루어 지지 않는 부분으로 시뮬레이션 시 호가 단절되는 양이다. 그리고, 시뮬레이션 초반 각 패스에 할당되는 대역의 양에 대해서 변동이 심한 이유는 유입되는 호에 대한 정보가 충분하지 않기 때문이다.

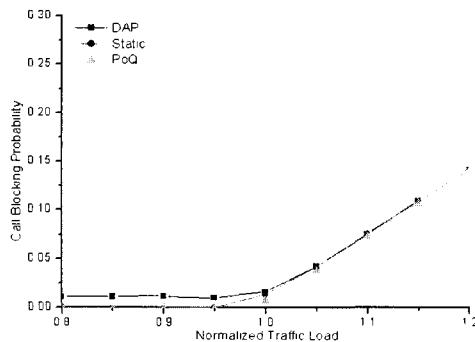


그림 7. 호 단절률

Fig. 7. Call blocking probability.

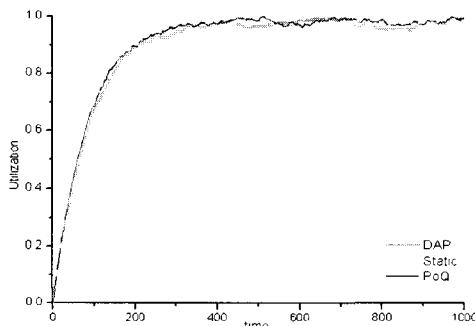
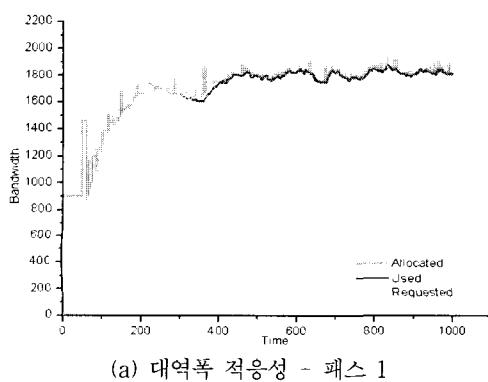


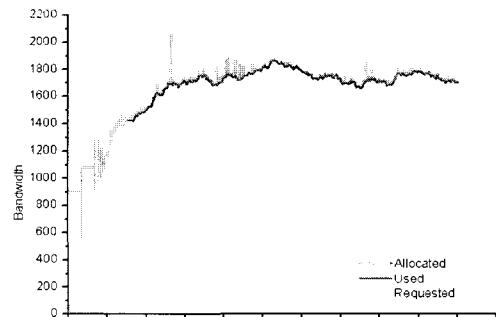
그림 8. 효율성

Fig. 8. Normalized utilization.

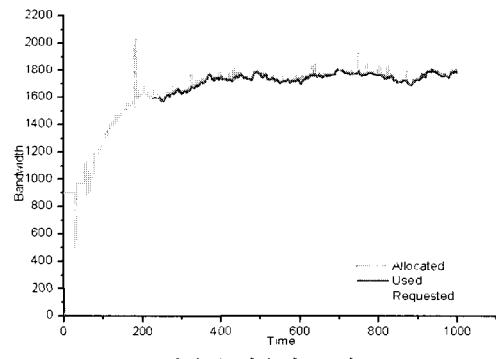


(a) 대역폭 적응성 - 패스 1

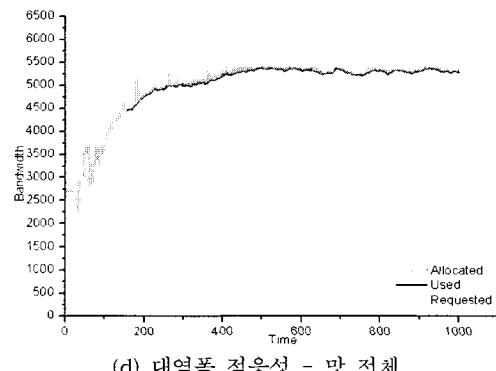
(749)



(b) 대역폭 적응성 - 패스 2



(c) 대역폭 적응성 - 패스 3



(d) 대역폭 적응성 - 망 전체

그림 9. 대역폭 적응성

Fig. 9. Adaptiveness.

2.2 변화 트래픽에 대한 시뮬레이션

변화 트래픽 입력이란 각 패스에 호가 유입되는 시간 간격인 $1/\lambda_i$ 전체 시뮬레이션 시간 동안 한 패스가 거의 최소한의 부하만 걸리고 나머지 두 패스는 최소의 부하에서 최대의 부하까지 혹은 최대의 부하에서 최소의 부하로 호를 발생시킨다. 이 절에서도 마찬가지로 망 전체에 걸리는 부하는 4.2.1절과 같지만 각각의 패스에 걸리는 부하와 시간마다 패스에 걸리는 시간은 계속 변하도록 했다. 예를 들어 한 패스에 걸리는 부하는 시

간에 따라서 호가 하나도 발생 안 하는 부분부터 최대 코어 링크의 전체 용량을 다 사용할 정도로 부하를 가했다가 다시 점차 감소하도록 하고 있다. 이런 상황에서 호 단절률, 망 전체 효율성 그리고 DAP이 각 패스 별 입력 트래픽의 변화에 따른 적응성을 <그림 10-12>에서 보여준다.

<그림 10>과 <그림 11>은 각 프로비저닝 방법에 따라서 호 단절률과 효율성을 보여주고 있다. <그림 10>에서 보여주고 있는 호 단절률은 PoQ와 DAP은 망에 적은 부하가 발생할 때는 비슷한 결과를 보이고 부하가 1.0을 넘어서도 약 3-7% 정도의 차이밖에 생겨나지 않는다. 그러나 정적 프로비저닝 같은 경우에는 적은 부하 상황인 0.8에서부터 25%의 호 단절률이 발생해서 부하가 증가할수록 호 단절률은 선형적으로 증가함을 알 수 있다. 그리고 <그림 11>에서는 DAP와 PoQ는 망 효율성 측면에서 항상 비슷한 성능을 보이지만, 정적 프로비저닝 같은 경우에는 망 효율성이 패스에 가해지는 부하에 따라서 0.4에서 0.8까지 효율성의 변화가 심하고

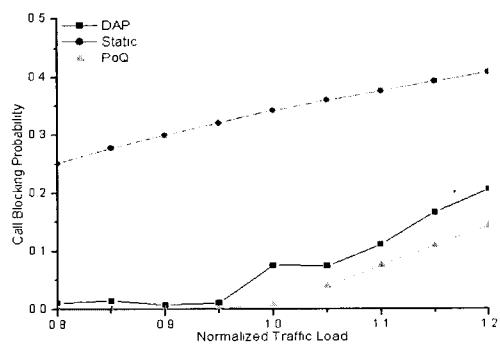


그림 10. 호 단절률

Fig. 10. Call blocking probability.

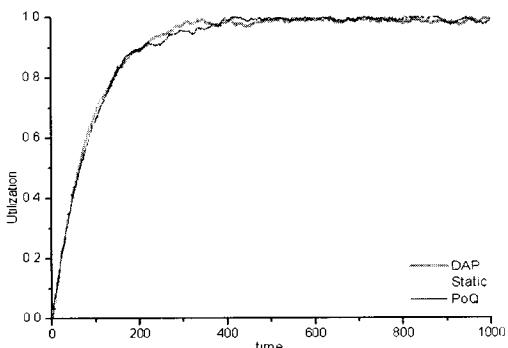
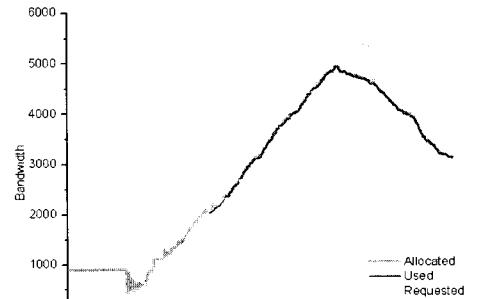
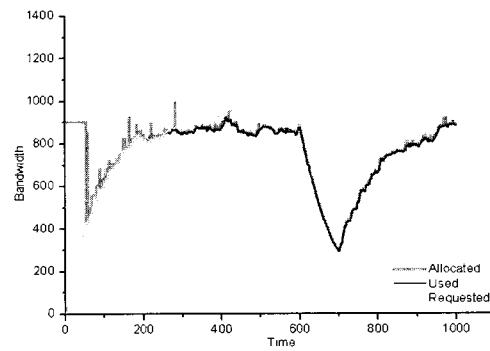


그림 11. 효율성

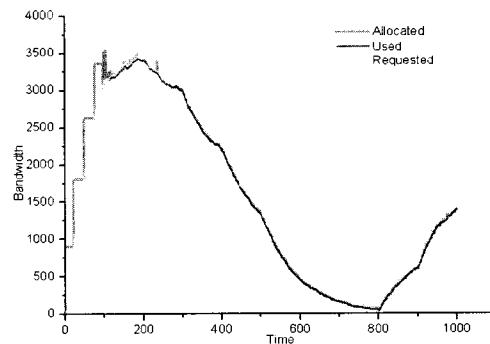
Fig. 11. Normalized utilization.



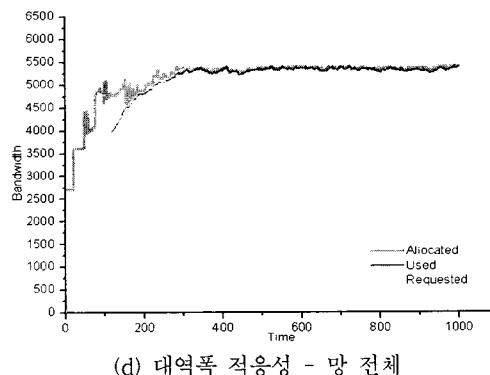
(a) 대역폭 적응성 - 패스 1



(b) 대역폭 적응성 - 패스 2



(c) 대역폭 적응성 - 패스 3



(d) 대역폭 적응성 - 망 전체

그림 12 대역폭 적응성

Fig. 12. Adaptiveness.

DAP과 PoQ에 비해서 너무 많이 떨어짐을 보여주고 있다.

<그림 12>에서 (a)부터 (c)까지 각각의 패스에 대해서 유입되는 호의 변화와 그 정보를 이용하여 실제 망에서 패스에 할당된 대역 양의 변화 및 패스에서 실제 사용하고 있는 대역의 변화에 대해서 보여주고 있다. 그리고 마지막 (d)는 세 가지 패스의 정보를 함께 반영한 망 내에 유입되는 호의 변화와 각 패스마다 할당된 대역 양의 변화 및 패스마다 실제 사용하고 있는 대역의 변화를 보여주고 있다. 이 때 패스 1은 시뮬레이션 처음에는 호를 발생시키지 않다가 시뮬레이션 시간 1000이 지남에 따라서 패스에 부하를 점차 증가시켰다가 최대로 부하를 올리다가 다시 점차 감소시켜 가면서 호를 발생시켰다. 패스 3은 패스 1과는 반대로 최대의 부하에서 점차 부하를 줄여나가다가 최소 부하에서 다시 부하를 점차 증가되도록 호를 발생시켰다. 패스 2는 최소의 부하가 발생하도록 하다가 시뮬레이션 중간에 패스 1이 최대로 부하를 올리는 동안은 아예 호를 발생시키지 않도록 한다. 이렇게 시뮬레이션 시간에 따라서 각 패스에 따라서 걸리는 부하와 또 패스에 걸리는 부하의 정도 차가 심한 경우에 대해서 대역폭 적응성을 보여주고 있다. 요구된 대역 양과 할당된 대역 양 사이의 차이는 전체 시뮬레이션 동안에 더 이상의 대역이 없어서 호가 단절되는 양이다. 그리고 시뮬레이션 초반 각 패스에 할당되는 대역의 양에 대해서 변동이 심한 이유는 유입되는 호에 대한 정보가 충분하지 않기 때문이다.

시뮬레이션 결과에서는 각 패스에 가해지는 부하의 차이가 적고 또 시간 상관없이 항상 같은 부하가 걸리는 상황에서는 정적 프로비저닝이나 동적 프로비저닝이나 항상 같은 성능을 보이고 있음을 알 수 있다. 그러나 패스에 걸리는 부하의 차이가 심할수록 정적 프로비저닝의 성능이 굉장히 떨어짐을 알 수 있다. 그러나 DAP은 동적 프로비저닝을 하고 있는 PoQ와 비슷한 성능을 보이고 있음을 알 수 있다. 또한 DAP은 패스에 가해지는 부하가 일정할 때나 또는 변화가 심할 때나 그것과는 상관 없이 대역폭에 잘 적응하고 있음을 보여주고 있다.

3. 복잡성 분석

본 논문에서는 복잡성을 대역폭 브로커의 확장성 지표로 사용한다. 즉, 복잡성이 클수록 확장성이 좋지 않고, 반대로 복잡성이 작을수록 확장성이 좋다는 의미이

다. 본 논문에서는 대역폭 브로커의 복잡성을 대역폭 브로커와 각 노드 사이 간에 송수신 메시지 수로 제안하고 있다.

본 절에서는 복잡성에 대한 간단한 분석을 본 논문에서 제안하고 있는 DAP 메커니즘과 PoQ 메커니즘을 비교해서 보여주려고 한다. 본 논문에서는 복잡성을 망 내에 있는 노드와 대역폭 브로커 사이에 주고받는 메시지 수로 정의하고 있다. 식 (3)인 Φ_{PoQ} 은 PoQ 메커니즘에서의 메시지 수를 의미한다. PoQ 메커니즘에서는 망 내에 있는 각 노드와 대역폭 브로커 사이에 주고받는 경우에는 첫 번째 입구 에지 노드에서 호가 생성될 때 연결 수락 제어를 하기 위해서 대역폭 브로커에 요청하고 호의 서비스 후에 연결 수락 제어를 종료할 때로 식 (3)의 앞 부분을 의미한다. 두 번째는 패스에 Quota 할당과 해제 시 패스가 지나가는 모든 노드에 대역폭 브로커는 메시지를 통해서 통보하고 식 (3)의 뒷 부분이다. DAP 메커니즘에서 필요한 메시지 수(Φ_{DAP})는 먼저 대역 브로커에서 각 입구 에지 노드에게 초기 할당 대역을 메시지를 통해서 내려주는 식 (4)에서 앞 부분과 각 입구 에지 노드에서 대역을 예측해서 더 얻어오거나 또는 현재 할당받은 대역의 일부를 되돌릴 때 대역폭 브로커에게 그 정보를 메시지에 실어서 보내고 대역폭 브로커는 입구 에지에서 올라온 정보를 패스가 지나가는 모든 노드에게 메시지에 그 정보를 실어서 다시 내려주는 식 (4)에서 뒷부분으로 구성된다.

$$\Phi_{PoQ} = N_{RQ} \times (3 - P_R) + (N_{QUOTA-ALLOC} + N_{QUOTA-DEALLOC}) \quad (3)$$

$$\Phi_{DAP} = E + (2 + P)(N_{BW-ALLOC} + N_{BW-DEALLOC}) \quad (4)$$

<표 1>는 시뮬레이션을 통해서 PoQ와 DAP의 복잡성에 대한 결과를 표로 정리해서 보여주고 있다. 이 결과는 PoQ가 DAP 보다 대역폭 브로커와 망 내에 존재하는 모든 노드 사이에 주고받는 메시지의 수가 약 15 배 높음을 알 수 있다. 즉, 망의 확장성에 가장 큰 영향을 미치는 망에 유입되는 호 수에 PoQ는 영향을 많이 받지만 DAP은 거의 영향을 받지 않음을 알 수 있다. 그러므로 제안된 메커니즘인 DAP은 동적 프로비저닝 메커니즘인 PoQ와 거의 비슷한 성능을 보이면서, 확장성 측면에서도 매우 뛰어남을 알 수 있다.

표 1. 시뮬레이션을 통한 복잡성 결과
Table 1. Complexity evaluation through simulation.

	simulation result
N_{RQ} : Number of call arriving at edge node	59783
P_R : Call blocking probability of PoQ	0.011
E : Number of edge node	3
P : Number of node along the path	3
N_{QUOTA_ALLOC} : Quota allocation notification to each node	423
$N_{QUOTA_DEALLOC}$: Quota de-allocation notification to each node	
N_{BW_ALLOC} : Number of calculation for bandwidth allocation in edge node	1014
$N_{BW_DEALLOC}$: Number of decreasing request of allocated bandwidth in BB	
Complexity of PoA mechanism (Φ_{PoA})	79906
Complexity of DAP mechanism (Φ_{DAP})	5073

V. 결 론

본 논문에서는 대역폭 브로커를 기반으로 하는 차별화 서비스 망에서 확장성을 고려한 적응적 연결 수락 제어 메커니즘을 제안하였다. 대역폭 브로커와 각 노드 간의 통신을 최소화 함으로써 확장성을 개선하고자 하였으며 이를 위해 망 내의 에지 노드 간 패스 개념을 도입하고 대역폭 브로커는 망 내의 자원과 프로비저닝 기능을 수행하고, 각 패스의 입구 에지 노드에서 연결 수락 제어 기능을 수행하는 분산 구조를 제시하였다. 또한, 각 패스에 할당되는 대역량을 동적으로 변화시키고 변화되는 대역량을 유입되는 호의 변화에 적응할 수 있는 메커니즘을 제안하였다. 제안된 메커니즘은 시뮬레이션을 통해 기존 동적 프로비저닝 및 정적 프로비저닝 성능 비교를 수행했으며, 그 결과 호 단절률 및 효율성 등 성능 측면에서는 동적 프로비저닝 중 하나인 PoQ와 비슷한 성능을 보이고 정적 프로비저닝 보다는 항상 높은 성능을 가짐을 알 수 있었다. 또한, 시간에 따라서 유입되는 호의 수가 변함에 따라 할당되는 대역 양도 이에 잘 적응함을 보여주었다. 이와 더불어, PoQ와 DAP의 복잡성 비교에서 DAP이 우수한 성능을 가지며 이를 통해 확장성 측면에서 DAP의 장점을 확인할 수 있었다.

참 고 문 헌

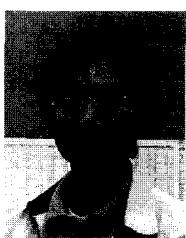
- [1] L. Mathy, C. Edwards and D. Hutchison, "The Internet: A Global Telecommunications Solution?", IEEE Network Magazine, pp. 46-57.
- [2] QoS Forum white paper, "The Need for QoS," http://www.qosforum.com/tech_resources.html
- [3] S. Blake et al., "An Architecture for Differentiated Services," IETF RFC 2475, Dec. 1998.
- [4] K. Nichols and B. Carpenter, "Definition of Differentiated Services Behavior Aggregates and Rules for their Specification," IETF draft-ietf-diffserv-ba-def-01.txt, Feb. 2000.
- [5] "Differentiation Service Implementation," <http://www.ittc.ku.edu/~kdrao/BB>, 2000.
- [6] A.Terzis, "The role of BB in Traffic Engineering," The first joint Internet2 / DOE QoS Workshop, <http://qbone.internet2.edu/meeting/houston2000>, Feb. 2000.
- [7] D.Sreekantan et al., "Implementation of a Bandwidth Broker system for resource management in Differentiated Services," <http://www.ittc.ukans.edu/~kdrao/845>, 1999.
- [8] R.R.-F. Liao and A.T.Campbell, "Dynamic Core Provisioning for Quantitative Differentiated Service," IEEE IWQoS2001, May 2001.
- [9] Z.-L.Zhang et al., "On Scalable Design of Bandwidth Brokers," IEICE Trans. Commun., Vol.E84-B, No.8, pp.2011-2025, August 2001.
- [10] W.S.Rhee, J.H.Lee, M.J.Yang, S.H.Kim, "Dynamic Provisioning Mechanism for Heterogeneous QoS guarantee in Differentiated Service Networks," IEEE ICC, May 2003.

저자소개



李俊和(學生會員)

2000년 : 충남대 컴퓨터과학과(학사).
2002년 : 충남대 대학원 컴퓨터과학
과(석사). 2002년~현재 : 충남대 대
학원 컴퓨터과학과 박사과정. <주
관심분야 : 인터넷 QoS, 이동 통
신>



李愚燮(正會員)

1983년 2월 : 홍익대학교 전자계산
학과 졸업. 1995년 8월 : 충남대학교
컴퓨터과학과 석사. 2003년 8월 : 충
남대학교 컴퓨터과학과 박사. 1983
년 3월~현재 : 한국전자통신연구원,
네트워크연구소, 책임연구원. 2000

년 1월~현재 : 정통부지정 국제 표준화 전문가. <주관
심분야 : 통신망 구조, 초고속 평가입자망 구조, 인터넷
QoS, Mobile QoS>



梁美貞(正會員)

1991년 : 부산대학교 전산통계학과
학사. 2001년 : 충남대학교 컴퓨터과
학과 석사. 1991년~현재 : 한국전자
통신연구원 선임연구원. <주관심분
야 : 인터넷 QoS, 라우팅 프로토콜,
IPv6>



金尚夏(交信會員)

1980년 : 서울대학교 화학과(학사).
1984년 : U. of Houston 화학과(석
사). 1989년 : U. of Houston 전산학
과(박사). 1989년 : HNSX Super-
computers Inc. 자문위원. 1990년~
1991년 : 시스템공학 연구소 선임연
구원. 1992년~현재 : 충남대학교 컴퓨터 과학과 교수.
<주관심분야 : 컴퓨터 네트워크, 이동통신, 분산 컴퓨
팅>