

# IP망에서 트래픽 분할에 의한 다중경로 멀티캐스트 경로설정

## (Multipath Multicast Routing by Traffic Splitting in IP Networks)

박 구 현 <sup>†</sup> 신 용 식 <sup>\*\*</sup>  
(Koohyun Park) (Yong-Sik Shin)

**요 약** 본 연구는 IP(Internet Protocol) 망에서 복수 트리경로에 의한 멀티캐스팅 방법을 제시한다. 트래픽 양에 대해 아크 비용이 비선형 함수이고 멀티캐스트 트래픽 수요가 대용량일 때, 단일의 트리경로 대신에 트래픽을 분할하여 복수개의 트리경로로 전송하는 것이 멀티캐스트 서비스 품질을 향상시킬 수 있다. 제시하는 멀티캐스팅 방법은 원하는 수준까지 트리경로를 추가하며, 주어진 트리경로 집합에 대해서 트래픽을 분할한다. 트래픽 분할을 위한 수학적 모형과 최적조건을 도출하였으며, 여러 개의 멀티캐스팅 트래픽을 동시에 전송하고자 할 때도 적용 가능하다. 적용 결과는 제안한 복수 트리경로에 의한 IP 멀티캐스팅 방법이 단-대 단 서비스 품질을 보장하는 데도 상당한 효과를 있음을 보인다.

**키워드** : IP망, 멀티캐스팅, 복수 트리경로, 트래픽 분할, 단-대-단 서비스 품질

**Abstract** This paper proposes an IP(Internet Protocol) multicast routing method by multiple tree routes. Multiple trees, instead of a single tree, improve the quality of multicast services with nonlinear link cost and huge traffic demand. The proposed method adds tree routes until it satisfies target conditions, and it splits the multicast traffic demand into the chosen tree routes. We develop a mathematical model and optimal conditions for traffic splitting. The method works on the problems with many different simultaneous multicast traffic. Various experiments were carried and the results show that the new multicasting is fairly effective on end-to-end quality of services.

**Key words** : IP network, multicasting, multiple tree routes, traffic splitting, end-to-end quality of service

### 1. 서 론

최근 인터넷 수요의 획기적인 증가와 더불어 IP 멀티캐스팅(Internet Protocol multicasting) 서비스가 급증하고 있다. 예를 들어, 인터넷 영화, 인터넷 방송, 화상회의, 웹 컨텐츠 제공, 분배형 데이터서비스, 게시판 서비스 등이 있다. IP 멀티캐스트 서비스는 기존의 음성이나 데이터 중심의 서비스와는 달리 동영상 또는 비디오 등을 포함함에 따라 요구되는 대역폭이 대용량화되고 있다. 이러한 IP 멀티캐스팅 서비스의 경로설정을 위해 현재 홍수(flooding)에 의한 방법, 최소걸침나무(minimum spanning tree)에 의한 방법, 근원지-기반 방법(source-

based method), 공유 나무(shared tree) 방법 등이 이용되고 있다[1,2].

그러나 망자원을 효율적 이용할 수 있다는 잠재성 때문에 IP 멀티캐스팅 방법으로 스타이너나무에 기초한 방법들이 연구되고 있다[2,3,4,5,6,7]. 또한 이중에는 스타이너나무의 단-대-단 경로에 대한 지연제약이 추가된 연구들이 있다. Rouskas & Baldine[6]는 단-대-단 경로간 지연의 차이가 일정값을 넘지 않게 하는 제약을 고려하였으며, Leung & Yang[4]은 단-대-단 경로별로 구별된 지연 한계 제약을 고려하였다. Parsa et al.[5]는 지연과 비용의 두 가지 척도를 고려하였으며, 단-대-단 지연제약 조건하에서 비용을 최소화하는 문제에 대해 휴리스틱 해법을 제시하였다.

IP 멀티캐스팅을 위해 현재 사용되고 있거나[1,2] 또는 앞에서 언급한 나무에 기초한 방법들은 특정 시간의 고정된 아크 비용, 즉 흐름양에 대해 선형의 아크비용을

<sup>†</sup> 정 회 원 : 홍익대학교 정보컴퓨터공학부 교수  
khpark@wow.hongik.ac.kr

<sup>\*\*</sup> 비 회 원 : SK Telecom Network연구원 4G개발팀 연구원  
ysshin@sktelecom.com

논문접수 : 2000년 11월 6일

심사완료 : 2001년 11월 22일

갖는 네트워크를 가정하여 하나의 나무를 설정하는 방법이다. 그러나 대부분의 경우 트래픽의 양이 증가되면 그에 따른 트래픽 전송비용은 비선형으로 증가[8,9,10] 된다. 따라서 IP 멀티캐스팅 시 대응량화 되고 있는 멀티캐스트 트래픽 양을 반영하는 것이 바람직하다.

본 연구에서는 IP 멀티캐스팅을 나무 발견문제가 아닌 네트워크 흐름문제로 간주한다. 즉, 앞에서 소개한 IP 멀티캐스팅 방법에서는 트래픽 양을 고려하지 않고 경로를 결정하기 때문에 최단경로나무 또는 스타이너나무를 발견하는 것이 멀티캐스팅 경로설정에 중요한 문제이었다. 그러나 본 연구에서는 IP 멀티캐스팅을 다중경로를 통하여 트래픽 양을 분산하여 전송하기 때문에, 네트워크에서 경로와 흐름량을 함께 결정하는 네트워크 흐름문제로 생각한다. 트래픽 수요를 고려하며 망 자원을 효율적으로 이용하기 위해 복수 트리경로를 사용하고자 함이 본 연구의 동기이다. 제시하는 멀티캐스팅 방법은 서비스 품질이 만족될 때까지 트리경로를 추가하며, 주어진 트리경로 집합에 대해서는 트래픽을 최적 분할하여 전체 망비용을 최소화한다. 최적 분할을 위한 최적화 모형과 그것의 최적조건을 도출하였다. 본 연구의 멀티캐스팅 방법에서는 동일한 근원지-목적지 그룹에서 트래픽 종류가 다른 멀티미디어 서비스뿐만 아니라, 복수개의 근원지-목적지 그룹의 멀티캐스트 서비스의 트래픽 수요 형태도 포함한다. 개발한 알고리즘을 다양한 비용 함수와 네트워크에 적용하였으며 적용 결과는 복수 트리경로에 의한 IP 멀티캐스팅이 단-대-단 서비스 품질을 보장하는 데 상당한 효과를 있음을 보인다.

2절은 복수 트리경로에 의한 멀티캐스트 경로설정을 위한 문제정의, 최적화 모형 및 최적조건을 소개하며, 3 절에서는 복수 트리경로에 의한 멀티캐스팅 방법을 제시한다. 그리고 4절에서는 다양한 문제에 적용한 결과를 나타내며 마지막으로 5절은 결론이다.

## 2. 문제정의 및 최적화 모형

### 2.1 문제정의

본 연구의 복수 트리경로에 의한 멀티캐스트 경로 설정 문제를 정의하기 위해 다음을 가정한다.

가정 1: 멀티캐스트 트래픽은 근원지 노드에서 목적지 노드 그룹을 연결하는 트리경로를 따라 전송되며 트리의 분기 노드(branch node)에서 트래픽은 복사(copy)되어 전송된다.

가정 2: 근원지 노드에서 멀티캐스트 그룹인 복수개의 목적지 노드들까지 전송해야 하는 트래픽 수요는 동일하며, 트래픽 수요는 분할되어 서로 다른 트리경로로

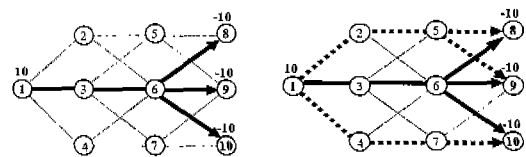
전송될 수 있다.

가정 3: 멀티캐스트 트래픽에 대한 수요가 복수개이다. 즉, 복수개의 근원지 노드를 갖고, 이에 대응되는 목적지 노드 그룹이 각각 있는 수요 형태에 대한 멀티캐스팅을 고려한다.

가정 4: 비용은 아크에서만 발생한다.

가정 1은 본 연구의 멀티캐스트 트리경로 설정 문제나 나무기반 경로 설정문제임을 의미하지만 가정 2에 의해 기존의 스타이너나무 문제와 구분된다. [그림 1]의 각 아크에서 트래픽 흐름량  $x$ 에 대해 비용이  $f(x) = x^2$ 로 발생하며 근원지 노드 1에서 목적지 그룹인 노드 8, 노드 9 및 노드 10으로 각각 10단위의 트래픽 수요를 가정한다. 먼저 [그림 1]의 (a)는 단일 스타이너나무로서 10 단위 트래픽이 각 멀티캐스트 그룹으로 스타이너나무를 따라 전송된다. 이때 발생하는 아크비용의 합은 500이고, 단-대-단 비용은 각각 300이다. 그러나 본 연구에서는 트래픽 분할이 허용되기 때문에 [그림 1]의 (b)와 같이 트래픽 수요를 각각 5단위씩 나뉘어 각기 다른 트리경로로 전송한다. 그러면 이 경우의 총 아크비용의 합은 300이고, 단-대-단 비용은 트리경로별로 각각 75씩이다.

가정 2는 아크 비용함수가 선형일 때 무의미하다. 왜냐하면 하나의 스타이너나무를 구해 모든 트래픽 수요를 그 나무로 전송할때의 총 아크비용이 어떠한 복수개의 트리경로를 이용하는 경우의 아크비용보다 크지 않기 때문이다. 비용함수가 콘케이브(concave)인 경우도 하나의 스타이너나무 문제로 전환된다[11]. 아크 비용을 지연이라고 해석하면 대기행렬이론에 의해 대부분 아크 비용은 볼록스(convex)가 된다[12,13]. 비용함수가 볼록스이면 복수개의 트리경로에 대해서 트래픽을 최적으로 분할할 수 있다(정리 2 참조).



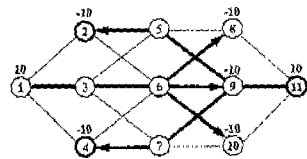
(a) 단일 트리경로 이용 (b) 2개 트리경로 이용

그림 1 단일 또는 2개 트리경로에 의한 멀티캐스팅

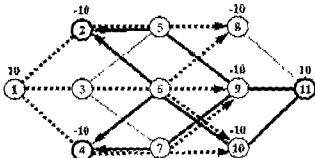
가정 3은 다품목(multicommodity) 트래픽 전송의 성격을 갖는다. [그림 2]는 2개 품목을 나타낸 것으로 하나의 멀티캐스트 트래픽에 대한 소스는 노드 1이며 이에 대한 목적지 그룹은 노드 {8,9,10}이다. 이를 간단히 (1, {8,9,10})으로 표현한다. 또 하나의 (소스, 그룹)은

(11, {2,4})이며 각 (소스, 그룹)의 트래픽 수요는 10이다. 또한 각 아크 상에서 트래픽 흐름량  $x$ 에 의한 비용이  $f(x) = x^2$ 로 발생한다고 가정한다. [그림 2]에서 (a)의 경우 총 아크비용은 1000이 되고, 단-대-단 비용은 모두 300이다. 그러나 본 연구의 트래픽 분할에 의해 [그림 2]의 (b)처럼 각 (소스, 그룹)에 대해 2개씩의 트리 경로에 트래픽을 분할하여 흐름 5씩을 전송하면 총 아크비용은 725로 줄게 되고, 단-대-단 비용도 75, 150 또는 225의 세 값 중 하나로 최대 225로 줄어든다. 예를 들어, 1->8은 단-대-단 비용이 1-3-6-8 경로로는 75이고, 1-2-5-8 경로로는 150이 된다. 따라서 1->8의 최대 단-대-단 비용은 150이다.

가정 4는 문제를 단순화시키기 위한 가정일 뿐, 노드 비용을 고려할 수 있다. 본 연구에서는 아크 비용만 존재하는 경우로 제한하였으나, 흐름량에 따른 노드 비용이 존재하는 경우에 대해 관련내용을 언급하였다.



(a) (소스, 그룹)별 단일 트리 경로



(b) (소스, 그룹)별 2개씩의 트리 경로

그림 2 복수개의 (소스, 그룹)에 대한 멀티캐스팅

2.2 최적화 모형

복수 트리 경로에 의한 멀티캐스트 경로 설정은 열 생성 기법(column generation approach)[14]에 기초하는 것으로 열 생성은 (소스, 그룹)의 멀티캐스트 트래픽을 위한 새로운 트리 경로의 추가를 의미한다. 따라서 새로운 열이 생성될 때 마다 최적화 모형은 갱신된다. 먼저 최적화 모형을 위한 기호 및 용어 정의를 한다.

$G = (V, E)$ : 네트워크,  $V$ 는 노드집합,  $E$ 는 무방향 아크집합,  $|V| = n$ ,  $|E| = m$

$d^r$ :  $r$ 번째 (소스, 그룹)의 트래픽 수요량,  $r = 1, 2, \dots, q$   
 $S = \{s^1, s^2, \dots, s^q\}$ : 소스 노드집합,  $s^r$ 은  $r$ 번째 (소스, 그룹)의 소스 노드

$D^r (\subseteq V - \{s^r\})$ :  $r$ 번째 (소스, 그룹)의 목적지 노드 그룹,  $|D^r| \geq 1$

$f_i: R \rightarrow R$ : 아크  $i$ 의 비용함수, 연속의 미분가능 함수

$P = \cup_{r=1}^q P^r$ : 전체 트리 경로 집합

$P^r$ :  $r$ 번째 (소스, 그룹) 수요를 위한 트리 경로 집합,

$$|P^r| = k, P^r \subset P, r = 1, \dots, q,$$

$p_j^r \subset P^r$ :  $r$ 번째 (소스, 그룹)의  $j$ 번째 트리 경로, 트리 경로에 포함되는 아크 집합으로 표현,  
 $r = 1, \dots, q, j = 1, \dots, k$

$y_j^r$ : 트리 경로  $p_j^r$ 의 흐름량으로 결정변수,  $r = 1, \dots, q, j = 1, \dots, k$

$x_i$ : 아크  $i$ 를 점유하는 트리 경로 흐름량의 합,  
 $i = 1, \dots, m$

각 (소스, 그룹)별 트래픽 수요를 위해  $k$ 개씩의 트리 경로들이 주어진 상태에서의 최적화 모형  $A(P)$ 는 아래와 같다.

$A(P)$ :

$$\text{Min } \sum_{i=1}^m f_i(x_i) \tag{1}$$

$$\text{s/t } \sum_{j=1}^k y_j^r = d^r, r = 1, \dots, q, \tag{2}$$

$$\sum_{r=1}^q \sum_{j \in p_j^r} y_j^r = x_i, i = 1, \dots, m, \tag{3}$$

$$x_i \geq 0, y_j^r \geq 0, i = 1, \dots, m, j = 1, \dots, k, r = 1, \dots, q. \tag{4}$$

여기서  $P$ 는 총  $qk$ 개의 트리 경로를 갖는 트리 경로 집합으로 모형  $A(P)$ 는 각 (소스, 그룹)별로  $k$ 개씩의 트리 경로를 갖는 트리 경로 집합  $P$ 가 주어진 상태에서의 모형이다. 식 (1)은 목적함수 식으로 전체 트리 경로에서 발생하는 비용의 합이다. 식 (2)는 (소스, 그룹)별 트래픽 수요를 만족시키기 위한 제약식이고, 식 (3)은 각 아크에 대한 흐름량을 집계하기 위한 식이다.

노드 비용을 고려하는 경우의 최적화 모형은 목적함수 식에  $\sum_{l=1}^n \phi_l(w_l)$ 이 포함되고 제약식에는  $\sum_{r=1}^q \sum_{j \in p_j^r} y_j^r = w_l$  ( $l = 1, \dots, n$ )이 추가된다. 여기서  $w_l$  ( $l = 1, \dots, n$ )은 노드  $l$ 의 흐름량을 나타내며,  $\phi_l(w_l)$ 은 노드  $l$ 의 비용함수이다. 이와 같이 노드 비용을 포함하는 최적화 모형에서 트리 경로  $p_j^r$ 은 트리 경로에 포함되는 아크 및 노드 집합으로 표현된다.

2.3 최적조건

먼저 트리 경로의 경사도(gradient of tree route)를 정의하기 위해 모형  $A(P)$ 의 최적 아크해와 트리 경로해  $(x, y)$ 가 주어졌다고 가정한다. 여기서  $x = (x_1, \dots, x_m)$   $y = (y^1, \dots, y^q)$ 이며  $y^r = (y_1^r, \dots, y_k^r)$ 이다.

**정의 1.** 모형  $A(P)$ 의 모든  $r$ 에 대해 트리경로  $p_j^r \in P^r$ 의 경사도를 트리경로에 한 단위의 흐름량을 증가시켰을 때 발생하는 전체 비용의 증가분 즉, 흐름량  $y_j^r$ 에 대한 한계비용(marginal cost)인  $\sum_{i \in p_j^r} f_i'(x_i)$ 로 정의한다.  $C_j^r(y) = \sum_{i \in p_j^r} f_i(x_i)$ 라고 하면 경로  $p_j^r$ 의 트리경로의 경사도는  $\frac{\partial C_j^r(y)}{\partial y_j^r}$ 이다.

**정리 1.** 각 아크  $i$ 의 비용함수  $f_i$ 가 단조증가(monotonic increasing)이고  $(x, y)$ 를  $A(P)$ 의 최적해라고 가정한다. 그러면 모든  $r$ 에 대해  $\pi^r \geq 0$ 가 존재하여  $y_j^r > 0$ 인 트리경로  $p_j^r \in P^r$ 의 경사도는  $\frac{\partial C_j^r(y)}{\partial y_j^r} = \pi^r$ 이 되고  $y_j^r = 0$ 인 트리경로  $p_j^r \in P^r$ 의 경사도는  $\frac{\partial C_j^r(y)}{\partial y_j^r} \geq \pi^r$ 가 성립한다.

(증명) 부록 참조.

모형  $A(P)$ 의 최적해  $(x, y)$ 에 대해 (소스,그룹)별로 트리경로  $p_j^r \in P^r$ 의 흐름량이  $y_j^r > 0$ 인 트리경로 집합을  $P_+^r$ , 흐름량  $y_j^r = 0$ 인 트리경로 집합을  $P_0^r$ 라 하자. 이제 정리 1을 다음과 같이 다시 쓸 수 있다: 각  $r$ 번째 (소스,그룹)에 대해  $p_j^r \in P_+^r$ 인 어떠한 트리경로의 경사도도  $\pi^r$ 로 동일하고,  $p_j^r \in P_0^r$ 인 트리경로의 경사도도  $\pi^r$ 보다 작지 않다.

트래픽 흐름량에 따른 노드비용을 고려하는 경우 트리경로의 경사도는  $\sum_{i \in p_j^r} f_i'(x_i) + \sum_{i \in b_j^r} \psi_i'(w_i)$ 로 정의된다. 그러면 최적화 모형에 대한 KKT조건[15]으로부터 다음과 같은 최적조건을 얻을 수 있다: 모든  $r$ 에 대해  $\pi^r \geq 0$ 가 존재하여  $y_j^r > 0$ 인 트리경로  $p_j^r \in P^r$ 의 경사도는  $\sum_{i \in p_j^r} f_i'(x_i) + \sum_{i \in b_j^r} \psi_i'(w_i) = \pi^r$ 이 되고  $y_j^r = 0$ 인 트리경로  $p_j^r \in P^r$ 의 경사도는  $\sum_{i \in p_j^r} f_i'(x_i) + \sum_{i \in b_j^r} \psi_i'(w_i) \geq \pi^r$ 가 성립한다.

**정리 2.** 각 아크  $i$ 의 비용함수  $f_i$ 는 단조증가 및 큰 베스(strictly convex)라고 가정한다. 가능해  $(x, y)$ 에 대해, 각  $r$ 번째 (소스,그룹)에 대해  $p_j^r \in P_+^r$ 인 어떠한 트리경로의 경사도도  $\pi^r$ 로 동일하고,  $p_j^r \in P_0^r$ 인 트리경로의 경사도는  $\pi^r$ 보다 작지 않다면,  $(x, y)$ 는  $A(P)$ 의 최적해가 된다.

(증명) 부록 참조.

**정리 3.** 각 아크  $i$ 의 비용함수  $f_i$ 는 단조증가이고,  $(x, y)$ 를 모형  $A(P)$ 의 최적해라고 가정한다. 이제  $P^r (r=1, \dots, q)$ 로부터 임의로 트리경로를 하나씩 선

택한다. 그러면 양수  $\pi_1, \pi_2, \dots, \pi_q$  및  $\hat{\pi}$ 이 존재하여 다음이 성립된다:

(i) 모든  $r$ 에 대해 트리경로  $p_j^r \in P_+^r$ 이면,  $\hat{\pi} = \sum_{r=1}^q \pi^r$ 이 성립되고,

(ii) 어떤  $r$ 에 대해  $p_j^r \in P_0^r$ 이면,  $\hat{\pi} \leq \sum_{r=1}^q \pi^r$ 가 성립된다.

(증명) 정리 1에 의해 각 (소스,그룹)별로  $p_j^r \in P_+^r$ 인 모든 트리경로의 경사도는  $\pi^r = \sum_{i \in p_j^r} f_i'(x_i)$ 로 동일하다. 따라서 각  $r$ 에 대해 임의로 하나씩의 트리경로를 선택할 때, 선택된 트리경로가 모두  $P_+^r$ 에 포함되면  $\hat{\pi} = \sum_{r=1}^q \pi^r$ 이 성립된다. 그러나 만일 하나 상의  $r$ 에 대해  $P_0^r$ 에 포함되는 트리경로가 선택되면 즉,  $p_j^r \in P_0^r$ 인 트리경로의 경사도는  $\pi^r \leq \sum_{i \in p_j^r} f_i'(x_i)$ 이므로  $\hat{\pi} \leq \sum_{r=1}^q \pi^r$ 이 된다. ■

정리 1 및 정리 2는 트래픽 수요를 복수개의 트리경로로 최적 분할하기 위한 조건으로 사용되며 정리 3은 추가 트리경로가 되기 위한 조건을 의미한다. 만일 최선의 후보 트리경로들을 선택하였는데 그 경사도의 합이  $\hat{\pi}$  이상이라면 더 이상의 비용 감소는 불가능하므로 알고리즘은 멈춘다. 그러므로 정리 3은 멀티캐스팅 알고리즘의 종료조건이 된다.

### 3. 알고리즘

본 절에서는 복수개의 트리경로에 의한 멀티캐스팅을 위한 두 개의 알고리즘을 제시한다. 알고리즘은 열 생성 기법[14]에 기반한 것으로 초기에 트리경로 집합이 주어지지 않은 상태에서 시작하여 각 (소스,그룹)별로 트리경로를 하나씩 추가해 간다. 멀티캐스팅의 현실 적용을 고려하여 각 (소스,그룹)별로 트리경로 수를 최대  $L$ 로 제한한다. 첫 번째 알고리즘은 트리경로 수가 최대  $L$ 이 되거나 정리 3의 최적 조건을 만족할 때까지 수행한다. 두 번째 알고리즘은 첫 번째 알고리즘을 개선하는 방법으로  $L' \geq L$ 인 트리경로 수에 대해 첫 번째 알고리즘을 적용한 뒤, 마지막 단계에서 각 (소스,그룹)별로 최적 분할된 트래픽의 양이 큰 순서대로  $L$ 개씩의 트리경로를 선택한다. 각 (소스,그룹)별로 선택된  $L$ 개씩의 트리경로에 대해 다시 트래픽을 최적 분할한다.

알고리즘에서  $t$ 는 현재 반복 수로 각 (소스,그룹)별 트래픽 수요를 위해 추가된 트리경로수를 의미하며  $P_t^r$ 은 반복 수  $t$ 에서  $r$ 번째 (소스,그룹)을 위한 트리경로 집합을 나타낸다.  $P_t^r$ 에 대해  $m \times t$  차원의 아크-트리 연관행렬(arc-tree incidence matrix)  $H^r$ 을 정의한다. 즉,  $H^r$ 의  $(i, j)$ 요소  $h_{ij}^r$ 는 아크  $i$ 가 트리경로  $p_j^r$ 에

포함되면 1이고 그렇지 않으면 0이다. 알고리즘을 위한 기호 정의는 다음과 같다.

■  $x' = \sum_{i=1}^q H^r y^r$  로  $x'$ 의  $i$ 번째 요소는 아크  $i$ 를 지나는 트래픽의 합이다.

■  $dist(i) =$  아크  $i$ 의 거리,

■  $\hat{\pi}_r = \sum_{i=1}^q \pi_i^r$ 로  $\pi_i^r = \sum_{k \in b_i} f_k^r(x_i^r)$ 이며  $b_i^r \in P_i^r$ 이다.

**알고리즘 I**

[step 1] 최대 트리경로 수  $L$ 를 정한다.

[step 2] 모든 아크  $i$ 에 대해  $dist(i) = f_i'(0)$ 로 놓고, 모든  $r$ 에 대해 트리경로  $b_i^r$ 를 구한다.  $y_1^r = d^r$  및  $P^r = \{b_i^r\}$ 로 놓고  $H^r$ 를 정한다.

[step 3]  $x^1, \pi_i^1 (r=1, \dots, q)$  및  $\hat{\pi}_1$  계산한다.  
 $t=1.$

[step 4] 모든 아크  $i$ 에 대해  $dist(i) = f_i'(x_i^t)$ 로 하여 모든  $r$ 에 대해 후보 트리경로  $b_{i+1}^r$ 를 구한다.

[step 5] 정리 3의 조건, 즉  $r$ 개의 트리경로 경사도의 합이  $\hat{\pi}_t$  이상이면, 현재 해  $(x^t, y^t)$ 를 출력하고 멈춘다. 그렇지 않으면, 모든  $r$ 에 대해  $P_{i+1}^r = P_i^r \cup \{b_{i+1}^r\}$ ,  $H^r$ 를 수정한다.

[step 6]  $P = \cup_{r=1}^q P_{i+1}^r$ 로 하여  $A(P)$ 의 해  $(x^{t+1}, y^{t+1})$ 를 구하고,  $\pi_i^{t+1} (r=1, \dots, q)$  및  $\hat{\pi}_{t+1}$ 를 계산한다.

[step 7]  $t+1 \geq L$ 이면 멈추고, 아니면  $t = t+1$ 로 놓고 [step 4]로 간다.

멀티캐스팅 경로선택에 알고리즘을 적용하기 위해서는 두 가지 부분이 구체적으로 구현되어야 한다. 첫 번째 부분은 [step 2]와 [step 4]의 후보 트리경로를 발견하는 것으로 스타이너나무 문제는 최선의 후보 나무가 선택되어야 한다. 그러나 스타이너나무 문제는 NP-hard[16]이므로 휴리스틱 방법이 요구된다. 본 연구에서는 휴리스틱 방법 중에서 상당히 좋은 근사 최적해를 제공하며 트리비용의 하한값을 제공할 수 있는 Wong[17]의 방법을 적용한다.

두 번째 부분은 [step 6]의 모형  $A(P)$ 의 해를 구하는 것으로 이를 위해 반복적인 이차계획 문제[18,19]를 적용하였다. 매 반복마다 목적함수란 이차 근사화시켜 이차계획 문제를 얻은 후 CPLEX[20]를 적용함으로써 해를 구할 수 있다. 만일 아크 비용이 정리 2를 만족하고 strictly 콘벡스이면 전체 수렴성이 보장된다[18].

알고리즘 II는 알고리즘 I을 개선하기 위한 것으로 제안되었다.

**알고리즘 II**

[step 1]  $L$  대신  $L' \geq L$ 를 대입하여 알고리즘 I 수행한다.

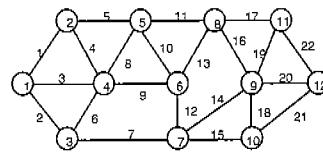
[step 2] 알고리즘 I에 의해 얻어진 (소스,그룹)별로  $L'$ 개씩의 트리경로를 갖는 집합  $P^r$ 에 대해 각 (소스, 그룹)별로 트래픽 한당량을 기준으로 트리경로를 내림차순 정렬한다.

[step 3] 내림차순 결과에 따라  $P^r$ 로부터  $L$ 개씩의 트리경로를 선택하여  $\tilde{P}^r$ 라 하고,  $\tilde{P} = \cup_{r=1}^q \tilde{P}^r$ 로 놓는다.

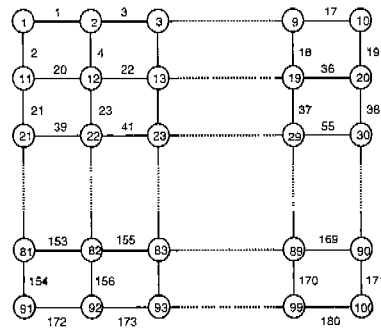
[step 4] 모형  $A(\tilde{P})$ 를 풀어 트리경로별 흐름량을 결정한다.

**4. 수치적용**

알고리즘 I과 알고리즘 II에 대한 수치적용을 위해 [그림 3]의 두 가지 네트워크를 고려하였다. 네트워크 1은 노드 12개, 아크 21개로 비교적 작은 규모이며 네트워크 2는 노드 100개, 아크 180개인 비교적 큰 규모의 네트워크이다.



<네트워크 1>



<네트워크 2>

그림 3 수치적용을 위한 네트워크

또한 수치적용을 위해 고려한 아크 비용함수는 <표 1>과 같다. 특히, 분수함수 형태는 통신망에서 트래픽 지연을 표현하는 함수로 흔히 사용된다[12,13]. <표 1>에서  $rand(0,1)$ 은  $[0,1]$  범위의 난수(random number)로서 실험에 필요한 계수를 결정하기 위해 사용하였다.

<표 1>에서 제시한 함수들은 모두 단조증가이고 콘벡스 함수로서 알고리즘이 정리 3의 조건을 만족하여 종료되면 그때의 해는 최적해가 된다.

표 1 수치적용을 위한 아크  $i$ 의 비용함수

함수	함수형태	계수
이차	$a_i x_i^2 + b_i x_i (x_i \geq 0)$	$a_i = 1 + \text{rand}(0,1)$ $b_i = \text{rand}(0,1)$
분수	$\frac{x_i}{c_i - x_i} (0 \leq x_i < c_i)$	$c_i = 10 + \text{rand}(0,1)$
지수	$e^{\frac{x_i}{c_i}} - 1 (x_i \geq 0)$	$c_i = 1 + \text{rand}(0,1)$

<표 2>는 단일 (소스,그룹) 수요형태에 대한 실험계획으로 실험번호는 S로 시작된다. <표 3>은 복수개의 (소스,그룹) 수요형태에 대한 실험계획이며 실험번호는 M으로 시작된다. <표 3>의 세 번째 열의 '목적지 노드 수'는 각 (소스,그룹)별 목적지 노드 수를 순서대로 적은 것이다. 예를 들어, 실험번호 M2는 3개의 (소스, 그룹) 수요형태이며, 각 (소스, 그룹)별 목적지 노드 수는 2개, 3개 및 3개이다.

표 2 실험계획 1: 단일 (소스,그룹) 수요형태

실험 번호	근원지 노드번호	목적지 노드번호	목적지 수요	적용 Network	아크 비용함수
S1	1	12	8	I	이차함수
S2	1	3,7,12	10	I	이차함수
S3	2	12	8	I	분수함수
S4	5	1, 7, 12	8	I	분수함수
S5	2	99	15	II	지수함수
S6	5	21,30,81,90,95	15	II	지수함수

표 3 실험계획 2: 복수개의 (소스,그룹) 수요형태

실험 번호	(소스, 그룹) 개수	각 그룹의 목적지 노드수	그룹별 수요	적용 Network	아크 $i$ 의 비용함수
M1	2	1,1	7,5	I	이차함수
M2	3	2,3,3	10,5,5	I	이차함수
M3	2	1,1	3,5	I	분수함수
M4	4	1,2,3,4	2,2,2,3	I	분수함수
M5	3	2,2,3	5,7,10	II	지수함수
M6	5	1,2,3,4,5	3,5,5,10,10	II	지수함수

<표 4>는 <표 2>과 <표 3>의 실험계획에 알고리즘 I의 [step 7] 종료조건을 제외하여 적용한 결과로 이 경우 알고리즘 I은 [step 5]의 최적조건(정리 3)을 만족하는 해를 구하고 종료한 것이다. 알고리즘 I에  $L$  대신 충분히 큰 수를 대입하여 얻은 결과와 마찬가지로이다.

표 4 수치적용 결과: 정리 3의 최적조건에 의한 종료

실험 번호	트리 경로 수	전체 전송비용	실험 번호 (소스,그룹)별 트리 경로 수	전체 전송비용	
S1	11	150.141	M1	8,5	139.441
S2	8	214.953	M2	3,3,2	353.280
S3	9	4.539	M3	3,5	4.937
S4	8	7.013	M4	4,4,1,3	5.690
S5	75	455.285	M5	8,11,12	1013.547
S6	17	2020.158	M6	12,7,8,14,11	6006.344

멀티캐스팅을 위해 단일 트리경로를 사용하는 경우는 단-대-단 전송비용도 하나로 주어지나, 복수 트리경로에 의해 트래픽을 분할하여 전송하면 단-대-단 경로도 복수개가 존재하게 된다. 따라서 단-대-단 전송비용은 경로별로 각기 달라지는 데, 본 연구에서는 단-대-단 서비스 품질을 최대 전송비용으로 가정한다. [그림 4]와 [그림 5]는 트리경로 수를 1개, 2개, 3개로 증가하여 전

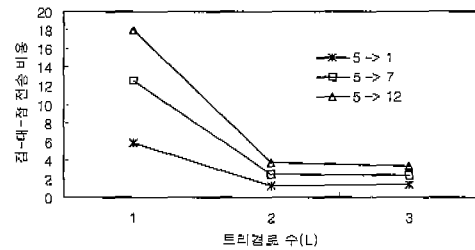


그림 4 트리경로 수에 대한 단-대-단 최대 전송비용의 변화(실험 S4)

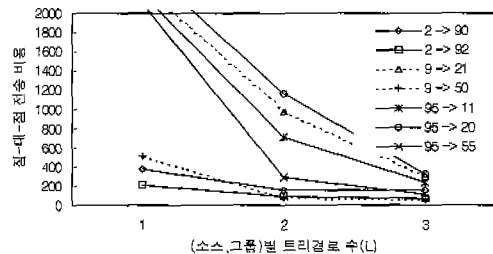
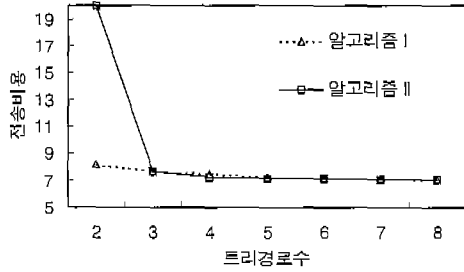
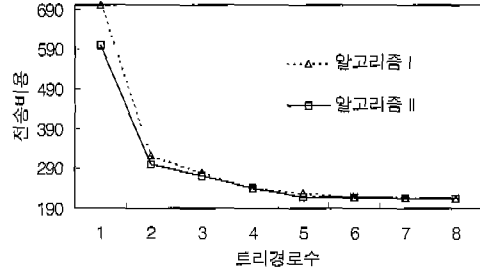


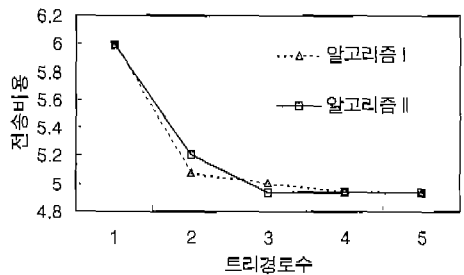
그림 5 트리경로 수에 대한 단-대-단 최대 전송비용의 변화(실험 M5)



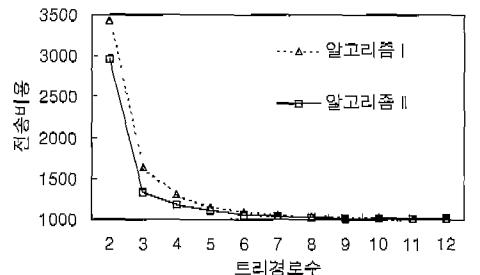
(a) 실험 S2



(b) 실험 S4



(c) 실험 M3



(d) 실험번호 M5

그림 6 (소스,그룹)별 트리경로 수에 따른 트래픽 전송비용 변화

송할 때, 단-대-단별로 최대 전송비용의 변화를 도시한 것으로 단지 2~3개의 트리경로에 의해 단-대-단 서비스 품질을 대폭 향상시킬 수 있음을 알 수 있다.

[그림 6]는 실험 S2, S4, M3 및 M5에 알고리즘 I과 알고리즘 II를 동시에 적용하여 결과를 비교한 그림이다. 알고리즘 II의  $L'$  은 정리 3만을 종료조건으로 하여 알고리즘 I로부터 얻은 <표 4>의 트리경로 수를 이용하였다. 그래프에서 가로축은 (소스,그룹)별 트리경로 수,  $L$ 이다. 세로축은 주어진 트래픽 수요의 총 전송비용이다. 큰 차이는 아니지만 알고리즘 II의 결과가 알고리즘 I의 결과보다 대체로 우수하다.

[그림 7]은 복수 트리경로에 의한 멀티캐스트 라우팅의 전체 아크 비용 감소효과를 나타낸 것이다.  $F(1)$ 은 (소스,그룹)별 트리경로 수가 1개일 때의 총 전송비용이고,  $F(L)$ 은  $L$ 개씩일 때 알고리즘 II를 적용하여 얻은 총 전송비용이다. 단-대-단 서비스 품질의 결과와 마찬가지로 (소스,그룹)별 트리경로 수를 단지 2~3개만 이용해도  $F(L)/F(1)$ 의 비율이 급격히 감소되며 그 이상의  $L$ 에 대해서는 거의 변화가 없음을 알 수 있다. 특히 실험 S4 및 M5의 경우, 각 (소스,그룹) 멀티캐스트 트래픽 수요를 위해 2개씩의 트리경로를 이용하면 단일 트리경로를 이용하는 경우에 비해 90%이상의 전체 아크 비용이 감소됨을 알 수 있다.

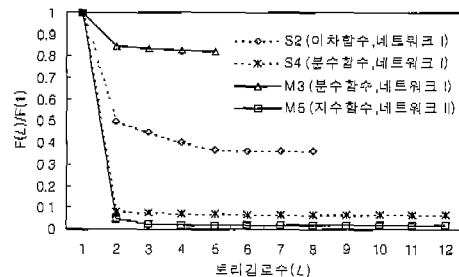


그림 7 트리경로 수에 따른 전체 아크 비용 감소효과

5. 결론

최근 인터넷 서비스 수요의 급격한 증가와 더불어 IP 멀티캐스팅 트래픽이 증가되고 있다. 멀티캐스트 트래픽은 대용량의 대역폭과 엄격한 단-대-단 서비스 품질을 요구한다. 단일 멀티캐스팅을 위해 트래픽의 양을 고려하지 않는 단일 트리경로에 의한 멀티캐스팅 방법을 이용하면 심각한 단-대-단 서비스 품질 저하를 초래하게 된다. 그러므로 본 연구에서는 트래픽의 양을 고려하는 복수 트리경로에 의한 멀티캐스팅 방법을 제안하였다. 즉, IP 멀티캐스팅을 나무 발견문제가 아닌 네트워크 흐름문제로 고려하였다. 제안한 본 연구의 멀티캐스팅 방법은 원하는 수준이 만족될 때까지 트리경로를 추가하

며, 얻어진 트리경로 집합에 대해서 트래픽을 최적 분할하여 전체 망비용을 최소화한다. 또한 동일한 근원지-목적지 그룹에서 트래픽 종류가 다른 멀티미디어 서비스 트래픽은 물론, 복수개의 근원지-목적지 그룹의 트래픽 수요도 포함하였다.

본 연구는 IP망에서 다중경로에 의한 멀티캐스팅 방법의 효율성과 가능성을 점검하기 위한 이론적 기초연구이었다. 그러나 실험결과 저자는 단지 2개의 트리경로 수( $L=2$ )로도 비용 개선 효과(10%-90%, 그림 7)가 상당히 있을 수 있다는 점이 본 연구의 실용 가능성을 보여준다고 믿는다. 물론 다중경로 멀티캐스팅을 실제로 구현하는 과정에서는 다음과 같은 사항들에 대한 추후 연구가 요구되며, 그 연구결과를 통해 다중경로 멀티캐스팅의 보완이 필요하다고 생각한다.

첫째, 알고리즘 I, II에서 트리경로수  $L$ (또는  $L'$ )를 얼마로 결정할 것인가에 대한 연구이다. 본 연구를 통해 얻은 경험으로는, 멀티캐스팅 트래픽의 성격을 구분하여 하나의 트리경로를 그대로 사용하는 것(기존 그대로)과 두 개의 트리경로로 구분( $L=2$ ,  $L'=3$  이상)하는 연구가 우선되어야 한다고 생각된다. 또는 망 상태와 연관지어 다중경로 여부를 결정 할 수도 있다고 생각한다. 둘째, 복수의 트리경로를 이용하기 때문에 목적지 노드에서 분리 전송되는 트래픽을 재조합하기 위해서 버퍼가 요구된다. 실시간 전송을 요하는 트래픽인 경우는 이로 인한 지연 증가와 전송지연의 개선 효과가 비교되어야 한다. 셋째, 트래픽을 전송하게 되는 망 노드에서 유지 관리해야 하는 멀티캐스팅 트리 수의 증가로 인한 정보량이 급격히 증가할 수 있어 확장성(scalability)을 잃게 될 수도 있다는 점을 고려해야 한다. 이는 첫 번째 사항의  $L$  값과 연관된다. 현재로서는 선택된 멀티캐스팅 트래픽에 따라 적은  $L$  값(예를 들어 2)을 이용하게 하면 관리 정보량의 급격한 증가를 피하면서 다중경로의 효율성을 유지하지 않을까 생각되며 이에 대해서도 추후 연구가 요구된다.

### 참 고 문 헌

- [1] Huitema, C., *Routing in the Internet*, Prentice Hall, 1995.
- [2] Kosiur, D., *IP Multicasting*, Wiley, 1998.
- [3] Kompella, V.P., Pasquale, J.C., Polyzos, G.C., Multicast routing for multimedia communication, *IEEE/ACM Transaction on Networking*, Vol. 1, No. 3, 286-292, 1993.
- [4] Leung, Y.-W., Yang, B.-T., Lower bound for multimedia multicast routing, *IEE Proc.-Comm.*, Vol. 145, No. 2, 87-90, 1998.
- [5] Parsa, M., Zhu, Q., Garcia-Luna-Aceves, J.J., An iterative algorithm for delay-constrained minimum-cost multicasting, *IEEE/ACM Transaction on Networking*, Vol. 6, No. 4, 1998.
- [6] Rouskas, G. N., Baldine, I., Multicast routing with end-to-end delay and delay variation constraints, *IEEE INFOCOM '96*, 353-360, 1996.
- [7] Waxman, B.M., Routing of multipoint connections, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications* 6, 1617-1622, 1988.
- [8] Ammar, M.K., Cheung, S.Y., Scoglio, C.M., Routing multipoint connections using virtual paths in an ATM networks, *IEEE INFOCOM '93*, 98-105, 1993.
- [9] Kim, S.B., An optimal VP-based multicast routing in ATM networks, *IEEE INFOCOM '96*, 1302-1309, 1996.
- [10] Park, K., Shin, Y.-S., Iterative bundle-based decomposition for large-scale nonseparable convex optimization, *European Journal of Operational Research* 111, 598-616, 1998.
- [11] Erickson, R. E., Monma, C. L., Veinott, A. F., Send-and-split method for minimum-concave-cost network flows, *Mathematics of Operational Research*, Vol. 12, No. 4, 1987.
- [12] Kleinrock, L., *Queueing Systems Volume II*, Wiley, 1976.
- [13] Schwartz, M., *Telecommunication Networks: Protocols, Modeling and Analysis*, Addison Wesley, 1988.
- [14] Ahuja, R.K., Magnanti, T.L., Orlin, J.B., *Network Flows: Theory, Algorithms, and Applications*, Prentice-Hall, 1993.
- [15] Bazaraa, M.S., Sherali, H.D., Shetty, C.M., *Nonlinear Programming: Theory and Algorithms*, Wiley, 1993.
- [16] Garey, M.R., Johnson, D.S., *Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness*, W.H. Freedman and Company, 1979.
- [17] Wong, R.T., A dual ascent approach for steiner tree problem on a directed graph, *Mathematical Programming* 28, 271-284, 1984.
- [18] Han, S.P., A globally convergent method for nonlinear programming, *Journal of Optimization Theory and Applications* 22, 297-390, 1977.
- [19] Mangasarian, O.L., *Nonlinear Programming Algorithm*, Lecture Notes, Department of Computer Science, University of Wisconsin-Madison, 1986.
- [20] *Using the CPLEX Callable Library*, ILOG, Inc., 1997.



부 록

(정리 1의 증명)  $A(P)$  에 대한 Karush-Kuhn-Tucker 조건에 의하면 어떤 실수  $\pi^r$  ( $r=1, \dots, q$ ) 및  $v_i$  ( $i=1, \dots, m$ ) 에 대해서 다음이 성립된다[15].

$$f'_i(x_i) + v_i \geq 0, i=1, \dots, m, \quad (A.1)$$

$$-\pi^r - \sum_{i \in \beta^r} v_i \geq 0, j=1, \dots, k, r=1, \dots, q, \quad (A.2)$$

$$x_i \{f'_i(x_i) + v_i\} = 0, i=1, \dots, m, \quad (A.3)$$

$$y_j^r \{-\pi^r - \sum_{i \in \beta^r} v_i\} = 0, j=1, \dots, k, r=1, \dots, q \quad (A.4)$$

여기서  $\pi^r$ 는 식 (2)의  $r$ 번째 식에 대한  $y_j^r > 0$  승수 (multiplier)이고,  $v_i$ 는 제약식 (3)의  $i$ 번째 식에 대한 승수이다. 식 (A.4)로부터  $y_j^r > 0$  인 트리경로  $\beta^r$ 에 대해

$$-\sum_{i \in \beta^r} v_i = \pi^r, r=1, \dots, q, y_j^r > 0 \text{ 인 트리경로 } \beta^r \text{에 대해} \quad (A.5)$$

이 된다. 따라서  $y_j^r > 0$ 인 트리경로  $\beta^r$ 가 지나는 모든 아크  $i \in \beta^r$ 의 흐름량은  $x_i > 0$ 이고 식 (A.3)로부터  $f'_i(x_i) = -v_i$  이 된다. 이를 식 (A.5)에 대입하면

$$\sum_{i \in \beta^r} f'_i(x_i) = \pi^r, r=1, \dots, q, y_j^r > 0 \text{ 인 트리경로 } \beta^r \text{에 대해} \quad (A.6)$$

이 된다.  $x_i > 0$  범위에서  $f_i(\cdot)$ 는 strictly 증가하므로  $f'_i(x_i) > 0$  이고 따라서  $\pi^r > 0$ 이다. (A.1)과 (A.2)에 의해

$$\sum_{i \in \beta^r} f'_i(x_i) \geq -\sum_{i \in \beta^r} v_i \geq \pi^r, \beta^r \text{에 대해} \quad (A.7)$$

이 된다. 이는  $y_j^r = 0$ 인  $\beta^r$ 에 대해서도 분명히 성립된다. ■

(정리 2의 증명) 정리 2의 가정으로부터

$$\sum_{i \in \beta^r} f'_i(x_i) = \pi^r, y_j^r > 0 \text{ 인 트리경로 } \beta^r \text{에 대해} \quad (A.8)$$

$$\sum_{i \in \beta^r} f'_i(x_i) \geq \pi^r, y_j^r = 0 \text{ 인 트리경로 } \beta^r \text{에 대해} \quad (A.9)$$

우선 위의 두 조건이 Karush-Kuhn-Tucker조건[15] (A.1)-(A.4)를 의미함을 보인다.  $x_i > 0$ 인 아크  $i$ 에 대해서는  $v_i = -f'_i(x_i)$ 로 놓고  $x_i = 0$ 인 아크  $i$ 에 대해서는  $v_i \geq -f'_i(x_i)$  및  $\sum_{i \in \beta^r} v_i \leq -\pi^r$ 를 만족하는  $v_i$ 를 선택한다. 이는 (A.9)로부터  $-\sum_{i \in \beta^r} f'_i(x_i) \leq -\pi^r$ 이므로 가능하다. 그러면 조건 (A.1)-(A.3)은 만족된다. 이제  $y_j^r > 0$ 인 트리경로  $\beta^r$ 에 대해 (A.8)로부터  $-\sum_{i \in \beta^r} v_i = \sum_{i \in \beta^r} f'_i(x_i) = \pi^r$ 이므로 (A.4)가 만족된다. 다음으로 조건 (A.1)-(A.4)가 모형  $A(P)$ 에 대한 최적 충분 조건임을 보인다. 모형의 목적함수는 콘벡스이고 모든 제약식은 선형이다. 이는 [15]의 정리 4.2.16의 Karush-Kuhn-Tucker 충분조건을 만족한다. 그러므로 정리 2의 가정을 만족하는 가능해  $(x, y)$ 는 모형  $A(P)$ 의 전체 최적해가 된다. ■



박 구 현

1976년 3월 ~ 1980년 2월 서울대학교 산업공학과(학사). 1980년 3월 ~ 1982년 2월 한국과학기술원 경영과학과(학사). 1985년 8월 ~ 1989년 5월 University of Wisconsin-Madison(박사:최적화분야). 1982년 3월 ~ 1985년 8월 동아대학교 산업공학과 전임강사. 1989년 5월 ~ 1990년 1월 University of Wisconsin-Madison(Post-Doc.). 1990년 2월 ~ 1991년 3월 한국전자통신연구소 지능망연구부 선임연구원. 1991년 3월 ~ 현재 홍익대학교 정보·컴퓨터공학부(정보산업공학전공) 부교수. 관심분야는 최적화, 통신망 분석 및 설계, 트래픽 제어 및 예측



신 용 식

1990년 3월 ~ 1994년 2월 홍익대학교 산업공학과(학사). 1994년 3월 ~ 1996년 2월 홍익대학교 산업공학과(석사). 1996년 3월 ~ 2000년 8월 홍익대학교 산업공학과(박사). 2000년 8월 ~ 2001년 2월 홍익대학교 과학기술연구소 연구원. 2001년 2월 ~ 현재 SK Telecom Network연구원 4G개발팀 전임연구원. 관심분야는 4G 이동통신, Wireless LAN, 통신망 최적화 및 MPLS