

# 계층적 망구조에서의 분산 경로 설정 방안

정희원 김형철\*, 홍충선\*, 이대영\*

## A Scheme of the Distributed Path Assignment in Network with Hierarchical Topology

Hyoung Chul Kim\*, Choong Seon Hong\* , Dai Young Lee\* , *Regular Members*

### 요 약

ATM망에서 방대하고 다양한 자료를 신뢰성있게 전송하기 위해서는 경로설정 문제는 매우 중요한 요소 중의 하나이다. 그러므로 소스에서 목적지까지의 노드사이의 가능한 경로들 중 최적의 경로를 선택하는 문제에 대하여 많은 연구가 이루어 지고 있다. 특히 대규모 망으로 확장 가능하게 하는 계층적인 망구조를 가진 망에서 장애 발생 시, 기존PNNI 라우팅에서 결정되는 복구 경로는 그룹내의 전체 점유율을 고려하지 않음으로써 그룹내의 경로 설정 시 트래픽의 집중현상이 발생하는 경우가 있다. 그러므로 계층적으로 구성된 네트워크에 대한 복구를 위하여 복구 경로 설정 시 소스와 목적노드들 동시에 포함하는 최상위 계층에서 먼저 각 그룹의 리더노드에 의해 보고된 그룹 내 평균점유율을 고려한 그룹간 경로를 설정함으로써, 기존의 PNNI라우팅 알고리즘 보다 트래픽의 집중을 최소화 할 수 있는 알고리즘을 제안한다.

### ABSTRACT

The problem of allocating paths is very significant in order to transmit a large amount of various data on the ATM network. Therefore, selecting an optimal path among available paths between the a source node and a target node has been researched. Alternate paths designed in previous PNNI routing is not considered on the group-occupation so that traffic congestion happens, when errors occur in the network which consists of a hierarchical network architecture extendable to a large network. We propose the Top-Down algorithm considering an average of the occupation among the groups reported from a leader node in each group and minimizing a traffic congestion

### I. 서 론

현재 각국에서는 인터넷의 고속 백본으로서 ATM기술이 사용되고 있다. ATM 망을 이용하여 대규모의 인터넷 백본을 구축하는 경우 수십 수백

개의 ATM 스위치로부터 수백 수천개의 스위치가 접속될 수 있다. 따라서 ATM에서는 ATM망 토폴로지를 자동적으로 판단해서 통신을 자동적으로 개시해야만 한다. 이를 위해서는 라우팅/시그널링 프로토콜이 필요한데 현재의 표준화는 UNI3.0 3.1 , HSP가 있으나 대규모의 망에서는 부적절하다[1,3].

\* 경희대학교 전자정보학부  
논문번호:99444-1108, 접수일자:1999년 11월 8일

그러므로 최근에는 ATM 망을 나눈 라우터 간에 IP 레벨의 라우팅 정보를 얻기 위한 PNNI프로토콜에 대한 많은 연구가 이루어지고 있다[4,5,6,7].

PNNI는 ATM 스위치들 간에 ATM SVC (Switched Virtual Channel)를 설정하는 프로토콜로서 원래 ATM포럼에서 NASP(Network Service Access Point)형태의 ATM주소를 사용하는 사설망을 대상으로 만들어 졌다. PNNI라우팅은 OSPF (Open Shortest Path First)인터넷 라우팅 프로토콜과 유사한 확장성 동적라우팅 및 QOS를 보장하기 위한 특성을 가지고 있다[2,3,4].

PNNI라우팅은 스위치간에 분산된 토폴로지 정보를 기반으로 소스라우팅에 의한 연결설정을 한다. 이는 오프라인(off-line)으로 계산된 고정된 라우팅 테이블에 의해 이루어지는 정적라우팅과는 달리 자원의 유연성에 따라 동적인 라우팅을 제공함으로써 망 자원을 효율적으로 사용할 수 있다. 또한 PNNI는 하나이상의 노드들을 PG(Peer Group)로 묶고 이들 PG들을 상위레벨 PG로 다시 묶는 등 망구조를 계층적으로 구성함으로써 대규모 망으로 확장이 가능하게 한다. 또한 이들 PG들은 토폴로지 정보를 서로 공유함으로써 망의 변화에 적절히 대응할 수 있다는 장점이 있다.

이와 같은 계층망에서의 경로설정 시, PNNI 라우팅에서 결정되는 경로는 그룹내의 전체 점유율을 고려하지 않음으로써 그룹내의 경로설정 시 트래픽의 집중현상이 발생하는 경우가 있다. 그러므로 계층적으로 구성된 네트워크에서 복구를 위하여 대체 경로설정 시 소스와 목적노드를 동시에 포함하는 최상위 계층에서, 각 그룹의 리더노드(leader node)에 의해 보고된 그룹 내 평균점유율을 고려한 그룹 간 경로를 설정함으로써, 기존의 PNNI라우팅 알고리즘 보다 트래픽의 집중을 최소화 할 수 있는 알고리즘을 제안한다.

본 논문의 구성은 2장에서는 계층망구조와 PNNI에 대하여 간단히 설명하고 3장에서 본 논문의 제안 알고리즘인 T-D(Top-Down) 방식의 분산경로 계산법에 관하여 설명하고 4장에서 계층망에 대한 제안 알고리즘의 성능을 평가하였다. 마지막으로 5장에서는 결론과 향후 연구과제에 대해 서술했다.

## II. 계층적인 망구조

망이 평면구조로 구성된 경우에는 망의 규모가 커질수록 망의 모든 노드들이 각각 라우팅을 위해

가지고 있어야 할 망의 전체 토폴로지 관련 정보가 많아진다. PNNI는 이러한 오버헤드를 줄이고, 보다 효과적인 라우팅을 수행하기 위하여 그림 2-1과 같이 계층구조(hierarchical organization)를 도입하여 대규모 망으로의 확장성을 지원한다. 가장 하위 계층에 있는 망이 실제 물리적인 망을 표현하며, 상위 계층의 망들은 논리적인 망으로서 최하위 계층망의 라우팅 프로토콜에 의해 단계적으로 생성된다. 상위 계층의 노드는 하위계층의 망을 표현한 것이고 상위 계층의 링크는 하위계층 망간의 링크들을 표현한 것으로 상위계층의 망과 링크를 표현하기 위해서는 하위계층 망을 노드로 집성하는 기능과 링크 집성기능이 필요하게 된다. 계층 라우팅은 토폴로지 상태라우팅과 소스라우팅에 계층개념을 도입한 것이다. 즉, 상위 계층 노드 사이에서도 토폴로지 상태 라우팅 프로토콜이 동작하는데, 한가지 차이점은 집성된 토폴로지 상태 정보를 이용한다는 것이다. 하위계층의 모든 토폴로지 상태 정보는 상위계층으로 전달되고, 상위 계층에서 생성, 수집된 모든 집성된 토폴로지 상태 정보는 하위계층으로 전달된다. 이러한 과정을 통해 망 내의 모든 물리적 혹은 논리적 노드들은 계층망에 대한 형상을 갖게 된다. 먼저 최하위 레벨 PG, 예를 들어 그림 2-1의 PG(A.1)내의 노드들은 자기가 속한 그룹 내 노드들에 대한 상세한 라우팅 정보를 서로 공유한다. 이렇게 공유된 하위레벨의 라우팅 정보 중 개략적인 정보가 다시 PGL(Peer Group Leader)노드, 그림 2-1에서 A.1.3 노드를 통해 상위레벨, 즉 그림에서의 PG(A)로 유포되고, 상위레벨PG내에서 서로 공유된다.

이러한 토폴로지 정보 흐름은 계층구조를 따라 반복된다. 상위레벨의 PG에 대한 개략적인 정보도 이와 같은 방법으로 하위레벨로 전달된다.

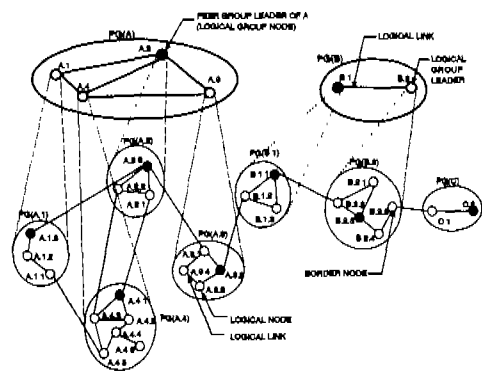


그림 2-1. 계층적 망 구조

라우팅 경로 계산을 위해 PNNI노드가 가지고 있어야 하는 라우팅 정보는 PTSE(PNNI Topology State Element)형태로 저장되는데, 노드정보, 토폴로지 상태정보 및 도달(reachability)정보로 나눌 수 있다. PNNI라우팅 정보는 망의 현재 상황을 올바르게 반영하고, 또 다른 노드와의 일관성을 유지하기 위해 PNNI노드간에 주기적으로 교환된다.

PNNI라우팅은 소스노드에서 완전한 종단간 라우팅경로가 결정되는 계층적 소스라우팅(hierarchical source routing)이다. 이는 연결 요구를 받은 소스노드가 현재 소스노드에 있는 토폴로지 데이터 베이스 정보들 근거로 하여 계층적으로 완전한 종단간 라우팅 경로를 결정하는 것이다. 소스노드에서 종단간 라우팅 경로를 결정함으로써 라우팅 경로 설정 시 무한 루프에 걸릴 확률이 거의 없고 라우팅 경로 상의 중앙 노드에서는 라우팅 테이블의 lookup이 필요 없다. 그러므로 계층적 소스라우팅에 의한 동적라우팅은 다양하게 변화는 망 환경이나 트래픽의 요구에 동적으로 대응할 수 있어서 망 자원을 효율적으로 사용할 수 있다.

그림 2-2는 최하위 계층 노드 A.1.1 관점에서의 네트워크를 표현한 것으로 동일한 도메인에 속한 노드 A.1.2와 A.1.3에도 똑같이 적용된다. 이러한 망형상과 함께 노드 A.1.1이 소스노드로서 동작하는 경우 소스라우팅에도 계층 개념이 도입되어 목적노드로의 경로가 계산된다. 따라서 연결 설정메시지 진행과 함께 계산된 경로 상의 모든 노드에서는 자신이 다른 도메인의 입력노드인지 검사해보고, 입력노드인 경우 해당 망 도메인을 대상으로 한 새로운 소스라우팅을 수행하게 된다.

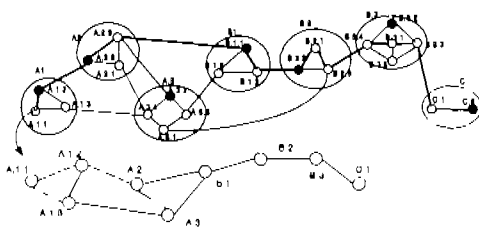


그림 2-2. 노드 A.1.1 관점에서의 망토폴로지

### III. T-D분산 경로 계산

PNNI라우팅 경로계산은 경계노드에서 그룹간 경로가 계산되므로 합당 가능한 경로 중 최단거리 또

는 여유대역폭이 큰 경로를 가상경로로 설정함으로써 동일하거나 유사한 경로에 대해 소수의 링크에 트래픽이 집중될 확률이 높다.

특히, 장애 발생 시 복구를 위한 대체 경로들이 같은 링크에 집중되는 경우가 빈번히 발생하고 이로 인해 새로운 트래픽에 대한 경로 설정 자체가 불가능하거나 노드에서의 지연으로 망의 신뢰성과 안정성이 저하된다. 그러므로 망의 안정성과 신뢰성을 보장하기 위해서는 전체적 망 자원의 효율적 사용이 필요하며, 일정한 수준으로 경로를 분산시킬 필요가 있다. 이와 같이 망의 전체적인 효율성을 고려하는 면에서는 불리한 점이 있으므로 TOP-DOWN 방식의 분산 복구 경로계산 방식을 제안한다

그림 3-1에서 노드 A.1.1.x의 단말에서 A.5.3.x 단말로의 연결 요구가 있으면 소스와 목적지를 동시에 포함하는 최상위 그룹에서 그룹간 라우팅경로 계산을 먼저 수행한다. 이 때 각 그룹의 리더노드에 의해 그룹 내 링크의 점유율 정보가 보고되도록 하여 링크 점유율을 고려한 경로 계산을 수행함으로써 보다 신뢰성있는 경로를 선택하도록 한다.

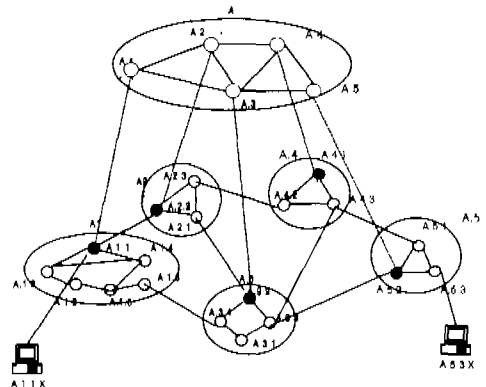


그림 3-1. 계층적 망의 예

그림 3-1과 같은 네트워크에서 각 노드를 N, 링크를 L로 하면 그래프 G(N,L)로 표현 된다. 각 그룹의 노드 수를 n 으로 하고, 경로는 노드 집합으로 표현한다. 링크상태 행렬 M은 다른 노드와의 연결 유, 무를 표현한다.

$$M(i,j) = 0, 1 \quad i, j \in N \quad (4-1)$$

0: i와 j가 직접 연결되어 있지 않거나 i=j

1: i와 j가 직접 연결되어 있다

소스와 목적지노드가 같은 그룹에 속해 있는 레

벨에서 먼저 가능한 경로를 계산하고, 다음 하위레벨에서도 같은 방법으로 경로를 제한하게 된다. 경로 계산 알고리즘을 아래에 기술하였다.

```

Generate_Path(src, dst, Gi) // Gi is group level
for( k = Gi ; k-- 1; to lowest level)
    // Gi is Highest group level
    for(j=0 to n-1)
        // n is the number of nodes in a group Gi
        Path p[k][j];
        // Path list of each level
        if (M(src, dst)=1 ) then
            Compute_Tree(src, dst);
            Decision_Path(p);
Delete_Branch(p);
Compute_DOPA_Formula(p);

Compute_Tree(root, q)
root.id = root;
for(j=0; to n-1)
    if (M(p, j)=1 && j != q then
        Compute_Tree(j, q);
    else
        p[k][j];

Delete_Branch(p)
// Delete branch which satisfied QOS

Decision_Path(p)
// Select path at minimum OR value
    
```

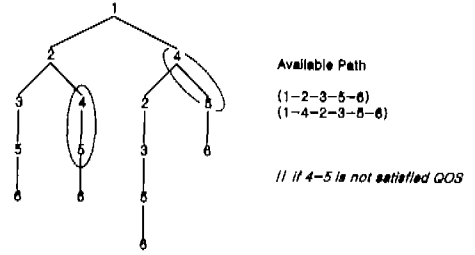


그림 3-3. 가능경로 트리 구성 예

앞의 과정에 의해 각 그룹간 경로가 결정되면 가장 하위레벨을 제외한 각 상위 그룹레벨에서는 가능한 경로 집합에서 일부 링크에 경로들이 집중되지 않도록, 보고된 링크 점유율 정보에 기초하여 여유 대역폭을 고려한 경로를 결정한다. 상위 그룹에서의 점유율(Occupied rate) 계산식은 식 3-2와 같다.

$$OR = \min_p \sum_p f_i \left( \sum_{l_m} \frac{Q_{f_i} + w_{l_m} * N_{or}}{T_{l_m}} \right) / H \quad (3-2)$$

$$P^{f_i} = (p_1^{f_i}, p_2^{f_i}, p_3^{f_i}, \dots, p_N^{f_i})$$

:플로우  $f_i$  의 가능한 대체경로집합

- $w_{l_m}$ : 링크  $l_m$ 의 사용중인 용량
- $Q_{f_i}$ : 플로우  $f_i$ 의 요구용량
- $T_{l_m}$ : 링크  $l_m$ 의 전체용량
- $N_{or}$ : 하위그룹의 링크 점유율
- $H$ : 홉 카운트

식3-2에 의해 일부 링크에 경로들이 편중되는 현상을 최소화 할 수 있도록 경로들을 분산시킬 수 있다.

#### IV. 알고리즘 성능평가

제충망에서의 제안하는 그룹 내 링크 점유율을 고려한 그룹간 경로 설정방법에 대한 성능을 평가하기 위해 사용된 네트워크는 그림 4-1과 같다. 6개의 그룹을 가지는 네트워크로서 네트워크의 링크 대역폭은 표 1과 같다.

그림 4-1에서 A.1.2.x 단말과 A.5.3.x 단말간에 40Mbyte사용자 정보의 전송이 중단된 경우 이를 복구하기 위한 대체 경로를 설정하는 경우를 실험하였다.

그룹 A의 링크상태 표를 표2에 나타냈고 이에

PG(A.1)에서 소스노드가 A.1.1이고 목적노드가 A.1.6인 경우의 경로를 예로 들면 그림 3-2의 (a)에 네트워크 토폴로지를 나타냈고 그림 3-2의 (b)에 각 노드간 연결을 행렬로 표현하였다. 위 식에 의해 만들어진 트리는 그림 3-2와 같고 노드 4와 5사이의 링크가 요구하는 QOS를 만족하지 않는 경우는 트리에서 제거되는 것을 나타냈다.

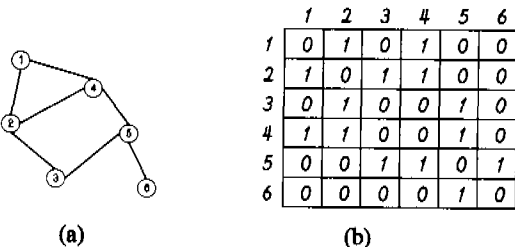


그림 3-2. 링크연결 행렬 예

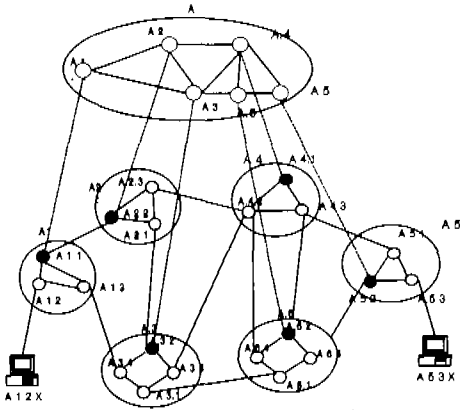


그림 4-1 네트워크 모델

의한 가능한 경로 트리플 그림 4-2에 나타냈고, 그림에서 노드 A.5 A.6 사이의 링크는 장애가 발생한 플로우가 요구하는 대역폭을 만족하지 않으므로 제거된다.

표 1. 네트워크의 링크대역폭

Group	N	N	Working	Spare
PG(A)	A.1	A.2	60	30
	A.1	A.3	40	35
	A.2	A.3	40	30
	A.2	A.4	50	40
	A.3	A.4	45	30
	A.3	A.6	75	35
	A.4	A.5	50	35
	A.4	A.6	30	40
PG(A.1)	A.1.1	A.1.2	30	30
	A.1.1	A.1.3	60	35
	A.1.2	A.1.3	50	40
PG(A.2)	A.2.1	A.2.2	40	25
	A.2.1	A.2.3	50	30
	A.2.2	A.2.3	35	30
PG(A.3)	A.3.1	A.3.3	80	30
	A.3.1	A.3.4	85	35
	A.3.2	A.3.3	65	40
	A.3.2	A.3.4	70	30
PG(A.4)	A.4.1	A.4.2	35	30
	A.4.1	A.4.3	60	35
PG(A.5)	A.4.2	A.4.3	40	25
	A.5.1	A.5.2	60	30
	A.5.1	A.5.3	60	35
PG(A.6)	A.5.2	A.5.3	50	35
	A.6.1	A.6.3	80	30
	A.6.1	A.6.4	60	30
	A.6.2	A.6.3	50	30
	A.6.2	A.6.4	40	35

표 2. PG(A)의 링크상태 행렬

	A.1	A.2	A.3	A.4	A.5	A.6
A.1	0	1	1	0	0	0
A.2	1	0	1	1	0	0
A.3	1	1	0	1	0	1
A.4	0	1	1	0	1	1
A.5	0	0	0	1	0	1
A.6	0	0	1	1	1	0

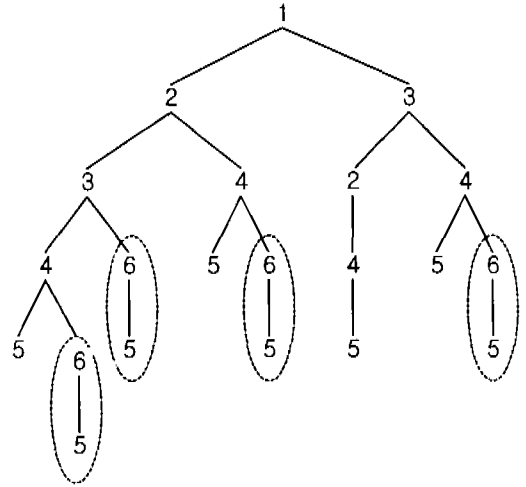


그림 4-2. 그룹 A의 가능경로 트리

표 3. 가능경로들에 대한 OR값 비교

번호	가능한 경로	OR값
1	1-2-3-4-5	6.0543
2	1-2-4-5	5.2261
3	1-3-2-4-5	5.9476
4	1-3-4-5	5.7392

PG(A)에서의 가능한 경로집합에 대해 계산된 OR값을 표 3에 나타냈다. PNNI라우팅 프로토콜에 의한 선택경로는 그림 4-3과 같은 관점으로 경로가 설정되므로 표 3의 4번 경로로 결정된다. 그러나, 제안 방법에 의한 결과는 표에서 2번 경로가 가장 작은 OR값을 가지므로 그룹간 경로는 1-2-4-5로 결정한다.

이 경로가 링크의 점유율 면에서 최하위레벨에서 경로 선택이 이루어지는 PNNI라우팅 프로토콜에 비해 보다 더 효율적인 경로선택이 가능함을 알 수 있다.

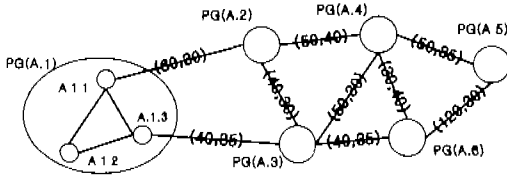


그림 4-3. A.1.2노드 관점에서의 네트워크

### V. 결론 및 향후 연구과제

대규모 망으로 확장이 가능한 PNNI 라우팅에서, 결정되는 복구경로는 그룹내의 전체 점유율을 고려하지 않음으로써 그룹내의 경로설정에도 어려울 뿐만 아니라 네트워크 전체에 대한 트래픽의 집중현상이 발생하는 경우가 있다. 그러므로 계층적으로 구성된 네트워크에 대한 복구를 위하여 복구 경로 설정 시 최상위 계층에서 먼저 각 그룹의 리더노드에 의해 보고된 그룹 내 평균 점유율을 고려한 그룹간 경로를 설정함으로써 기존의 PNNI라우팅 알고리즘 보다 트래픽의 집중을 최소화 할 수 있음을 알 수 있었다.

향후 이와 같은 계층망에서 그룹 내에서도 분산 경로 설정방식에 대한 추가적인 연구가 수행될 필요가 있을 것이다.

### 참고 문헌

[1] ATM Forum: ATM UNI Ver.3.1 Specification May, 1994.  
 [2] ATM Forum, PNNI Spec. Version 1.0, Mar. 1996.  
 [3] George C. Sackett, Christopher Y. Metz, *ATM and Multiprotocol Networking*, McGraw-Hill, 1996.  
 [4] Atsushi Iwata, Rauf Izmailov, *ATM Routing Algorithms with Multiple QOS Requirements for Multimedia Internetworking*, *IEEE Trans. Comm.* Vol 79-B, No.8, Aug. 1996.  
 [5] George Apostolopoulos, Roch Guerin, Sanjay Kamat, Satish K. Tripathi, "Quality of Service Routing: A Performance Perspective," *Computer Communication Review*, Vol.24, No. 4, Aug. 1998.  
 [6] S.D. Kirkby, S.E.P. Pollitt, P.W. Eklund, "Implementing a Shortest Path Algorithm in a

3D Environment," *Proceedings of the 7th International Symposium on Spatial Data Handling*, Vol. 1, Aug. 1996.

[7] Debasis Mitra, John A. Morrison, K.G. Ramakrishnan, "Virtual Private Networks: Joint Resource Allocation And Routing Design" *Proceedings of the IEEE INFOCOM'99* Vol. 2, 480-490, Mar. 1999.  
 [8] Piet Van Mieghem, "Routing in a Hierarchical Structure", *Proceedings of the 1998 1st IEEE International Conference on ATM*, June, 1998.

김형철(Hyoung Chul Kim)	정회원
한국통신학회지 제 24권 12호 참조	
홍충선(Choong Seon Hong)	정회원
한국통신학회지 제 24권 12호 참조	
이대영(Dai Young Lee)	정회원
한국통신학회지 제 24권 12호 참조	