

# 종합정보 통신망을 위한 네트워크 토폴로지 알고리즘에 관한 연구

(A Study on The Network Topology Algorithms for ISDN)

金重圭\*, 全相鉉\*, 朴玟用\*, 李相培\*

(Jung Gyu Kim, Sang Hyeon Jeon, Mignon Park, and Sang Bae Lee)

## 要 約

종합정보통신망(ISDN)의 패킷 교환망 구조를 지역망 설계 알고리즘과 분산망 설계 알고리즘을 적용하여 설계한다. 지역망 설계 알고리즘은 MST 토폴로지를 기본으로 하며, 한계용량을 만족시키고 통신량의 분산효과를 얻을 수 있도록 한다. 이를 Kruskal, Esau-Williams 알고리즘과 비교한 결과, 비용면에서 2.7%의 향상과 평균 지연시간에서 44.8%의 감소 효과를 보였다. 또한 분산망 설계 알고리즘으로서 MST 토폴로지에서 신뢰도를 증가시켜 나아가며 최소 비용의 토폴로지를 결정하는 알고리즘을 제안하였으며, Cut-Saturation 알고리즘과 종단간 지연시간과 통신량 제한조건 하에서 비교한 결과, 비용면에서 약 1/7의 감소 효과와 약 2.5배의 Throughput 증가 효과를 보였다.

## Abstract

This paper suggests a unified packet telecommunication network, which is designed by applying network design algorithm and distribution network design algorithm. Proposed local network design algorithm is based on MST topology, and it can satisfy the limited capacity and get a distribution effect of communication flow. With the result of the comparison with Kruskal and Esau-Williams algorithm, an increase of 2.7% in cost and a decrease of 44.8% in average delay time are shown. Starting with MST topology, proposed distribution network design algorithm gradually increases its reliability, and proposes a conclusive algorithm to determine a topology with minimum cost. In compared with Cut-Saturation algorithm in the aspect of end-to-end delay time and communication flow restricted condition, this proposed algorithm results in 1/7 cost down and about 2.5 times increases in Throughput.

## I. 서 론

본 논문에서는 단일 교환 방식으로서, 새로운 대역의 서비스 제공이 용이하며 전송면에서도 효율적

인 패킷망 구조를 가입자 액세스(지역망)구조와 교환망(분산망)구조로 나누어 제안하고, 이에 따른 네트워크 토폴로지 알고리즘을 제안하였다.

종합정보통신망에 적합한 지역망, 분산망 알고리즘을 적용하기 위해 이전의 Heuristic 알고리즘들과는 다르게 네트워크 평균 지연시간을 제한 조건으로 주지 않고 종단간 지연 시간을 제한 조건으로 주는 알고리즘을 제안한다.

지역망 알고리즘으로서 기존의 알고리즘들과는 다

\*正會員, 延世大學校 電子工學科  
(Dept. of Elec. Eng., Yonsei Univ.)

接受日字: 1989年 7月 31日

(※ 본 연구는 한국과학재단 1987년도 일반 연구비 지원으로 수행되었음)

르게 MST(minimum spanning tree) 토폴로지를 기본으로 한계용량을 만족시키며 통신량의 분산효과를 얻을 수 있도록 재설계 비용과 통신량의 비로 정의되는 새로운 설계 인자를 도입한다. 이를 전형적인 Heuristic 알고리즘들인 Kruskal, Esau-Williams 알고리즘과 동일한 제한조건 하에서 비교한 결과 비용면에서 2.7%의 향상과 평균 지연시간에서 44.8%의 감소 효과를 보였다.

또한 분산망 설계 알고리즘으로서 MST 토폴로지 에서 신뢰도를 증가시켜 나가며 최소 비용의 토폴로지를 결정하는 알고리즘을 제안하였으며, 기존의 Cut-Saturation 알고리즘과 종단간 지연시간과 통신량 제한조건 하에서 비교한 결과 비용면에서 약 1/7의 감소 효과와 약 2.5배의 Throughput 증가 효과를 보였다.

II. 종합정보통신망의 교환 방식

종합정보통신망을 위한 교환 방식으로서의 패킷교환 방식의 필요성은 확장성, 경제성, 효율성 측면에서 명확하다고 할 수 있다.

통신망의 기본구조는 그림 1의 가입자와 네트워크 간의 가입자 액세스 구조와 그림 2의 네트워크 내부 구조로 크게 나눌 수 있다.

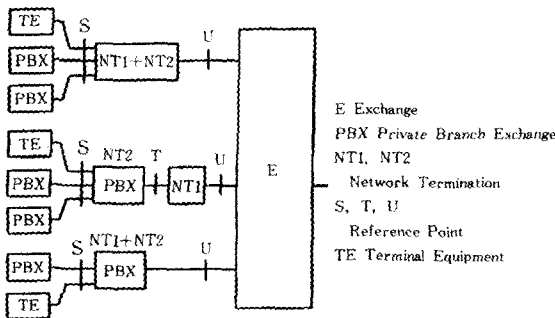


그림 1. 가입자 액세스 구조  
Fig. 1. Subscriber access structure.

이 구조는 통신망과의 상관 관계에서 보면 PBX 가입자를 하나의 노드로 보고 교환기를 집중기(Concentrator)로 생각하는 지역망 구조라 볼 수 있다. 따라서 그림 1의 가입자 액세스 구조는 지역망 설계 알고리즘을 적용시킬 수 있다.

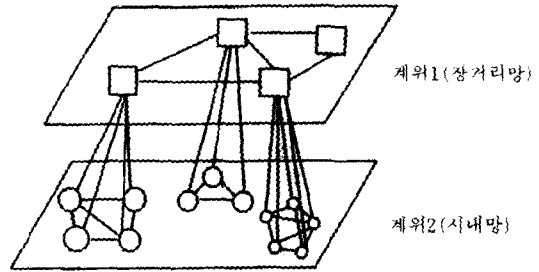


그림 2. 종합정보통신망의 교환망 구조  
Fig. 2. Switching network structure of ISDN.

이 구조는 패킷 데이터 통신망에 비교하면 각 교환기 거리의 연결이 분산망(Distributed Network) 구조를 이루어 기존의 Back Bone 네트워크 설계 알고리즘을 적용할 수 있다.

본 논문에서는 종합정보통신망을 위한 패킷망의 구조를 그림 1과 그림 2에서와 같이 가입자 액세스 구조(지역망)와 교환망 구조(분산망)로 정의하고 이에 따른 네트워크 토폴로지 설계 방법을 제시한다.

III. 네트워크 토폴로지 설계 알고리즘

종합정보통신망을 위한 네트워크 토폴로지 알고리즘을 제안하며 제안된 알고리즘의 성능 평가를 위해 전형적인 네트워크 토폴로지 설계 알고리즘인 MST(minimum spanning tree), Kruskal, Esau-Williams, Cut-Saturation 알고리즘들과의 비교를 행한다.

알고리즘의 수행 및 성능 비교를 위한 전송 지연 시간과 용량 배정에 관한 관계식은 다음과 같다.

$$r^{(d)} = \bar{M} / (\alpha^{-1} C_i - \bar{M} \lambda_i) \tag{1}$$

- $r^{(d)}$  : 메세지당 평균 지연시간 [sec/Message]
- $\bar{M}$  : 메세지당 평균 패킷 개수 [Packets/Message]
- $\alpha$  : 패킷길이 [bits/Packet],  $C_i$ : 용량 [bits/sec]
- $\lambda_i$  : 포아슨 파라미터 [Messages/sec]

$$C_i = \alpha \bar{M} \lambda_i + (1/T) \alpha \bar{M} \sqrt{(1/d_i) \sum_j \sqrt{d_j}} \tag{2}$$

- $T$  : 전송 경로상의 지연시간 [sec]
- $d_i$  :  $C_i$  용량의 거리당 비용

1. 제안된 지역망 설계 알고리즘

(1) 문제 제기

다음과 같은 기본적인 가정을 통해 중앙 집중적인 지역망 설계시 비용면에서 최적해에 근사한 해를 구한다.

- a. 각 노드와 접속기의 위치
- b. 최대 허용 링크 용량 (Cp)
- c. 각 링크 연결 비용 (Cij)  
(고정 비용은 포함된 것으로 가정)
- d. 전체 네트워크의 허용 비용
- e. 각 터미날의 유입 통신량 (Ai)

이러한 가정하에 우리가 구하려는 것은 최소 비용을 들여 제한조건을 만족시키는 링크 배정을 하는 것이다.

최소 비용의 토폴로지 발생은 MST 알고리즘으로 구할 수 있지만 MST 알고리즘은 제한 조건이 없기 때문에 최대 링크 허용 용량을 초과하는 부합적인 결과를 얻게 된다.

본 논문에서는 이러한 MST 알고리즘의 문제를 해결하는 방안을 모색하고 이전의 전형적인 Heuristic 알고리즘들과의 성능 비교를 통해 최소 비용의 중앙 집중적인 지역망을 이루는 알고리즘을 고찰한다.

알고리즘의 가장 기본적인 아이디어는 MST의 문제인 최대 허용치를 초과하는 통신량이 발생한 경우가 과부하 상태를 해소시키는 방안으로 다음과 같은 경우를 최적하게 구한다.

- a. 과부하 상태에서의 원상복귀  
(통신량의 허용치 초과분의 해결)

- b. 비용 증가의 최소화

위의 전략을 MST 알고리즘 결과인 토폴로지에 적용시켜 우리가 원하는 최소 비용을 갖는 중앙집중적 멀티포인트 링크 연결을 얻게된다.

(2) 사용된 기호

- i, j, p, q : 노드 번호, 1 : 집중기 번호
- lij : i-j 링크
- Cp : 최대 허용 링크용량
- Csum : 총 연결 비용
- Cij : i-j 링크 연결 비용
- Ai : 노드 i의 유입 트래픽
- Sij : set of nodes and links in subtrees which contain overflowed link lij
- $\bar{S}_{ij}$  : SUBTRi-Sij:complementary set of Sij
- SO : unoverflowed subtree
- lov : set of overflowed links
- PLij : Sij-lov:unoverflowed link set
- $\Delta\text{Tovij} = \text{Tij} - \text{Cp}$  : overflowed traffic, lij ∈ lov
- $\Delta\text{Tij} = \text{Tij} - \Delta\text{Tovpq}$  : link deletion parameter, lij ∈ PLij, lpq ∈ lov
- LC =  $\Delta\text{Tij} - 0.65\text{Cp}$  : time delay reducing parameter
- $\bar{S} = \text{SO} + \bar{S}_{ij}$
- $\Delta\text{Cik} = \text{Cik} - \text{Cij}$ , if k ∈  $\bar{S}$  if i, j ∈ Spq, lpq ∈ lov

SUBTRi : set of nodes and links in subtree which contains link lij

TERMi : set of end terminal nodes in SUBTRi

PATHij : path set which run through i from l to j  
i, j ∈ SURTRi, j ∈ TERMi

PATHij[m] : mth node number of PATHij

n : numbers of node in PATHij

$\text{Tipqj} = \sum_l A_i, l \in \text{PATHij}, l = \text{path}_i[n], p = \text{path}[1]$

: PATHij traffic between node p and q,

p = PATHij[m-1], q = PATHij[m]

$\text{Tallipq} = \sum_j \text{Tipqj}$  : 링크 lpq 트래픽, j ∈ termi

$\Delta\text{Dik} = \Delta\text{Cik} / \Delta\text{Tij}$  : 재설계 변수

(3) 알고리즘

제안된 알고리즘은 비용을 최소화시키면서 한계 용량을 초과한 링크의 문제를 해결하는 방법을 사용하였다. 즉 통신량이 초과할 경우 (Tovij), 그 이전 링크에서 한계 용량을 초과시킬 수 있는 통신량 이상을 갖는 것을 찾아 그 링크를 제거했을 때 남은 링크 (PLij)들을 재배치 한다. 이 때 발생하는 비용 (ΔCik)을 최소화 하기 위해 새로운 파라미터 ΔDik = ΔCik/ΔTij를 적용하였다.

비용을 최소화하기 위해 ΔCik는 최소로, 또한 용량 배정시 초기 토폴로지의 중요성 때문에 시간지연 문제도 동시에 고려해서 ΔTij는 최대로 하는 연결 쌍을 찾기 위해 ΔDik가 최소인 경우부터 차례로 가능성을 조사하여 원하는 최소의 비용을 갖는 제한조건을 만족하는 해를 구한다.

제안된 지역망 알고리즘은 아래와 같다.

- [Step 1] Given Cp, Cij, Ai, find MST  
index the links in increasing order by cost  
 $l_u \leq l_{pq}, C_{ij} \leq C_{pq}$
- [Step 2] Start by selecting link lij, min(Cij) for the spanning tree add link lpq if lpq does not form a circuit
- [Step 3] Continue to consider links if successively higher indices, selecting a link whenever it does not form a circuit with the previously selected links, and rejecting it otherwise.
- [Step 4] Find paths from l to j, Pij, list all paths from j to l with summing traffic of all its link toward l, Tallipq, if overflowed paths are found, then go to Step 5, otherwise Stop
- [Step 5] Find overflowed subtree SUBTRi, overflowed link lov, calculate ΔTovij  
first consider minimum ΔTovij,

if  $\text{all } \Delta T_{ij} < 0$  (i. e.  $\Delta T_{ovij} > C_p$ ) then go to Step 6  
 Step 6  
 if  $\Delta T_{ij} > 0$  then delete  $l_{ij}$ , find  $S_{ij}, \bar{S}$   
 if  $LC > 0$  then update  $\Delta T_{ij} = 0.5 C_p$   
 calculate  $\Delta C_{ik}, \Delta D_{ik}$   
 go to Step 7

[Step 6] Calculate all  $\Delta D_{ik}$  when  $\Delta T_{ij} = T_{ij}$   
 first choose minimum  $\Delta D_{ik}$ , reassign  $i$  to  $k$   
 if satisfies constraints, then update  $\Delta T_{ovij}, \Delta T_{ij}$   
 if  $lov = 0$  then Stop  
 otherwise go on next  $\Delta D_{ik}$   
 [Step 7] Choose  $\Delta D_{ik}$  from its minimum value, reassign  $i$  to  $k$   
 if recovered from overflow states and satisfies constraints, then update  $\Delta T_{ovij}, \Delta T_{ij}$   
 other wise go on next  $\Delta D_{ik}$   
 if  $lov = 0$  then Stop,  
 otherwise go to Step 5.

[Step 8] Choose minimum  $C_{sum}$ , and determine the topology

[Step 9] Stop

(4) 알고리즘의 성능 비교

위의 제안된 알고리즘을 표 1 과 같은 비용, 트래픽 행렬을 갖는 망에 대해 적용해 보았다. 동일한 한계 용량의 제한조건하에서 각각 알고리즘을 적용한 결과 제안된 알고리즘이 기존의 Heuristic 알고리즘인 Kruskal 알고리즘과 Esau-Williams 알고리즘에 비해 비용, 지연시간 면에서 향상된 결과를 보였다.

그림 3 과 같은 노드 위치와 표 1 의 데이터로부터 각 알고리즘의 성능비교를 행한 결과를 그림 4, 그림 5, 그림 6, 그림 7에 보였다.

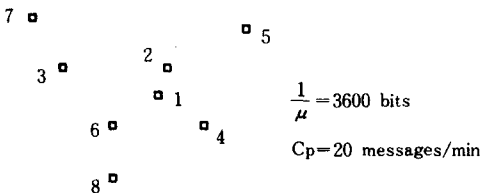


그림 3. 노드 위치  
 Fig. 3. Node location.

표 1. 성능 비교를 위한 비용 행렬 및 통신량 행렬  
 (a) 비용 행렬  
 (b) 통신량 행렬

Table 1. Cost and traffic matrix for performance comparison.

(a) Cost matrix,  
 (b) Traffic matrix.

node	1	2	3	4	5	6	7	8
1	-	2	55	13	45	15	58	59
2	2	-	52	14	43	16	48	62
3	55	52	-	60	85	34	37	60
4	13	15	60	-	50	18	72	50
5	45	43	65	50	-	59	81	95
6	15	16	34	18	59	-	55	41
7	58	48	37	72	81	55	-	78
8	59	62	60	50	95	41	78	-

(a)

node	1	2	3	4	5	6	7	8
traffic	30	14	12	13	6	7	6	6

(b)

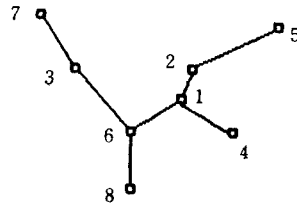


그림 4. MST 알고리즘  
 Fig. 4. MST algorithm result.

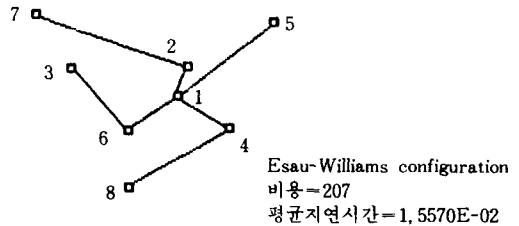


그림 5. Esau-williams 알고리즘  
 Fig. 5. Esau-williams algorithm result.

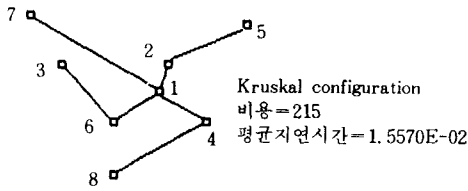


그림 6. Kruskal 알고리즘  
Fig. 6. Kruskal algorithm result.

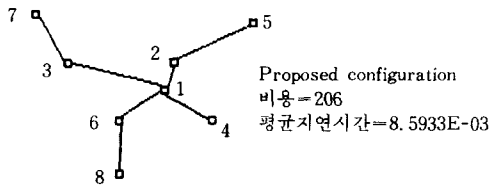


그림 7. 제안된 알고리즘  
Fig. 7. Proposed algorithm result.

앞의 결과를 보면 MST 비용 185의 하한선에서 Kruskal 알고리즘은 115로 16.2%의 비용이 증가했고 Esau-Williams 알고리즘은 207로 11.9%의 비용이 증가했으나 제안된 알고리즘에 의한 비용 증가는 11.4%인 206에 불과했다. 이것은 제안된 알고리즘이 전형적인 두 알고리즘의 설계 비용에 비해 약 2.7%의 비용 절감을 얻을 수 있는 결과이고 더우기 용량 배정을 하기 전에 초기 토폴로지의 시간 지연 효과를 살펴볼 때 Kruskal과 Esau-Williams 알고리즘은 1.5570E-02의 평균 지연 시간을 보였으나 제안된 알고리즘에 의한 평균 시간 지연은 8.5933E-03에 불과했다. 이것은 두 알고리즘의 평균 지연 시간을 약 44.8% 감소시킨 결과이다.

제한 조건을 만족시키는 제안된 Heuristic 알고리즘은 비용면에서 최소화를 이루면서 교통량 분산 효과를 가져와 전체 네트워크의 평균 지연시간에 있어서도 이전 알고리즘의 결과에 비해 개선됨을 알 수 있다.

제안된 알고리즘의 일반성을 검증하기 위해 표 1의 임의성에서 벗어나 비용 행렬과 통신량 행렬을 난수 발생시켜 각 경우에 링크 배정과 용량 배정을 한 결과는 표 2와 같다.

20개의 랜덤 토폴로지 제한 조건을 적용해 본 각

표 2. 20개 지역망 데이터의 평균값

Table 2. Mean data of 20th local network.

	First Cost	Total Cost	Ave. Delay	Cost. Delay	Throughput
E.-W.	8.380E+01	1.958E+02	1.000E-02	1.958E+00	2.066E-01
Kruskal	8.245E+01	1.956E+02	10.00E-03	1.956E+00	2.092E-01
MST	6.315E+01	1.733E+02	10.00E-03	1.733E+00	2.817E-01
Proposed	7.990E+01	1.936E+02	10.00E-03	1.936E+00	2.052E-01

각의 토폴로지 성능 비교에서도 알 수 있듯이 동일한 용량과 최대 허용 지연시간 제한조건하에서 제안된 알고리즘의 토폴로지가 통계적으로 비용면에서 비교된 알고리즘에 비해 향상된 결과를 보였다. 이것은 성능 비교시 지연시간과 Throughput 모두 향상시킬 수는 없기 때문에 최대 허용 지연시간을 설계인자로 두고 각 알고리즘을 비교한 경우이며 그 결과 지연시간을 만족하는 최소 비용의 토폴로지가 다른 토폴로지에 비해 향상되었다고 말할 수 있다.

지연시간이 링크 용량 배정시 중요한 요소로 작용하므로 이들의 영향을 살펴보기 위해 표 3과 같은 비용, 통신량 행렬의 가정하에 지연 시간 제한 조건에 따른 링크 용량 배정을 수행한 시뮬레이션 결과는 그림 8과 같다.

표 3. 시뮬레이션을 위한 비용 및 통신량 행렬  
Table 3. Cost and traffic matrix for simulation.

	1	2	3	4	5	6	7	8
1	0	38	20	23	14	37	39	43
2		0	38	19	21	36	41	13
3			0	29	12	46	10	2
4				0	11	46	49	10
5					0	19	21	28
6						0	19	48
7							0	4
8								0

(a) 비용 행렬

	1	2	3	4	5	6	7	8
1	0	6	29	23	28	20	15	4

(b) 통신량 행렬

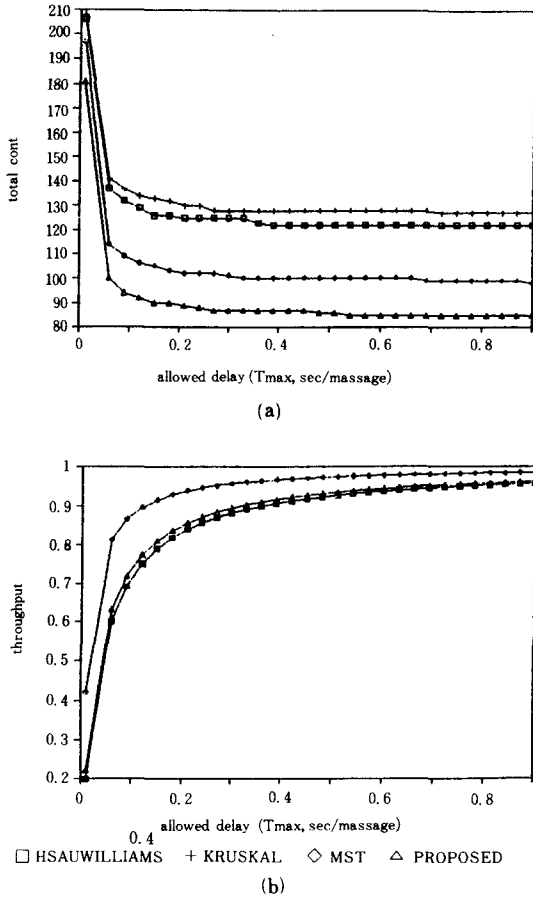


그림 8. 지역망 설계 알고리즘의 시뮬레이션 결과 비교

- (a) 지역망 비용 비교
- (b) Throughput 비교

Fig. 8. Simulation result comparison of local network design algorithm.

- (a) Local network cost comparison,
- (b) Throughput comprision.

2. 제안된 분산망 설계 알고리즘

분산망의 설계는 지역망 설계와는 달리 신뢰도 문제를 필히 고려해야만 한다.

본 논문에서는 신뢰도를 한 노드(패킷 교환기)에 연결된 링크(Trunk)의 수인 Edge Connectivity로 정의하고 연결도가 2 이상인 최소 비용의 분산망 구조를 설계한다.

(1) 기본 가정

지역망 설계시와 같이 다음과 같은 기본 사항들을 가정한다.

- a. 각 노드의 위치
- b. 각 노드 간의 거리(Distance) 행렬(DTij)

c. 각 노드 간의 교통량(Trij)

제안된 분산망 설계 알고리즘의 기본 개념은 지역망 처럼 최소 비용의 연결을 이루는 MST에서 출발하여 신뢰도를 증가시켜 연결도가 2 이상인 분산망 구조를 이루는 것으로 신뢰도가 증가할수록 전체 통신망의 비용은 감소한다는 가정을 바탕으로 한다.

(2) 알고리즘

그래프 이론을 통신망 모델에 적용하면 Vertex는 교환기를, 초기 그래프의 Edge U는 가능한 전송 선로로 보고 수요(Demand)는 두 교환기 사이에 전송이 이루어지는 트렁크 그룹의 추정치에 적용시킬 수 있다.

따라서 그래프 이론을 적용, 통신망에서의 트래픽을 중단간의 기본 Simple Flow 문제로 단순화시켜 최단 경로 선정에 따른 네트워크 비용을 최소화시키는 방법을 사용할 수 있다.

제안된 알고리즘은 신뢰도를 증가시키며 허용된 지연 시간을 유지하고 최소의 비용을 갖는 분산망을 설계하는 것으로 초기 토폴로지로서 지역망에서와같이 최소 비용의 MST 토폴로지를 구한다. 그리고 연결도가 2미만의 노드를 선택하여 나머지 노드와의 연결시 최단 경로 선정을 사용한 용량 배정의 총 비용이 최소가 되는 경우에만 그 연결을 확정한다. 이렇게 연결도를 증가시켜 나가면서 주어진 신뢰도와 지연 시간을 만족하는 최소 비용의 토폴로지를 구한다.

개략적인 분산망 설계 알고리즘은 다음과 같다.

- [ Step 1 ] Given cost, traffic matrix, end-to-end delay, Find MST topology
- [ Step 2 ] Determine the connectivity number CNNi of node i,  $\forall i$   
Connect i to j i.,  $\min(CNNi), j \neq i$   
Find shortest path routes and assign link capacity with(2)  
Calculate the topology cost NetCoij,  $i., \min(CNNi), \forall j$
- [ Step 3 ] Choose the minimum NetCoij and its topology if  $NetCoij \leq Previous\ NetCoij$  or  $3 > \min(CNNi) \forall i$  then go to Step 2
- [ Step 4 ] Determine the final topology  
Stop

(3) 알고리즘 성능 비교

제안된 알고리즘의 성능 비교를 위해 다음과 같은 비용, 통신량 행렬(Cost, Traffic Matrix)을 갖는 6개 노드의 네트워크에 대해 기존의 분산망 설계 알

표 4. 분산망 설계를 위한 비용 및 통신량  
(a) 비용 행렬

Table 4. Cost and traffic matrix for distributed network design.

(a) Cost matrix, (b) Traffic matrix.

	1	2	3	4	5	6
1	0	219	300	336	552	372
2		0	189	123	342	426
3			0	211	441	603
4				0	261	453
5					0	376
6						0

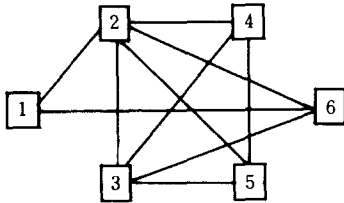
(a)

	1	2	3	4	5	6
1	0	3.44	3.70	2.77	1.65	1.86
2		0	4.57	5.89	2.07	1.27
3			0	4.08	2.36	1.32
4				0	3.99	1.47
5					0	1.13
6						0

(b)

고리체인 Cut-Saturation 알고리즘을 수행하고 그 결과를 비교하였다.

Cut-Saturation 알고리즘과 제안된 알고리즘을 동일 조건하에서 비교하기 위해 종단간 지연시간 제한 조건을 0.1 [sec/message]로 가정하고 제안된 알고리즘에서 최소 비용의 분산망을 설계하였다.



$\alpha = 10^4$  [bits/packet]  
 $M = 64$  [packets/message]

그림 9. 제안된 분산망의 구조  
Fig. 9. Proposed distributed network structure.

표 5. 제안된 분산망의 용량  
Table 5. Proposed distributed network capacity.

	1	2	3	4	5	6
1	0	7.4E+06	0	0	0	7.6E+05
	0	9.6E+06	0	0	0	1.2E+06
2	7.4E+06	0	4.0E+06	9.0E+06	4.1E+06	4.0E+06
	9.6E+06	0	6.0E+06	9.6E+06	6.0E+06	6.0E+06
3	0	4.8E+06	0	9.0E+05	7.9E+05	7.2E+05
	0	6.0E+06	0	1.2E+06	1.2E+06	1.2E+06
4	0	9.0E+06	9.0E+05	0	9.0E+05	
	0	9.6E+06	1.2E+06	0	1.2E+06	0
5	0	4.1E+06	7.9E+05	9.0E+05	0	0
	0	6.0E+06	1.2E+06	1.2E+06	0	0
6	7.6E+05	4.0E+06	7.2E+05	0	0	0
	1.2E+06	6.0E+06	1.2E+06	0	0	0

이때  $\alpha = 10$  [bits/packet],  $M = 64$  [packets/message]를 가정하였다. 그 결과 최적 용량 배정시 전체 교통량 104,506 [messages/sec]에 대해 최적 용량이 1042,695 [messages/sec], 최적비용이 약 7350.52 정도였다. 이 경우 이산 용량 배정을 행한 최종 이산 용량(Discrete Capacity)의 합은  $8.639 \times 10^7$  [bps]로 이 때 네트워크 전체 총비용은 7739.99로 분석되었다.

제안된 분산망의 평균 네트워크 지연시간은  $2.35 \times 10^{-2}$  [sec/message], 전체 효율(교통량/용량)은  $7.741 \times 10^{-2}$  정도였다.

위의 결과를 토대로 Cut-Saturation 알고리즘에 전체 교통량과 허용 지연 시간을 표 4와 같이 가정하고 분산망을 설계한 결과는 그림 10과 같으며 이산 용량의 합이  $3.51 \times 10^8$  [bps]로 이 때 네트워크의 총비용은 55260이었다.

CS의 평균 네트워크 지연시간은  $1.881 \times 10^{-3}$  [sec/message], 전체 네트워크의 효율은  $3.124 \times 10^{-2}$ 로 분석되었다.

두 결과를 비교해 보면 제안된 분산망 설계 알고

표 6. Cut-saturation 용량  
Table 6. Cut-saturation capacity.

	1	2	3	4	5	6
1	0	$2.2 \times 10^7$	0	0	0	$1.4 \times 10^7$
	0	$3.4 \times 10^7$	0	0	0	$3.4 \times 10^7$
2	$2.6 \times 10^7$	0	$3.2 \times 10^7$	0	0	0
	$3.4 \times 10^7$	0	$3.4 \times 10^7$	0	0	0
3	0	$3.7 \times 10^7$	0	0	$2.2 \times 10^7$	0
	0	$4.5 \times 10^7$	0	0	$3.4 \times 10^7$	0
4	0	0	0	0	$2.0 \times 10^7$	0
	0	0	0	0	$3.4 \times 10^7$	0
5	0	0	$2.6 \times 10^7$	$2.0 \times 10^7$	0	0
	0	0	$3.4 \times 10^7$	$3.4 \times 10^7$	0	0
6	$1.0 \times 10^7$	0	0	0	0	0
	$3.4 \times 10^7$	0	0	0	0	0

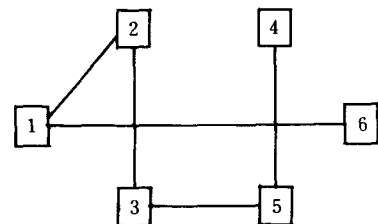


그림 10. 분산망 설계 결과  
Fig. 10. Distributed network design result.

리듬이 중단간 허용 지연시간을 제한조건으로 주어졌을 경우 기존의 Cut-Saturation 알고리즘 보다 비용, Throughput 면에서 향상된 결과를 얻는다는 것을 알 수 있다.

지역망 설계 알고리즘의 성능 비교와 같이 데이터의 임의성을 없애기 위해 랜덤하게 비용, 통신량을 발생시켜 제안한 분산망 설계 알고리즘과 Cut-Saturation과의 성능 비교를 수행하였으며 그 결과는 표 7 과 같다.

표 7. 분산망 설계 알고리즘의 성능 비교 결과  
Table 7. Performance comparison of distributed network design algorithm.

	First Cost	Dis. Cost	Dis. Delay	Dis. Throu.
CS	1.131E+04	1.576E+04	1.869E+00	4.370E-02
New global	5.661E+03	1.046E+04	2.344E+00	6.337E-02

그 결과 제안된 설계 알고리즘은 Cut-Saturation 알고리즘에 비해 비용, Throughput 면에서 통계적으로 향상됨을 알 수 있다. 중단간 허용 지연시간의 변화에 따른 각 알고리즘의 성능 비교의 결과는 그림 11과 같다.

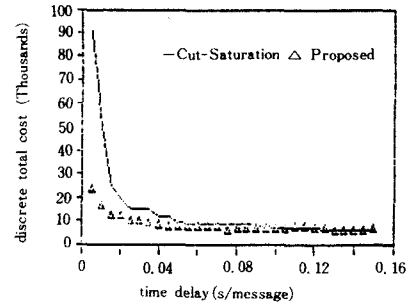
물론 이것은 네트워크 총 노드의 수가 제한된 경우의 시뮬레이션 결과이지만 Cut-Saturation 알고리즘은 기본적으로 초기 토폴로지가 중요한 변수로 작용하고 있고 제한 조건이 중단간 지연 시간 아니라 주어진 네트워크 전체 교통량(Throughput)의 ±5% 경계 조건 내에서만 비용 최소화를 결정하는 알고리즘이기 때문이다.

IV. 결 론

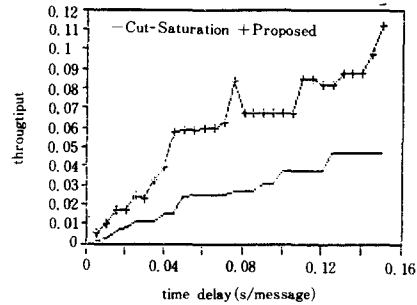
본 논문에서는 새로운 대역의 서비스 제공이 용이하며 전송면에서도 효율적인 패킷망 구조를 가입자 액세스 구조(지역망)와 시내망과 장거리망으로 나누어 교환망 구조(분산망)로 정의하고 이에 대한 네트워크 토폴로지 설계를 제시하였다.

제안된 알고리즘은 종합정보통신망에 적합하도록 이전의 Heuristic 토폴로지 알고리즘들과는 다르게 네트워크 평균 지연시간을 제한 조건으로 주지 않고 중단간 지연시간을 제한 조건으로 주었다.

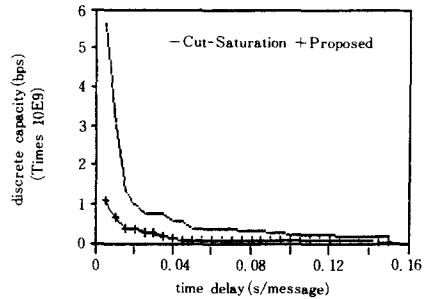
지역망 알고리즘으로서 기존의 알고리즘들과는 다르게 MST(minimum spanning tree) 토폴로지를 기본으로 한계 용량을 만족시키며 통신량의 분산효과를 얻을 수 있도록 재설계 비용과 통신량의 비로 정의



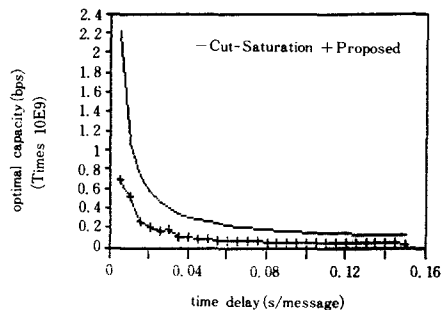
(a)



(b)



(c)



(d)

그림 11. 분산망 분석

- (a) 비용 분석
- (b) Throughput 분석
- (c) 이산 총 용량 분석
- (d) 최적 총용량 분석

Fig. 11. Distributed network analysis.

- (a) Cost analysis,
- (b) Throughput analysis,
- (c) Total discrete capacity analysis,
- (d) Total optimal capacity analysis.



되는 새로운 설계 인자를 도입하고 전형적인 Heuristic 알고리즘들인 Kruskal, Esau-Williams 알고리즘과 동일한 제한 조건하에서 비교한 결과 비용면에서 2.7%의 향상과 평균 지연시간에서 44.8%의 감소 효과를 보였다.

또한 분산망 설계 알고리즘으로서 MST 토폴로지에서 신뢰도를 증가시켜 나아가며 최소 비용의 토폴로지를 결정하는 알고리즘을 제안하고 기존의 Cut-Saturation 알고리즘과의 중단간 지연시간, 통신량 동일 제한 조건하에서 비교서 비용면에서 약 1/7의 감소 효과와 약 2.5배의 Throughput 증가 효과를 보였다.

이 경우 토폴로지 설계 제한 조건의 임의성에서 벗어나기 위해서 랜덤하게 제한 조건(비용, 통신량)을 주고 각 알고리즘들과의 성능비교를 통해 제안된 알고리즘의 일반성을 보였다.

실제로 종합정보통신망을 위한 토폴로지 설계에는 각 서비스별로 수요를 예측, 정확한 통신량을 추정하고 이에 따른 비용 함수를 결정하여 최소 비용의 토폴로지를 발생시켜야 하며 정확한 비용, 통신량, 각 메시지에별 패킷 크기등이 주어진다면 제안된 알고리즘으로 종합정보통신망을 위한 토폴로지를 실제로 구현할 수 있을 것이다.

參 考 文 獻

[1] Peter Bocker, ISDN: The Integrated Services Digital Network, Spriager-Verlag, Berlin Heidelberg, 1988.  
 [2] 한국전자통신 연구소 "서기 2001년을 향한 한국의 전기 통신에 관한 연구," 1985. 12  
 [3] K.D. Hackbarth, "Implications of the ISDN-concept on Telecommunication Network Planning," Norton-Halland, Com-

puter Networks and ISDN systems, 3 vol. 13, pp. 269-274, 1987.

[4] CCITT, Final Report to the IXth CCITT Plenary Assembly (Part V-Rec. I.300 Series) CCITT IXth Plenary Assembly, Melbourne 1988.  
 [5] CCITT, Final Report to the IXth CCITT Plenary Assembly (Part VII-Rec. I.500-series), CCITT IXth Plenary Assembly, Melbourne 1988.  
 [6] Jonathan S. Turner, "Design of an integrated services packet network," *IEEE Journal on Selected areas in Com.*, vol. SAC-4, no. 8, November 1986.  
 [7] Keki B. Irani and Nicolas G. Khabbaz, "A methodology for the design of communication networks and the distribution of data in distributed supercomputer System," *IEEE Trans. on Com*, vol. C-31, no. 5, May 1982, pp. 419-434.  
 [8] 한국전기통신공사, "공통선 신호방식 도입 전 환계획에 관한 연구," 1988, 12  
 [9] 과학 기술처, "국내 기간 전산망을 위한 최적 네트워크 토폴로지의 용량배정에 관한 연구," 1987, 3  
 [10] Izhak Rubin, "Message delays in packet-switching communication networks," *IEEE Trans. on Com.*, vol. COM-23, no. 2, Feb. 1975, pp. 186-192.  
 [11] Mario Gerla and Leonard Kleinrock, "On the topological design of distributed computer networks," *IEEE Trans. on Com.*, vol. Com-25, no. 1, Jan. 1977, pp. 48-60.

著 者 紹 介



全 相 鉉 (正會員)  
 1964年 9月 7日生. 1987年 2月 연세대학교 전자공학과 졸업. 1989年 8月 연세대학교 대학원 전자공학과 석사학위 취득. 1989年 9月~현재 연세대학교 전자공학과 박사과정. 주관심분야는 Computer

Network, ISDN 분야 등임.

金 重 圭 (正會員) 第23卷 第6號 參照  
 현재 연세대학교 전자공학과 박사과정

李 相 培 (正會員) 第12卷 第4號 參照  
 현재 연세대학교 전자공학과 교수

朴 玟 用 (正會員) 第22卷 第5號 參照  
 현재 연세대학교 전자공학과 부교수