

비계층적 통신망에서의 근사 포화형 경로설정 알고리즘

正會員 길 계 태* 正會員 殷 鍾 宮* 正會員 朴 英 澈** 正會員 이 상 철**

A Near Saturation Routing Algorithm for Non-hierarchical Networks

Gye Tae KIHL*, Chong Kwan UN*, Young Chul PARK**, Sang Chul LEE** *Regular Members*

要 約 본 논문에서는 근사 포화형 경로 설정 알고리즘을 제안한다. 이 방식의 주 idea는 flooding 되어 망의 정계로 소멸해가는 search message들을 이용하여 각 노드의 path table을 갱신함으로써 각 노드가 이 정보를 가지고 자신에게 도착하는 search message들이 망의 congestion의 증가가 가장 작은 path를 선택하게 함으로써 망의 congestion을 control 하는 것이다. 이 알고리즘의 유용함을 인식시키고자 회선 교환 망과 패킷 교환 망에서 각각 모의 실험을 하였다. 또한 제안된 알고리즘은 다른 분석적인 알고리즘들과 비교할 때 거의 비슷한 성능을 갖음을 알았다. 이 방식의 overhead는 망의 데이터 베이스 관리부에 부가하는 work load이다. 그러나, 이 work load는 알고리즘이 제공하는 효율적인 congestion control로 인하여 충분히 상쇄할 수 있다. 이 알고리즘은 configuration이 자주 변하는 동적인 망에서 뿐만 아니라 일반 상용 망에서도 유용한 것이다.

ABSTRACT Flooding is known to be an effective routing mechanism not only in circuit switched networks but also packet switched networks since it minimizes the time required for up calls and does not have to maintain routing tables or distance tables by periodically intercommunicating among all the network nodes. However, one main drawback of it is the overhead on the control message signaling channels. In this paper, we propose an overlaying scheme on the existing mechanism that retains the desired properties of flooding, yet provides congestion control to the network. This is done by utilizing the wasted search messages to inform the network of the conditions of each path from one node to another. The overhead is to maintain a path table in each node. However, this overhead is not so critical. Also, this scheme can take advantages further by limiting the extent of message propagation through the network and by incorporating trunk reservation schemes additionally.

I. 서 론

본 논문에서는 비계층적 통신망에서의 경로 설정 과제와, 망 구조의 비밀성과 손상 상황에서의 생존성이 특히 강조되는 군사 통신망에서의 경로 설정 알고리즘들을 연구하고, 이 같은 망에서 망내의 낮은 congestion을 유지하기 위한 congestion control 알고리즘을 제시한다.

현 군사 통신망은, 미국의 mobile subscriber equipment(MSE)의 경우, 보통의 경우 회선 교환방식으로 운용되는 데 그 구성은 다음과 같다. MSE망은 56개의 network concentrator (NC)들과 224개의 소 NC, 9개의 대 extention node(EN), 그리고 121개의 remote access unit (RAU)들로 구성된다. 각각의 NC는 격자형(grid)으로 분포하며 각 구역마다 4개의 NC들 중 2개의 NC는 망 관리 역할을 분담하는 데, 이 NC들을 system control center(SCC)라 부른다. 이 SCC들 중 한 개를 master system control (MSC)이라고 부르는데 이것은 망의 데이터 베이스와 트렁크 관리, NC와 EN 등의 배치에

*韓國科學技術院 通信研究室
Communication Research Laboratory Department of
Electrical Engineering Korea Advanced Institute of
Science and Technology
**國防科學研究所
Agency for Defense Development
論文番號 : 91-98(接受1991. 3. 27)

관한 일을 취급한다. 망 안의 각각의 링크는 16kbps의 선로 전송 속도를 갖는 디지털 트링크 그룹들로 구성된다. 각각의 트링크 그룹은 64개의 양방향 전송 선로들로 구성되며, 그 중 2개 선로는 공통선 신호(CCS)용이다. 이 CCS용 선로들 중 하나는 모든 경로 설정 기능을 위해, 다른 하나는 경로가 발견된 후의 통화 개선을 위한 것이다. 그 나머지 62개의 선로들은 tandem switching을 위한 것으로서 망의 통화 붕괴 확률을 0.3%이하로 하기에 충분한 것이다¹⁾.

MSE망에서는 통화 경로 설정을 하기 위해 flood search 알고리즘²⁾을 쓰고 있다. 이 flooding 알고리즘은 각 NC에 그 NC의 local 가입자에 대한 directory table만이 필요하고 별도의 routing table이 필요하지 않으므로 routing table을 갱신하기 위한 message를 전송하지 않아도 되므로 크기가 20×20 이하인 망에서 통화 요청에 대한 경로 설정 시간 지연이 짧고 현재의 망의 상태를 잘 반영한다는 장점을 가지고 있는 반면, 망의 크기가 큰 경우 발생하는 순방향 search message들의 수가 매우 많아지므로 망의 통화 개선 요구가 빈번하면 할수록 통화 개선 시간 지연이 발생할 위험이 있다는 단점을 지니고 있다.

이 알고리즘의 변형된 형태로는 restricted flooding³⁾과 hybrid routing⁴⁾이 있다. Restricted flood search 알고리즘은 각 NC에 주기적으로 갱신되는 quadratic location table(QLT)이 있어서 통화 개선 요청시 호출된 착신측 가입자가 위치하고 있을 만한 quadrant로만 flood search함으로써 search message의 수를 줄이고자 하는 것이다. Hybrid routing에서 각 노드는 망의 모든 가입자와 각 노드에 대한 global directory를 가지고 있어서 순방향 search시 그 정보를 가지고 착신측 가입자가 있는 노드까지의 path를 구하여 그 path를 따라 search message를 보낸다. Search message가 그 노드에 도착하여 착신측 가입자가 없으면 그 도착한 노드에서부터 flooding하는 것이다. 이 알고리즘은 각 NC에

subscriber affiliation table(SAT)을 필요로 한다. 각 SAT에는 망의 모든 가입자들에 대한 directory와 각각의 pseudo-code를 기록하며, routing table이 있어서 각 pseudo code에 대한 다음 가용한 노드 번호를 기록한다. 이 알고리즘의 성능은 SAT를 갱신하는 주기에 의해 좌우되므로 configuration의 변화가 빈번하지 않은 망에서 유용하다.

Miller는 그의 논문에서 이 3가지 알고리즘들에 대한 성능을 비교하였는데, 그 측정 수단으로 통화 집속도를 사용했을 때 flooding이 가장 좋은 성능을 내는 것을 모의 실험을 통하여 보았다⁵⁾.

따라서, 본 논문에서는 이와같은 flooding의 통화 집속도를 유지하면서 동시에 좋은 congestion control을 제공하는 근사 포화형 경로 설정(NSR) 알고리즘을 제안한다. 이 알고리즘의 유효함(feasibility)을 보이고자 기존의 gradient projection(GP) 알고리즘⁶⁾, flow deviation(FD) 알고리즘⁷⁾ 등 비선형 최적화 방법들을 모의 실험하였고 NSR과 비교하였다. 또, NSR 알고리즘과 기존의 flooding 알고리즘과의 성능 비교를 하기 위해 회선 교환 망에서 각각 모의 실험을 하였으며, 특히 NSR알고리즘을 9노드 격자형 회선 교환 망에서 모의 실험을 통하여 flooding 알고리즘과 비교함으로써 군 통신망에서의 유효함을 보였다.

II. 근사 포화형 경로 설정 알고리즘

알고리즘의 주 idea는 flooding되어 망 경계로 퍼져나가는 search message를 이용하는 점이다. 신호 채널을 통하여 확산된 search message들은 그것들이 망의 신호 채널에 가하는 overhead에도 불구하고 그냥 사라져 버리므로, 이 낭비되는 search message들을 이용하여 망의 각 path의 상태를 각 노드에 전달하고자 하는 것이다.

이를 위하여 각 노드에는 path table이 필요하

다. Path table에는 각 발신측, 착신측, 착신측 노드간의 가상 회선에 대한 path들과 그 path들의 cost를 저장한다. 모든 flooding된 search message들은 망을 통하여 퍼져 나간다. Search message가 임의의 한 노드에 도착하면, 그 노드 computer는 그 search message가 갖고 있는 정보를 가지고 자신의 path table을 갱신한다. 이 노드에서의 operation이 끝나면, search message는 다시 flooding되어 망을 통하여 진행하며 다른 노드에 도착하면 전과 같은 과정이 반복된다. 이렇게 하여 결국 모든 노드는 착신측이 자신이 모든 가능한 발신측, 착신측 사이에 존재하는 가상 회선들에 대한 정보를 기억하게 된다. 또, search message의 flooding은 통화 개설을 하고자 하는 요청들의 arrival rate보다 빈번하므로, congestion control이 요구되는 부하가 심한 망에서 각 노드의 path table의 내용은 현재의 망의 상태를 거의 그대로 반영하게 된다. 따라서, 주기적으로 routing table을 갱신하는 다른 종류의 분산형 경로 설정 알고리즘보다 더 효과적으로 congestion control을 수행하는 것이다.

정상상태에서, 모든 노드는 자신의 path table을 가지고 있으므로, search message가 화선에 의해 착신측 노드에 일단 도착하면, 착신측 노드

는 자신의 path table을 검색하여 그 search message의 발신측과 착신측을 연결하는 가상 회선들 중 "HOOK time"보다 짧은 과거에 갱신된 path이면서 동시에 cost가 가장 작은 path 하나를 선택하여 그것을 가지고 현재 도착한 search message를 갱신한다. 이 때 search message는, 예를 들어 A, B, C, D는 망안의 노드들의 식별 이름이라고 할 때, A→B→D의 path를 따라서 왔을 지라도 A→C→D의 path가 발신측 A와 착신측 B사이를 잇는 cost가 가장 작은 path이면 A→C→D의 path를 따서 온 것처럼 자신의 패킷 내용이 바뀌는 것이다. 착신측 노드는 도착한 search message를 갱신한 다음, 그 갱신된 path를 따라 search message를 역방향으로 전송한다. 역방향 경로 설정 과정에서 각 노드는 이 message에 대한 논리 채널을 할당한다. 일단 역방향 경로 설정이 끝나면, 즉 역방향으로 전송된 message가 자신의 발신측 노드에 도착하면, 발신측 노드는 그 선택된 경로를 통하여 음성이나 데이터를 전송한다. 이렇게 하여 결과로서 나타나는 망은 congestion이 control된 망이 된다.

표 1은 임의의 노드가 search message를 받았을 때 하는 operation을 나타낸다.

표 1. NSR 알고리즘

```

/* search message가 역방향 경로 설정 과정에 있을 경우 */

Logical channel assignment;

If this node is the source node then
    Call supervision message starts;
else
    Backward routing continues;
/* search message가 forward search 과정에 있을 경우 */

If this node is the originating node of it then
    flood search starts;
else
    
```

```

begin
    If the message is the first arrived at for the call identity then
        begin
            Store the content of this message in buffer;
            Flooding goes on; /* loop free */
            If this node is the terminating node then
                begin
                    If the network is not in damage then
                        begin
                            Find a MFDL path from the path table;
                            if the selected has lower cost than the path in buffer then
                                Update the message with this selected path;
                            end;
                            Backward routing starts for this call;
                        end;
                    end;
                end;
            Update path table for every (S,D) pairs;
            /* D is this node, S may be any in the path of this message */
        end;
end;

```

Ⅲ. 경로 설정에서 요구되는 사항

군 통신망에서 요구되는 사항은 상업용 망에서의 그것과 좀 다른 점이 있다. 그것들 중 주요한 사항은 다음과 같다.

- 1) 손상 또는 과부하 상황에서서의 생존성
 - 2) 급변하는 부하 pattern에서의 자기 적응성과 가입자들의 빈번한 이동
 - 3) 망 configuration의 비밀 보장
- NSR 알고리즘은 위와 같은 군 통신망의 요구 사항을 충족시키는데 많은 유리한 점이 있다.

1) 가입자들의 고유 번호를 그들이 현재 있는 지리적 위치와 관계없이 정하고 이동시 그들이 위치한 곳의 노드에 자신의 고유 번호를 기록하게 하므로, configuration이 자주 변하는 상황에

서 이동할 때마다 고유 번호를 다시 정할 필요가 없다.

2) 각 노드는 자신의 local 가입자들에 관한 directory와 각 노드로부터 자신으로 오는 가장 최단경로를 기억하는 path table을 갖고 있으므로, 어느 한 노드가 적에게 포획될 경우 다른 노드의 local 가입자들에 대한 정보를 제공해주지 않는다. 따라서 망 configuration의 비밀성이 유지된다.

3) 가입자 검색과 경로 선택이 동시에 이루어진다.

4) 경로 설정 절차가 자동적이다.

5) 착신측 노드는 search message가 도착하면 그것의 발신측과 착신측 사이의 cost가 가장 작은 path 하나를 선택하여 역방향 경로 설정을

하므로, 경로 설정은 망의 congestion의 증가가 최소화되는 방향의 경로를 선택하게 된다.

6) Flooding된 search message들을 이용하여 각 노드의 path table을 갱신하므로 search message가 착신측에 도착하여 검색하는 path table의 내용은 거의 현재의 망 상태를 반영하게 된다. 따라서 congestion상태의 변화에 적응력있는 경로 설정이 된다.

7) 부분적인 손상 또는 failure에 대한 저항성이 좋다. 어떤 노드가 파괴 될 경우, 그 인접 노드는 그 정보를 search message에 실어 보내어 모든 노드가 그 사실을 알게 된다. 착신측 노드에 도착한 message는 HOOK time 이내의 과거에 망에 손상이 일어났음을 알게 되면 path table을 검색하지 않고 자신이 거쳐 온 path를 따라 역방향으로 전송된다.

8) First derivative length(FDL)를 링크의 cost로 채택하고 봉쇄 확률을 이 비선형 최적화 문제의 목적 함수로 채택할 경우, 경로 설정은 traffic 부하가 작은 경우는 semi-minimum hop path를 선택하고 traffic 부하가 큰 경우는 minimum hop path를 선택하는 경향을 나타낸다.

앞에서 얘기한 장점들 중에서 5), 6), 8)은 NSR이 기존의 모화형 경로 설정에 비해 우수한 점이다. NSR은 이와 같은 congestion control을 제공하는 반면, 새로운 work load를 망의 각 노드에 부과한다. Path table을 갱신하고 또 path를 선택하는 데 소요되는 이 부가적인 work load는 알고리즘이 제공하는 양질의 congestion control에 의해 상쇄될 수 있다.

IV. 경로 설정 과정

통화 요청에 대한 경로 과정은 다음과 같은 3단계로 나누어진다.

- 1) 순방향 search
- 2) 역방향 경로 설정
- 3) 통화 통제(call supervision)

각 search message의 내용은 다음과 같다.

- 착신측 가입자의 식별 번호
 - 통화의 고유 번호
 - 자신이 지나온 노드들의 list, 즉 path
 - path상의 각 링크들의 FDL
 - 망에 손상이 일어난 시각
 - 현재 순방향 search과정 또는 역방향 경로 설정 과정에 있는지의 여부를 나타내는 flag
- 모의 실험을 위한 시스템 변수는 표 2와 같이 정한다.

표 2. 모의 실험에 사용한 시스템 변수

Read cycle time=109 nsec
write cycle time=120 nsec
add cycle time=50 nsec
packet generation time=0 nsec
propagation delay=0 nsec

1. 순방향 Search

발신측 노드는 순방향 search message를 발생 시킴으로써 발신측 가입자에 대한 서비스를 부여한다. Search message는 발신측 노드의 이웃한 노드들로 전송 되는 데, 그 순서는 무작위이다. 이 search message들의 순서는 망의 손상 기간에만 고려되고 나머지 정상적인 상황하에서는 고려하지 않아도 된다. 왜냐 하면, 정상적인 상황에서, 전송된 search message들의 역할은 단지 착신측 노드에게 어떤 노드의 가입자가 이 노드의 가입자에게 통화 연결을 시도하고 있다는 사실과 망의 각 노드에게 그것이 지나온 링크들의 상태를 알려주는 것 뿐이고 실제 path의 선택은 착신측 노드의 path table로부터 하기 때문이다. 이 나가는 방향의 링크들로의 무작위 전송은 현재 노드의 이웃 노드들로부터 나가는 링크들의 상태에 대한 unpredictability에 의해 설명된다. 그림 1에서 각 링크의 위에 있는 숫자는 그 링크의 cost를 나타낸다. 이 망에서 발신측을 A로, 착신측을 D로 하는 통화가 존재한다고 가정하자. 그리고, 각 노드는 cost가 가장 작은 링크로 먼저 search message들을 전송한다고

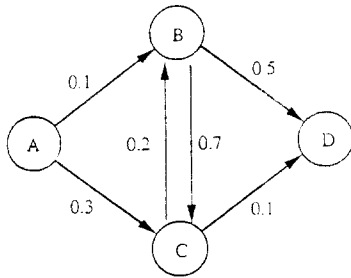


그림 1. Link status의 예.

하자. 이 경우 노드 A는 링크 (A, B)를 통해 먼저 전송하고 그 다음에 링크(A, C)로 전송하게 된다. 이렇게 하면 착신후 D는 path(A, B, C)를 통해온 search message를 먼저 받아서, 손상 기간 동안에는, path(A, C, D)가 최적 경로임에도 불구하고 자신이 거쳐 온 path (A, B, D)로 역방향 경로 설정을 할 것이다. 따라서, 어떤 특정한 순서로 search message를 나가는 방향의 링크들로 전송하는 것은 아무런 의미도 갖지 못하는 것이다.

발신측 노드는 search message를 나가는 방향의 링크들로 전송할 수 그 message의 통화 고유 번호와 통화 요청 시간을 자신의 search in progress table과 originating call attempt timer에 각각 저장한다. 정해진 time out 기간 동안에 그 search message에 대한 역방향 경로 설정 message가 도착하지 않으면 이 통화 요청을 중지하고 이 통화 개설을 요청한 가입자에게 service tone을 연결하여 준다.

Search message를 받은 노드들은 자신들의 search in progress table을 검색한다. 이 search message의 통화 고유 번호가 그 table에서 발견되지 않으면, 이것은 이 통화 요청에 대해서는 이 message가 처음으로 도착한 것임을 의미하므로 이 message를 나가는 방향의 링크들로 전송한 다음, 이 노드의 starch in progress table에 이 message의 통화 고유 번호를 등록한다. 그리고, 노드는 자신의 local subscriber directory table을 검색하여 이 search message의 착신측 가입자가 이 노드의 local 가입자이면 역방향

경로 설정을 개시한다. 이 search message에 대한 서비스가 모두 끝나면, 노드는 그 search message가 거쳐 온 링크들의 cost를 가지고 자신의 path table을 갱신한다. 이 search message의 flooding시, search message는 이 노드의 나가는 방향의 링크들 중에서 looping을 일으키지 않고 가용한 채널이 있는 링크들로 무작위 순으로 전송된다. 이 나가는 방향의 링크들 중 어떤 것이라도 방금 전 HOOK time 동안에 손상을 입은 링크가 있을 경우 search message들은 이 정보를 가지고 전송 된다.

표 3은 search message 내용의 예이다. 현재 search message가 도착한 노드 #4는 이 search message의 내용을 가지고 자신의 path table을 갱신한다. 이 search message가 거쳐 온 path가 (1, 2, 4)이므로, 노드 #4는 노드 #1으로부터 오는 가장 최선과 노드 #2로부터 오는 가장 최선에 대한 path table의 내용을 갱신할 수 있다. 각 링크의 cost, FDI, 은 이 path들의 cost를 갱신하는 데 이용된다. 표 4는 노드 #4의 path table의 내용을 보여 준다.

표 3. Search message 내용의 예

Call id=1
Forward / Backward=0
Destruction time=ffff
Destination subscriber id=1010
Path : 1 2 4

현재 도착한 search message의 cost가 어떤 특정 값, feasible distance, 보다 큰 경우, 노드는 이 message를 더 이상 전송하지 않는다. 이것은 이 message가 거쳐 온 path는 가용한 것이 아니기 때문이다. Flooding하는 방어의 제한을 주는 이 방식을 적용하여 얻는 효과는 신호 선로에의 과다한 부하를 줄임으로써 통화 개설 시간이 줄어들고 접이다. 이로 인한 망의 congestion control의 성능에는 변함이 없다.

표 4. Path table 내용의 예

a) Node #1에서 node #4로 오는 path들

Paths	entry time	cost
1 2 4	2.40	0.518212
1 3 4	2.40	1.102398

b) Node #2에서 node #4로 오는 path

Paths	entry time	cost
2 4	2.40	0.378535

c) Node #3에서 node #4로 오는 path들

Paths	entry time	cost
3 4	1.94	0.253751
3 2 4	1.77	0.345882

2. 역방향 경로 설정

대부분의 search message가 자기가 도착한 노드의 local 가입자를 착신측으로 하지 않으므로 통화 개설 과정의 속도를 빠르게 하고 망 전반에 걸친 균등한 통화 개설 시간 지연을 유지하기 위해서, search message는 노드의 local-subscriber directory table을 검색하기 전에 먼저 전송된다.

local-subscriber-directory table을 검색하여 착신측이 이 노드의 local 가입자임이 확인되면 이 노드는 HOOK time 이내의 과거에 손상이 생기지 않은 경우는 path table을 보고 HOOK time 이내의 과거에 갱신된 path들 중에서 cost가 가장 작은 path를 선택하여 그 pathfh search message의 내용을 바꾼 다음 역방향으로 경로 설정을 한다. 이 cost가 가장 작은 path를 minimum first derivative length(MFDL) path라 부른다.

역방향 경로 설정 과정에 있는 search message를 받은 노드는 이 통화가 경로 설정이 완료된 후 사용할 inband의 논리 채널들을 할당할 다음 단순히 path의 역방향 다음 링크로 search message를 전송한다. 이 때, search message는 각 링크의 가용한 채널의 번호를 기억한다. 이와 같은 과정이 search message가 이 통화의 발신측 노드에 도착할 때까지 계속된다. 역방향 경로

설정이 완료되면 발신측 교환기는 트렁크 회선을 연결함으로써 발신측 가입자에게 착신측 교환기로부터 오는 ring back tone을 보내고 개설된 path를 따라 착신측 교환기에게 "route completed" verification message를 보낸다.

3. 통화 통제

"Route completed" verification message가 착신측 교환기에 도착하면 착신측 교환기는 호출되는 가입자에게 ringing을 시작하고 발신측 가입자에게 ringback을 연결한다. 호출되는 가입자가 ringing에 대하여 응답하는 즉시 개설된 path를 따라 answer supervision message가 전송된다. 이 때, 각 교환기들은 자신의 통화 상태 정보를 차례로 갱신한다. 착신측 교환기는 ringing 과 ringback을 모두 끊고 개설된 path의 채널로 착신측 가입자를 연결한다. 이렇게 하여 착신측 가입자가 발신측 가입자 사이의 통화가 이루어진다.

두 가입자들 중 한 가입자라도 통화를 끊으면, 그 통화의 path를 따라서 "disconnect request"가 전송된다. 발신측 가입자가 먼저 통화를 끊었을 경우, 각 노드는 이 request를 착신측 교환기까지 전송하고 이 request를 받은 착신측 교환기는 "circuit clear"message를 역방향으로 전송한다.

V. 회선 교환 망에 대한 모의 실험

회선 교환 망에서 망의 각 노드들에 도착하는 traffic들은 call-by-call basis로 path를 통하여 망의 다른 노드들에 전달된다. 각각의 통화는 몇 개의 path들로 통화 개설을 시도할 수 있다. 만약 모든 path들이 busy할 경우, 통화는 loss된다. 따라서, 회선 교환 망에서 고려되는 가장 중요한 서어비스 요구 사항은 낮은 봉쇄율이고 각 경로 설정 방식들은 이것을 기준으로 하여 비교된다.

이 절에서는 회선 교환 망의 목적 함수로서

평균 EEBP를 도입한다⁶⁾. 본문에서는 모든 링크들이 동일한 전송 bandwidth를 가지고 있고 양방향으로 전송할 수 있는 접속망을 다룬다. 망의 각 링크는 한 번에 한 개의 통화를 전송할 수 있는 고정된 수의 채널들을 가지고 있다. 발신측 노드, S,에서 발생하는 통화는 하나 또는 여러 개의 링크를 거쳐서 착신측 노드, D,에까지 간다. 이 모델링의 몇 가지 가정들은 다음과 같다.

- 1) 각(S, D)노드 쌍에 들어오는 외부 부하의 arrival은 poisson process이다.
- 2) 통화 연결, 단절, 교환 시간을 포함하는 통화 시간, 즉 노드에서의 서어비스 시간은 지수 분포를 갖는다.
- 3) 각 링크에 흐르는 traffic에 대한 통제는 서로 독립적이다.

각 링크는 m_i 개의 채널들로 구성된다. 만약 모든 채널들이 통화들에 의해 점유되면, 이 때 그링크는 busy하다고 하고 이 확률을 링크 봉쇄 확률이라 한다. 또, 여러 개의 링크들로 구성되는 어떤 path의 하나 이상의 링크가 busy일 경우 그 path는 busy하다고 하고 이 확률을 path 봉쇄확률이라 한다.

Erlang-B formula에 의한 링크 봉쇄 확률은 다음과 같다.

$$EB_i(a_i, n_i) = \frac{a_i^{n_i}}{n_i! \sum_{k=0}^{n_i} \frac{a_i^k}{k!}}, \text{ 여기서 } a_i \text{는 링크 } i \text{에}$$

가해진 부하로서 $\frac{\lambda_i}{\mu_i}$ 이다. (1)

각 통화는 회선 교환 traffic이기 때문에, 발신측 노드에서 착신측 노드까지의 일련의 링크들을 그 통화 시간 동안 점유한다. 따라서, path 봉쇄 확률은 그 path의 각 링크들을 고려해야 한다. (S, D) 사이의 특정 path k에 대한 path 봉쇄

확률, $PBP(S, D)_k$, 은 다음과 같다.

$$PBP(S, D)_k = 1 - \prod_{i \in L(S, D)_k} (1 - EB_i(a_i, n_i)) \quad (2)$$

식 (2)에서, $L(S, D)_k$ 는 path k를 구성하는 링크들의 집합이다. Link 봉쇄 확률이 작을 때, 즉 가해진 traffic이 burst할 경우, path 봉쇄 확률은 다음 식으로 근사화된다.

$$PBP(S, D)_k = \sum_{i \in L(S, D)_k} EB_i(a_i, n_i) \quad (3)$$

발신측 노드, S,와 착신측 노드, D, 사이에는 여러 개의 path들이 존재할 수 있으므로 그 가능한 path들의 수를 $NP(S, D)$ 라 하고 그 중 특정 path k를 이용할 확률을 $q(S, D)_k$ 라 한다.

이로부터 (S, D)사이의 EEBP를 구한다.

$$EEBP(S, D) = \sum_{k=1}^{NP(S, D)} q(S, D)_k \sum_{i \in L(S, D)_k} EB_i(a_i, n_i) \quad (4)$$

마지막으로, 모든 가해진 외부 부하에 의하여 예상되는 평균 EEBP를 구하면 다음과 같다.

$$ave(EEBP) = \sum_{j=1}^{NSD} \frac{\lambda(S_j, D_j)}{\gamma} EEBP(S_j, D_j) = \sum_{j=1}^{NSD} \frac{\lambda(S_j, D_j)}{\gamma} \sum_{k=1}^{NP(S_j, D_j)} q(S_j, D_j)_k \sum_{i \in L(S_j, D_j)_k} EB_i(a_i, n_i)$$

$$= \frac{1}{\gamma} \sum_{i=1}^{NL} \lambda_i EB_i(a_i, n_i) \quad (5)$$

이 식에서 NSD는 가능한 (S, D) 쌍들의 수이고, NL은 망안의 링크들의 수이다. 이렇게 하여 식(5)와 같이 링크 봉쇄 확률들의 weighted sum으로 나타내어지는 평균 EEBP를 얻는다.

그림 2의 (a), (b) 두 시스템은 가해진 부하에 대하여 생각할 때 동격이므로 식(5)는 다음 식으로 표현될 수 있다.

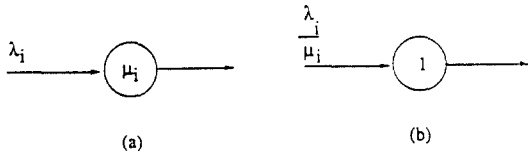


그림 2. Arrival 측면의 동가 모델.

$$\begin{aligned} \frac{1}{\gamma} \sum_{i=1}^{NL} \lambda_i EB_i(a_i, n_i) \\ = \frac{1}{\gamma} \sum_{i=1}^{NL} a_i EB_i(a_i, n_i) \Big|_{\mu_i=1} \end{aligned} \quad (6)$$

어떤 순간에 망에 가해진 총 외부 부하, γ 는 상수이므로 구하고자 하는 목적 함수는 식(7)이 된다.

$$f(a_1, a_2, \dots, a_{NL}) = \sum_{i=1}^{NL} a_i EB_i(a_i, n_i),$$

여기서 $a_i = \sum_{j=1}^{NSD} a_i(S_j, D_j)$ 이다. (7)

이 비선형 최적화 문제의 목적 함수가 식(7)과 같이 정해졌을 때 각각의 링크를 흐르는 traffic rate, a_i ,의 변화에 따른 목적 함수, $f(a_1, a_2, \dots, a_{NL})$ 의 변화량은 식(8)과 같이 된다.

$$\frac{\Delta f(a_1, a_2, \dots, a_{NL})}{\Delta a} = \sum_{k=1}^{NL} \frac{\partial(a_k \cdot EB_k(a_k, n_k))}{\partial a_k} \quad (8)$$

이 값을 FDL이라 부른다. 가해지는 부하의 증가분, Δa 에 의한 목적 함수 값의 증가분을 최소화하기 위하여 경로 설정은 FDL이 가장 작은 path를 선택하여야 한다. 이 path를 MFDL path라 한다.

NSR 알고리즘의 성능을 분석적인 알고리즘들과 비교하기 위해 그림 3의 회선 교환 망에서 모의 실험한 결과를 나타낸 것이 표 5에 나타나 있다. 이 모의 실험 결과로부터 NSR 알고리즘이 다른 알고리즘들보다 좋지는 못하지만 그래도 견줄만한 성능을 나타냄을 알 수 있다.

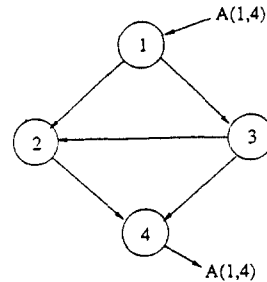


그림 3. 모의 실험 모델.

군 통신망에서의 유효함을 보이려고 flooding과 NSR 알고리즘을 9-노드 격자형 망에서 모의 실험한 결과가 그림 4의 (a), (b)에 나타나 있다. 이 결과로부터, NSR 알고리즘은 flooding에 비하여 비교할만한 0.1ms order의 통화 설정 시간 지연을 가지는 반면, flooding보다 월등히 좋은 congestion control 성능을 가짐을 알 수 있다.

표 5. NSR과 GP, FD와의 성능 비교

Link i (node, node)	1	2	3	4	5	ave EEBP
n_i	3	3	2	5	2	
A(1,4)=1						
FD	0.705	0.295	0	0.705	0.295	0.0315
GP	0.5	0.5	0.0	0.5	0.5	0.0227
NSR	0.602	0.398	0.191	0.793	0.207	
Optimum	0.72	0.28	0	0.72	0.28	0.0321
A(1,4)=1.4						
FD	0.83	0.57	0.27	1.09	0.31	0.0673
GP	0.8	0.6	0.35	1.15	1.25	0.0673
NSR	0.83	0.57	0.26	1.10	0.31	
Optimum	0.97	0.43	0	0.97	0.43	0.0880
Optimum	0.83	0.57	0.26	1.10	0.31	0.0673

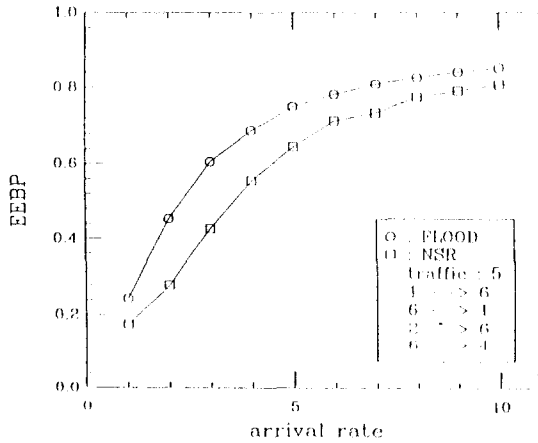


그림 4. (a) 9노드 격자형 망에 대한 모의 실험의 EEBP.

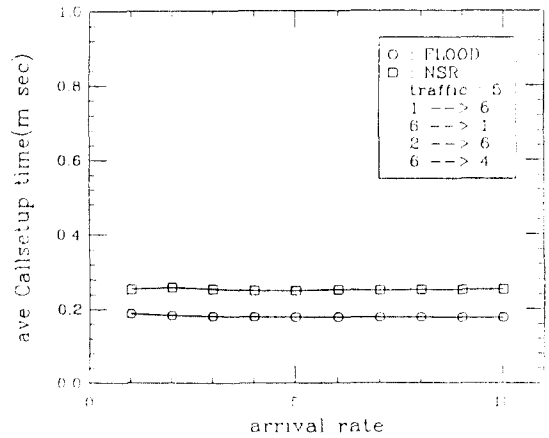


그림 4. (b) 9노드 격자형 망에 대한 모의 실험의 경로 설정 시간 지연.

VI. M/D/1 시스템에 대한 모의 실험

TDM 방식으로 전송되는 패킷 교환 망은 M/D/1 지연 시스템으로 모델링할 수 있다. 이 시스템에 대한 최적화 과제의 목적 함수는 다음과 같다.

$$f(\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_{NL}) = \frac{1}{\gamma} \sum_i \lambda_i T_i \text{를}$$

(9)

최소화한다.

여기서 $T_i = \frac{\lambda_i x^2}{2(1 - \lambda_i x)} + x + d_i$ 이다.

x = 패킷의 길이

d_i = processing과 진행 시간 지연의 평균값이다.

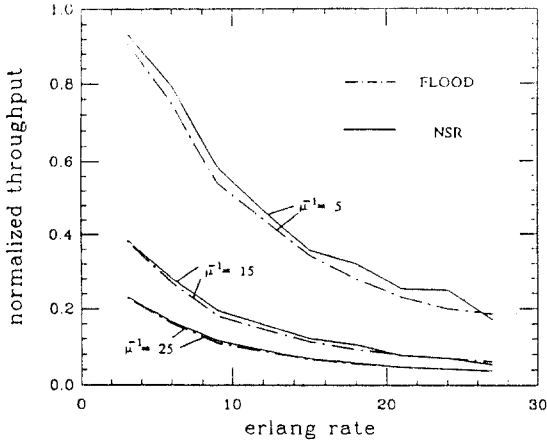


그림 5. (a) M/D/1 시스템의 normalized throughput.

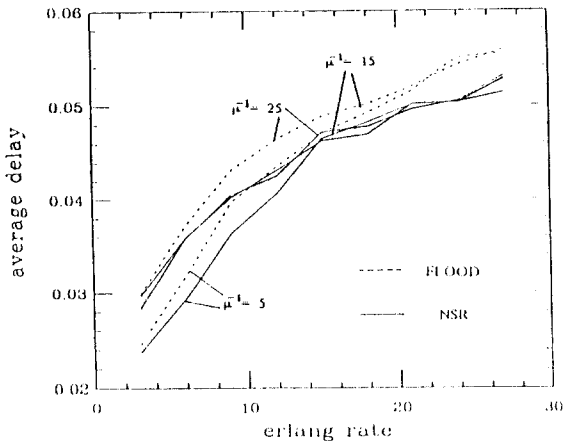


그림 5. (b) M/D/1 시스템의 시간 지연의 기대치

식(9)를 목적함수로 사용하여 모의 실험하여 normalized throughput과 inband 채널에서의 예상되는 average delay를 측정함으로써 flooding 알고리즘과 NSR 알고리즘이 성능을 비교하였다. 그림 5 (a), (b)는 이 모의 실험의 결과이다. 이 그림으로부터 NSR 알고리즘은 flooding

에 비하여 높은 throughput을 제공함을 알 수 있다.

VII. M/M/c 지연 시스템에 대한 모의 시험

패킷 교환 방식으로 운용되는 트렁크 그룹들이 c 개 존재하는 가상 회선 교환 망에 대한 최적화 과제의 목적 함수는 지연 시간으로 정하는 것이 일반적이나, 본 논문에서는 지연 시간보다 더 강제성이 있는 지연 확률을 도입하였다.

M/M/c 시스템에서의 waiting time의 기대치, W_q 는 식 (10)로써 주어진다.

$$W_q = \frac{\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^c \mu}{(c-1)!(c\mu - \lambda)^2} p_0$$

$$p_0 = \frac{1}{\sum_{n=0}^{c-1} \frac{\lambda^n}{n! \mu^n} + \frac{\lambda^c}{c! \mu^c} \frac{c\mu}{c\mu - \lambda}}$$

$\lambda < c\mu$ (10)

하나의 통화가 발신측 노드, S에서 착신측 노드, D 까지 가는 데 걸리는 end-to-end 지연은 $\sum_{i \in L(S,D)} W_{q_i}$ 이므로 end-to-end 지연의 기대치, EED(S, D)는 다음 식 (11)가 된다.

$$EED(S, D) = \sum_{k=1}^{NP(S,D)} q(S, D)_k \sum_{i \in L(S, D)_k} W_{q_i}$$

$$\sum_{k=1}^{NP(S,D)} q(S, D)_k = 1 \quad (11)$$

이 식의 전개는 회선 교환 망의 경우와 동일한 과정을 거쳐 평균 end to end 지연을 다음 식 (12)과 같이 구한다.

$$ave\ EED = \frac{\mu}{\gamma} \sum_{i=1}^{NL} a_i W_{q_i}$$

$$\gamma = \sum_i \lambda_i \quad (12)$$

식(12)은 하나의 통화가 임의의 링크에 도착하여 기다려야 하는 시간의 기대치를 나타낸다. $\frac{\mu}{\gamma}$ 는 상수이므로 이 M/M/c 지연 시스템에 대한 최적화 문제의 목적 함수는 식(13)과 같이 정한다.

$$f(a_1, a_2, \dots, a_{NL}) = \sum_{i=1}^{NL} a_i W_{q_i} \text{ 를}$$

최소화한다.

$$a_i = \sum_{j=1}^{NSD} a_i(S_j, D_j) \quad (13)$$

한편, 임의의 패킷이 링크 i에 도착하여 버퍼에서 기다리게 될 확률을 P_{w_i} 라고 하면, P_{w_i} 는 다음 식(14)와 같이 주어진다.

$$P_{w_i} = 1 - \frac{\sum_{n=0}^{n_i-1} \frac{1}{n!} \left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^n}{\sum_{n=0}^{n_i-1} \frac{1}{n!} \left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^n + \frac{1}{n_i!} \left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^{n_i} \frac{n_i \mu}{n_i \mu - \lambda}}$$

$$, \quad n_i \mu > \lambda \quad (14)$$

가상 회선 교환 망의 경우도 회선 교환 망의 경우와 같은 과정을 거쳐 식(15)와 같이 목적 함수를 유도할 수 있다.

$$f(a_1, a_2, \dots, a_{NL}) = \sum_{i=1}^{NL} a_i P_{w_i} \text{를 최소화한다.}$$

$$a_i = \sum_{j=1}^{NSD} a_i(S_j, D_j) \quad (15)$$

이 목적 함수를 평균 end-to-end 지연 확률 (EEDP)라 하고 M/M/c 가상 회선 교환 망에서 NSR 알고리즘을 적용시키기 위해 식 (16)과 같이 간략화하였다.

$$a_i P_{w_i} = \left(\frac{a_i}{n_i}\right)^{\frac{0.6n_i+2}{a_i^{0.3}}} \quad (16)$$

이 P_{w_i} 는 회선 교환 망의 경우에서와 같은 semi minimum hop 경로 설정을 하므로, waiting time보다 더 좋은 최적화를 기대할 수 있다. 표 6는 9 노드 격자형 망에서 이 지연 확률과 지연 시간을 각각 목적 함수로 하여 Delta 알고리즘¹⁰⁾을 사용하여 모의 실험을 하였을 때 결과로서 나타난 각 링크의 waiting time의 기대치를 보여 준다. WQ(i, j)는 노드 i에서 j로 가는 방향의 링크에서의 W_{q_i} 이다. 이 표로부터 목적 함수로서의 지연 확률이 지연 시간에 상응하는 성능을 나타낼을 알 수 있다. 이 가상 회선 교환 망의 end to end 지연 확률의 기대치, EEDP를 목적 함수로 하여 모의 실험한 결과를 그림 6에 나타내었다. 이 결과로부터 가상 회선 교환 망에서 NSR 알고리즘은 flooding 알고리즘보다 좋은 성능을 나타낼을 알 수 있다.

	S	D	erlang
Input :	0	→ 8	3.6
	0	→ 5	1.2
	2	→ 6	2.4

표 6. 시간 지연과 지연 확률을 목적 함수로 한 경우의 Delta 적용 결과

	Time	Probability
WQ(0,1)	0.0308019	0.0293897
WQ(0,3)	0.0604792	0.0629911
WQ(1,2)	0.0043936	0.0040759
WQ(1,4)	0.0341761	0.0318978
WQ(2,1)	0.00517682	0.0046442
WQ(2,5)	0.0395522	0.0404356
WQ(3,4)	0.00575375	0.00585451
WQ(3,6)	0.00227824	0.0239423
WQ(4,3)	0.00086656	0.000890772
WQ(4,5)	0.00925611	0.00940024
WQ(4,7)	0.018569	0.0169262
WQ(5,4)	0.00046373	0.004463728
WQ(5,8)	0.0188126	0.0195602
WQ(6,7)	0.00149212	0.00149212
WQ(7,6)	0.00481692	0.00447619
WQ(7,8)	0.0103009	0.0107748
WQ(8,5)	1.2913e-14	1.29134e-14
WQ(8,7)	0.6295e-09	3.86137e-08
Mean	0.0148719	0.0148453
Variance	2.7072e-04	2.81098e-4

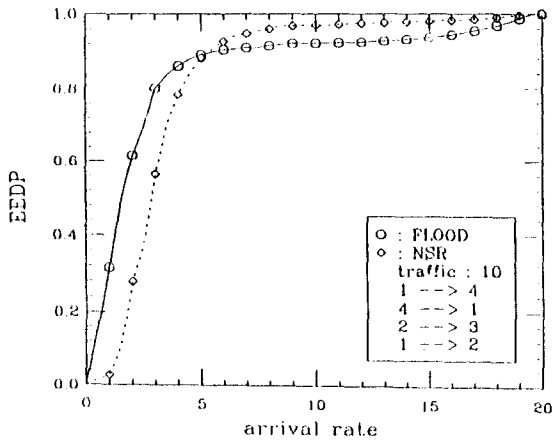


그림 6. M/M/c 가상 회선 망에 대한 모의 실험

VII. search message의 end-to-end delay 분석

NSR 알고리즘의 적요에 따른 outband 채널에서의 end-to-end delay 분석을 위하여 다음 사항을 가정한다.

- $M \times N$ 격자형 망을 대상으로 한다.

- 각 노드에서의 패킷 스위칭 delay는 무시한다.

- 각 링크에 도착하는 search message의 arrival process는 poisson이며 패킷의 길이는 평균 μ 인 지수분포를 갖는다.

- 망 내의 모든 링크들의 capacity는 동일하다.

- 망 내의 모든 노드들에의 통화 요구의 arrival은 평균 λ 인 poisson process로 i.i.d이다.

- Minimum hop route로 간 message가 노드에 가장 먼저 도착한다.

임의의 노드에서 발생한 통화 요구에 대한 search message는 모든 노드에 적어도 하나 이상 도착한다. 모든 노드는 각각의 통화 요구당 looping을 일으키지 않은 처음 도착한 것에 대해서만 나가는 방향의 링크들로 전송하므로, k 개의 링크들을 갖는 노드에의 external arrival에 대해 이 노드가 전송하는 search message의 수는 $k-1$ 개이다. 어느 한 링크로 전송할 확률은

$\frac{k-1}{k}$ 이므로 external arrival에 의한 link arrival

rate, λ_{k1} 은 $\frac{k-1}{k}(MN-1)\lambda$ 이고, internal call

arrival에 의한 link arrival rate, λ_{k2} 는 λ 이다.

따라서, k 개의 링크를 갖는 노드의 나가는 방향의 링크에의 search message의 arrival rate, λ_k

는 $[\frac{k-1}{k}(MN-1)+1]\lambda$ 이고, 각 링크의 data

capacity를 c 라고 할 때 이 링크에서의 time

delay, t_k 는 $\frac{1}{\mu c - \lambda_k}$ 이다.

링크가 k 개인 노드의 나가는 방향의 링크들에 대한 mass function을 P_k 라 하면,

$$P_2 = \frac{4 \times 2}{4MN - 2M - 2N}, \quad P_3 = \frac{6M + 6N - 24}{4MN - 2M - 2N}$$

$P_4 = \frac{4(M-2)(N-2)}{4MN - 2M - 2N}$ 이다. 따라서, 임의의 망에서 time delay의 기대치, t_d 는 $\sum_k p_k t_k$, $k=2, 3, 4$ 로 부터 구한다.

임의의 노드에서 발생한 search message가 그 착신측 노드에 도착하기까지의 지연 시간, T 를 구하기 위해 다음을 정의한다.

$f_0(k) = (i, j)$ 노드로부터 k hop 거리에 있는 노드들에 대한 mass function 즉, (i, j) 에서 발생한 search message가 k hop만에 착신측 노드에 도착할 확률

$f(k) =$ 임의의 (i, j) 에 대한 $f_{ij}(k)$

$T_{ij}(i, j)$ 노드에서 발생한 search message가 착신측 노드에서 도착하기까지의 지연 시간 $M \times N$ 격자형 망에서의 T 는 다음 식(17)로부터 구한다.

$$\begin{aligned} T &= \frac{1}{MN} \sum_{(i,j)} T_{ij}, \quad T_{ij} = \sum_{k=0} kt_d f_{ij}(k) \\ &= \frac{1}{MN} \sum_{(i,j)} \sum_{k=0} kt_d f_{ij}(k) \\ &= \sum_{k=0} kt_d \frac{1}{MN} \sum_{(i,j)} f_{ij}(k) \\ &= \sum_{k=0} kt_d f(k) \end{aligned} \tag{17}$$

그림 7(a)에서 $(0, 0)$ 에서 k hop 거리에 있는 노드들의 수, $NN(a, b, k)$ 를 구하면 그림 7(b), (c)로부터 다음 식 (18)과 같다.

$$\begin{aligned} NN(a, b, k) &= ku(k) + (a-k)u(k-a) \\ &\quad + (b-k)u(k-b) + (a+b-k)u(k-(a+b)) \\ , \quad u(k-a) &= \begin{cases} 1, & k \geq a \\ 0, & k < a \end{cases} \end{aligned} \tag{18}$$

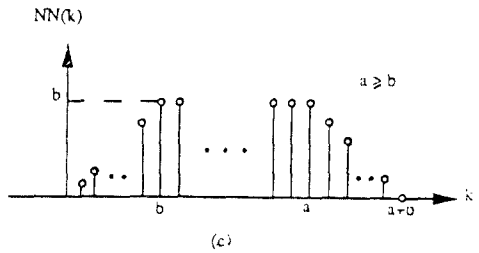
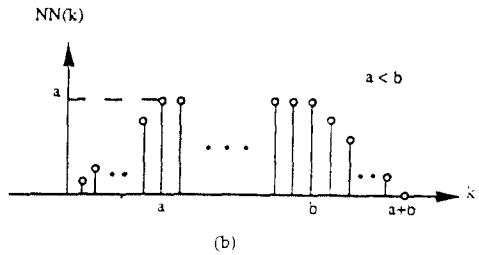
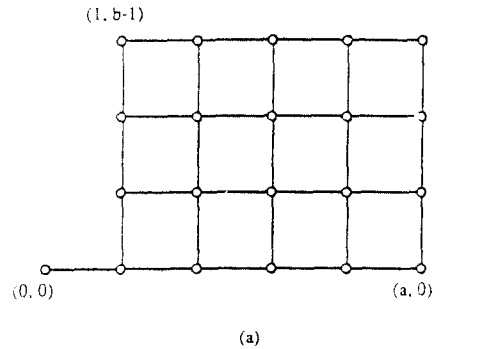


그림 7. k hop만에 도착할 수 있는 노드들의 수.

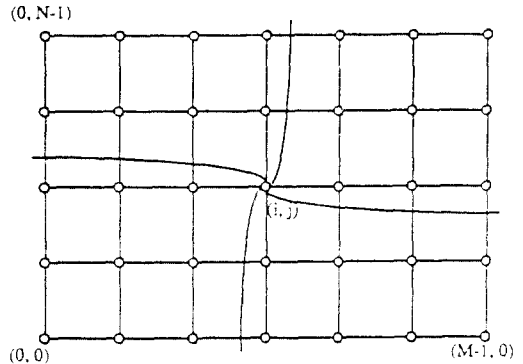


그림 8. $M \times N$ 격자형 망.

따라서, $NN_{ij}(k)$ 를 (ij) 노드를 기준으로 c 사분면의 노드들 중 k hop 거리에 있는 노드들의 수라 정의할 때, 그림 8로부터

$$\begin{aligned} NN_{ij1}(k) &= NN(M-1-i, N-j, k) \\ NN_{ij2}(k) &= NN(N-1-j, i+1, k) \\ NN_{ij3}(k) &= NN(i, j+1, k) \\ NN_{ij4}(k) &= NN(j, M-i, k) \end{aligned} \quad (19)$$

이다. (i, j) 노드로부터 k hop 거리에 있는 노드들의 수, $N_{ij}(k)$ 는 $\sum NN_{ij}(k)$ 이므로

$$f_{ij}(k) = \frac{N_{ij}(k)}{MN-1} \quad (20)$$

이다. 식(20)을 식(17)에 대입하여 T 를 구한다.

다음 그림 9는 이 분석 결과를 simulation 결과와 비교한 것이다. 여기서는 $M \times M$ 격자형 망에 적용하였다. 그림 10은 이 분석 결과를 이용하여 각 링크의 capacity, 패킷의 길이, arrival rate에 대하여 허용가능한 network size를 나타낸 것이다. 그림 10에서 MANS는 maximum allowable network size이다.

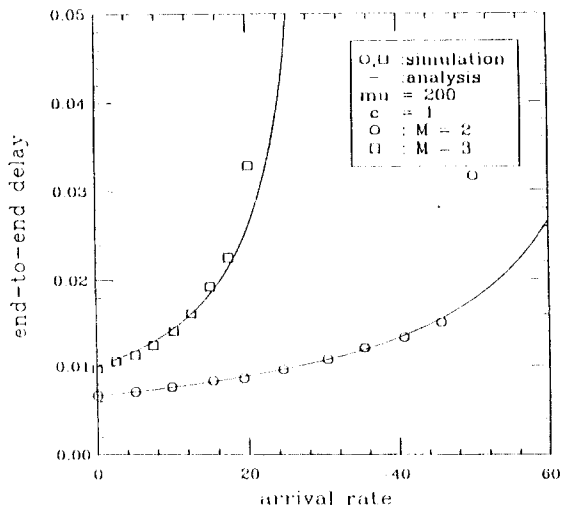


그림 9. 분석 결과와 simulation 결과의 비교.

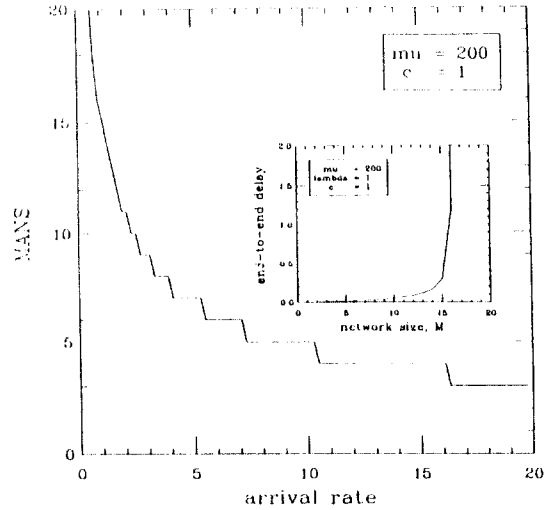


그림 10. 각 arrival rate에서의 M의 허용 범위.

IX. 결 론

본 논문은 군사 통신망에서 좀 더 효율적인 경로 설정을 제공하기 위한 것이므로, 다른 분석적인 알고리즘들을 연구한 결과, 각 링크의 FDL을 이용하면 원래 flood search 알고리즘의 고유한 장점들을 보존하면서 분석적인 알고리즘들과 비교할만한 성능을 얻게 되지 않을까하는 생각에서 시작하는 것이다. 이 군사 포화형 경로 설정 알고리즘의 성능을 측정된 결과, 기존의 flooding의 특성을 유지하면서 만족할 만한 전체 망의 congestion control을 제공할 수 있는 모의 시험을 통하여 알았다. 특히 FDL을 각 링크들의 상태 측정 수단으로 하였을 경우 semi-minimum hop 경로를 선택하는 점과 GP, FD 그리고 Delta 등의 분석적인 알고리즘들과 비교할 만한 control을 제공할 수 있음을 알았다. 이 같은 결과는 NSR 알고리즘이 다른 분석적인 알고리즘과 달리 실제 망에의 적용이 용이하고 주기적인 control message들의 노드 간 상호 통신이 필요없는 등의 장점을 감안할 때 매우 바람직한 것이다.

Flooding이 망에 요구하는 overhead는 망의 크기가 20×20 이하의 경우 공통 신호 선로가

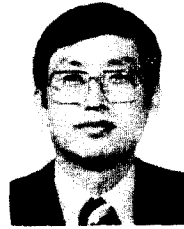
갖는 용량에 비하여 burst한 특성에 의해, 높은 traffic rate의 경우를 제외하고는, 용납될 수 있고, 또 NSR이 부가적으로 각 교환기의 database 관리부, MCS에의 work load는 다른 종류의 분산형 알고리즘이 요구하는 것에 비해 결코 큰 것이 아니다.

참 고 문 헌

1. "Operational and Organizational Plan for mobile Subscriber Equipment (MSE) system", USA Training & Doctrine Cmnd., Ft. Monroe, VA, Dec. 1986.
2. G. Ludwig and R. Roy, "Saturation Routing Network Limits", *IEEE Trans. on Comm.*, Vol. 65, No. 9, Sep. 1977.
3. V.O.K. Li and R. F. Chang, "Proposed Routing Algorithms for the U.S. Army Mobile Subscriber Equipment (MSE) Network", *Proc. IEEE 1986 Military Commun. Conf.*, Monterey, CA, paper 39.4.
4. Gerals W. Bernas and Donald M. Grieco, "A Comparison of Routing Techniques for Tactical Circuit-switched networks", *IEEE Milcom.*, 1978.
5. L.E. Miller, R.H. French, J. S. Lee, and D.J. Torrieri, "MSE routing Algorithm Comparison", *IEEE Milcom.*, 1989.
6. M. Schwartz and C.K. Cheung, "The Gradient Projection Algorithm for Multiple Routing in Message-Switched Networks", *IEEE Trans. on Comm.*, April, 1976.
7. L. Fratta, M.Gerla and L. Kleinrock, "The Flow Deviation Method: An Approach to Store-and-Forward Communication Network Design", *Networks*, 3:97-133, 1973 by John Wiley & Sons, inc.
8. T.K.G. Yum, "Circuit-Switched Routing in Nonhierarchical Networks", *ph. D. dissertation, Dept. Elec. Eng. Columbia Univ. New York, NY. 1985.*
9. T.G. Yum and M. Schwartz, "Comparison of Routing Procedures for Circuit-Switched Traffic in Non-Hierarchical Networks", *IEEE Trans. on Comm.*, Vol. No. 5, May 1987.
10. D.G.Cantor and M. Gerla, "A Comparison of Routing Techniques for Tactical Circuit Switched Networks", *IEEE Trans. on Computers*, Vol. C-23, No. 10, Oct. 1974.
11. V.O.K Li and R. Chang, "Proposed Routing Algorithms for the U.S. Army Mobile Subscriber Equipment (MSE) Network", *IEEE Milcom.*, 1986., McGraw-Hill Book Company.
12. G.R.Ash, R.H. Cardwell and R.P.Murray, "Design and Optimization of Networks with Dynamic Routing", *The Bell System Technical Journal*, Vol. 60, No. 8, Oct. 1981.
13. O. Lesser and R. Rom, "Routing by Controlled Flooding in Communication Networks", *IEEE Trans. on Comm.*, Aug. 1987.

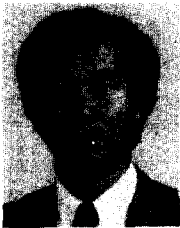


길 계 태(Gye Tae Kihl) 正會員
 1966年 7月 24日生
 1989年 2月 : 한양대학교 공과대학 전자통신공학과 졸업
 1991年 2月 : 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 졸업(석사학위 취득)
 1991年 3月 ~ 현재 : 한국전기통신공사 연구개발단



殷 鍾 官(Chong Kwan UN) 正會員
 1940年 8月 25日生
 1964. 6 : 美國University of Delaware 電子工學科卒業, 電子工學學士學位
 1966. 6 : 同大學院卒業, 電子工學碩士學位
 1969. 6 : 同大學院卒業, 電子工學博士學位

1969. 9 ~ 1973. 5 : 美國University of Maine 電子工學助教授
 1973. 5 ~ 1977. 6 : 美國스태프연구소(SRI) 責任研究員
 1977. 6 ~ 現在 : 韓國科學技術院電氣 및 電子工學科 教授, 本學會 理事
 1983. 7 ~ 1989. 6 : 韓國科學技術院 通信工學研究室長



朴 英 澈(Young Chul PARK) 正會員
 1953年 2月 9日生
 1971年 3月 ~ 1975年 2月 : 西江大學校 電子工學科(工學士)
 1979年 3月 ~ 1981年 8月 : 西江大學校 大學院 電子工學科(工學 碩士)
 1987年 3月 ~ 1991年 8月 : 韓國科學技術院 電氣 및 電子工學科(工學 博士)

1976年 6月 ~ 현재 : 韓防科學 研究所 先任研究員
 1982年 7月 ~ 1983年 7月 : 美國 AMMRC 研究所 交換研究員



이 상 철(Sang Chul LEE) 正會員
 1948年 2月 20日生
 1971年 2月 : 서울대학교 공과대학 전기 및 전자공학과 졸업
 1973年 : Virginia Polytechnic Institute 졸업(석사학위 취득)
 1976年 : Duke University 졸업(마사학위 취득)
 1976年 ~ 1982年 : Western Union Spac ecom.

1982年 ~ 1991年 : 국방과학연구소
 1991年 5月 ~ 현재 : 한국전기통신공사 연구개발단